

Universität Passau

Wirtschaftswissenschaftliche Fakultät

Containerbrückeneinsatzplanung in Seehafencontainerterminals

Entwurf und experimentelle Analyse von
Lösungsverfahren für das Container Sequencing
Problem

Dissertation

zur Erlangung des akademischen Grades eines
Doktors der Wirtschaftswissenschaften

(Dr. rer. pol.)

vorgelegt von

Dipl.-Wirt.-Inf. Matthias Bauer

Bibliografischer Nachweis

Erstgutachter: Prof. Dr. Hans Ziegler
Zweitgutachter: Prof. Dr. Peter Kleinschmidt

Tag der Disputation: 26. Oktober 2016

Matthias Bauer

Containerbrückeneinsatzplanung in Seehafencontainerterminals –
Entwurf und experimentelle Analyse von Lösungsverfahren
für das Container Sequencing Problem

249 Seiten, 45 Abbildungen, 67 Tabellen und 4 Anhänge.

Vorwort

Die vorliegende Arbeit entstand zum großen Teil während meiner Tätigkeit als wissenschaftlicher Mitarbeiter am Lehrstuhl für Betriebswirtschaftslehre mit Schwerpunkt Produktion und Logistik der Universität Passau.

Mein besonderer Dank gilt meinem Doktorvater Herrn Prof. Dr. Hans Ziegler für die fachliche Betreuung und die persönliche Unterstützung während der Entstehungszeit meiner Arbeit sowie für die Übernahme des Erstgutachtens.

Zudem danke ich Herrn Prof. Dr. Peter Kleinschmidt für die Übernahme des Zweitgutachtens.

Passau, im November 2016

Matthias Bauer

Inhaltsverzeichnis

Abbildungsverzeichnis	VII
Tabellenverzeichnis	X
Abkürzungsverzeichnis	XVI
Symbolverzeichnis	XVIII
1 Einleitung	1
2 Containerumschlag in Containerterminals	7
2.1 Grundlagen des maritimen Containertransports	7
2.2 Funktionsbereiche und Fördermittel in Containerterminals	11
2.2.1 Seeseitiger Umschlagbereich	12
2.2.2 Transportbereich	14
2.2.3 Lagerbereich	17
2.2.4 Landseitiger Umschlagbereich	19
2.3 Operative Planungsprobleme in Containerterminals	20
2.3.1 Planungsprobleme des seeseitigen Umschlagbereichs	21
2.3.2 Planungsprobleme des Transportbereichs	22
2.3.3 Planungsprobleme des Lagerbereichs	23
2.3.4 Planungsprobleme des landseitigen Umschlagbereichs	24
2.4 Zusammenfassung	25
3 Grundlagen der Containerbrückeneinsatzplanung	27
3.1 Das Quay Crane Scheduling Problem	27
3.1.1 Allgemeine Problembeschreibung	27
3.1.2 Entscheidungsrelevante Kosten und Zielsetzungen	31
3.1.3 Lösungsverfahren	35
3.1.4 Typologie zur Klassifizierung von Quay Crane Scheduling Problemen	37
3.2 Literaturstudie	40
3.3 Zusammenfassung	51

4	Charakterisierung des Container Sequencing Problems	53
4.1	Grundlagen und Begriffsdefinitionen	53
4.2	Ansätze zur Formulierung des Container Sequencing Problems	58
4.2.1	Problemformulierung nach Meisel/Wichmann (2010)	58
4.2.1.1	Verbale Problembeschreibung und Annahmen	59
4.2.1.2	Notationen	62
4.2.1.3	Mathematisches Optimierungsmodell	64
4.2.2	Problemformulierung auf der Basis von Aufträgen	67
4.2.2.1	Verbale Problembeschreibung und Annahmen	68
4.2.2.2	Notationen	70
4.2.2.3	Mathematisches Optimierungsmodell	73
4.2.3	Anforderungen an eine erweiterte Problemstellung	74
4.3	Das CSPLC	76
4.3.1	Verbale Problembeschreibung und Annahmen	76
4.3.2	Notationen	80
4.3.3	Mathematisches Optimierungsmodell	82
4.4	Komplexitätstheoretische Betrachtung	84
4.5	Zusammenfassung	87
5	Verfahren zur Lösung des CSPLC	88
5.1	Einführung	88
5.1.1	Grundlegende Aspekte zur Lösung des CSPLC	88
5.1.2	Beispielproblem	90
5.2	Ein GRASP-Ansatz zur Lösung des CSPLC	93
5.2.1	Grundlagen zur Metaheuristik GRASP	93
5.2.2	Konstruktionsphase	95
5.2.3	Verbesserungsphase	101
5.2.3.1	Verschiebestrategien	101
5.2.3.2	Lokale Suchverfahren	110
5.3	Eine Multi-Start-Heuristik zur Lösung des CSPLC	112
5.4	Stapelbasierte deterministische Verfahren zur Lösung des CSPLC	117
5.4.1	Grundstruktur und zentrale Idee	117
5.4.2	Schritt 1: Konstruktion der Stapelfolgen Π^A und Π^E	119
5.4.3	Schritt 2: Konstruktion einer zulässigen Auftragsfolge	127
5.5	Untere Schranken für den optimalen Zielfunktionswert	132
5.5.1	Untere Schranke US_1	132
5.5.2	Untere Schranke US_2	135
5.6	Zusammenfassung	137

6	Experimentelle Untersuchungen zum CSPLC	139
6.1	Datenbasis	139
6.1.1	Problemparameter und deren Ausprägungen	140
6.1.2	Generierung der Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration	142
6.1.3	Konzept zur Festlegung der Durchführungszeiten für die Leer- und Lastfahrten	146
6.2	Evaluation der unteren Schranke US_1	150
6.3	Analyse der stapelbasierten deterministischen Verfahren zur Lösung des CSPLC	154
6.3.1	Gesamtbetrachtung	154
6.3.2	Ergebnisse für die Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel	168
6.3.3	Ergebnisse für die Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln	176
6.4	Analyse der stochastischen Verfahren zur Lösung des CSPLC	186
6.4.1	Festlegung der Iterationszahl	186
6.4.2	Gesamtbetrachtung	187
6.4.3	Ergebnisse für die Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel	198
6.4.4	Ergebnisse für die Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln	207
6.5	Gegenüberstellung der stochastischen und stapelbasierten deterministischen Verfahren	217
6.5.1	Vorüberlegungen und Vorgehensweise	217
6.5.2	Vergleich der Ergebnisse für die gesamte Datenbasis	219
6.5.3	Vergleich der Ergebnisse für die Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel	223
6.5.4	Vergleich der Ergebnisse für die Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln	228
6.6	Zusammenfassung	231
7	Kritische Würdigung und Ausblick	235
7.1	Kritische Würdigung	235
7.1.1	Würdigung der untersuchten Problemstellung	235
7.1.2	Würdigung der Formulierung des CSPLC und des entwickelten mathematischen Optimierungsmodells	237
7.1.3	Würdigung der entwickelten Verfahren zur Lösung des CSPLC	240
7.2	Ausblick	242
8	Zusammenfassung	245
	Anhang	XXVIII
	Literaturverzeichnis	LXIV

Abbildungsverzeichnis

Abb. 2.1:	ISO-Standardcontainer, 40 Fuß und 20 Fuß	8
Abb. 2.2:	Schematische Ansicht eines Containerschiffs: Querschnitt und schematischer Aufbau der Ladebuchten	9
Abb. 2.3:	Schematischer Aufbau eines Containerterminals	11
Abb. 2.4:	Schematische Darstellung einer 1-Katz-Brücke und einer 2-Katz-Brücke	12
Abb. 2.5:	Schematische Darstellung passiver Flurfördermittel in Containerterminals: Zugmaschine mit Chassis, Trailerzug und fahrerloses Transportfahrzeug	14
Abb. 2.6:	Schematische Darstellung aktiver Flurfördermittel in Containerterminals: Portalstapler, Shuttle-Carrier und Reach-Stacker	16
Abb. 2.7:	Schematische Darstellung der Containerlagerung in Containerterminals: mit schienengebundenem Portalkran, mit gummibereiftem Portalkran, mit Portalstapler	17
Abb. 2.8:	Schematischer Aufbau eines terminalinternen Bahnhofs	19
Abb. 2.9:	Aufgaben, Fördermittel und operative Planungsprobleme der vier wichtigsten Funktionsbereiche eines Containerterminals	26
Abb. 3.1:	Schematische Darstellung des seeseitigen Umschlagbereichs eines Containerterminals (Draufsicht) und Querschnitt einer Ladebucht	28
Abb. 4.1:	Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration einer Ladebucht	54
Abb. 4.2:	Einzelspiel und Doppelspiel bei der Abfertigung einer Ladebucht	56
Abb. 4.3:	Beispiel für eine Folge an Containerbewegungen	61
Abb. 4.4:	Bildung von Aufträgen aus der Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration einer Ladebucht	69
Abb. 4.5:	Einzuhaltende Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen der Beispielinstantz für das auftragsbasierte CSP	70
Abb. 4.6:	Beispiel einer zulässigen Auftragsfolge	70
Abb. 4.7:	Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration einer Ladebucht mit Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern unterschiedlicher Containerkategorien	75

Abb. 4.8:	Bildung von Aufträgen aus der Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration einer Ladebucht mit Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern unterschiedlicher Containerkategorien	78
Abb. 4.9:	Einzuhaltende Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen der Beispielinanz für das CSPLC	79
Abb. 4.10:	Zulässige Auftragsfolge für die Beispielinanz mit Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern unterschiedlicher Containerkategorien	80
Abb. 5.1:	Beispielproblem für die Darstellung der entwickelten Lösungsverfahren	91
Abb. 5.2:	Bestehende Vorrangbeziehungen zwischen den Entladungs- und Einladungsaufträgen der Beispielinanz zur Beschreibung der Lösungsverfahren	92
Abb. 5.3:	Grundstruktur der Metaheuristik GRASP	93
Abb. 5.4:	Pseudocode der Konstruktionsphase des GRASP-Ansatzes	96
Abb. 5.5:	Auftragsfolge, die durch das randomisierte Greedy-Konstruktionsverfahren erzeugt wurde	99
Abb. 5.6:	Zu verbessernde Auftragsfolge sowie alle zulässigen Auftragsfolgen, die bei der Best Shift Left Strategie im Falle $p = 10$ zu überprüfen sind	103
Abb. 5.7:	Zu verbessernde Auftragsfolge sowie alle zulässigen Auftragsfolgen, die bei der Best Shift Right Strategie im Falle $p = 8$ zu überprüfen sind	105
Abb. 5.8:	Verbesserungsschritt bei der Merging Strategie	109
Abb. 5.9:	Grundstruktur des lokalen Suchverfahrens LS1	111
Abb. 5.10:	Grundstruktur des lokalen Suchverfahrens LS2	111
Abb. 5.11:	Grundstruktur der entwickelten Multi-Start-Heuristik	112
Abb. 5.12:	Pseudocode der Konstruktionsphase der Multi-Start-Heuristik	114
Abb. 5.13:	Auftragsfolge, die durch das Konstruktionsverfahren der Multi-Start-Heuristik erzeugt wurde	115
Abb. 5.14:	Schematischer Aufbau der im Beispiel abzufertigenden Ladebucht aus einer stapelorientierten Perspektive und die bei einer stapelweisen Entladung bzw. Beladung einzuhaltenden Vorrangbeziehungen	118
Abb. 5.15:	Grundstruktur der stapelbasierten deterministischen Verfahren	118
Abb. 5.16:	Pseudocode zur Konstruktion der Stapelfolge Π^A bei der Konstruktionsmethode 1a	120
Abb. 5.17:	Pseudocode zur Konstruktion der Stapelfolge Π^E bei der Konstruktionsmethode 1a	120

Abb. 5.18:	Auftragsfolge, die durch die Kombination von Konstruktionsmethode 1a und Konstruktionsmethode 2a erzeugt wurde	129
Abb. 5.19:	Pseudocode von Schritt 2 der Konstruktionsmethode 2b	130
Abb. 5.20:	Auftragsfolge, die durch die Kombination von Konstruktionsmethode 1a und Konstruktionsmethode 2b erzeugt wurde	131
Abb. 6.1:	Vertikale und horizontale Bewegungen des Spreaders bei der Abfertigung der Ladebucht	147
Abb. 6.2:	Entwicklung der $\overline{T^R}$ -Werte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	206
Abb. 6.3:	Entwicklung der $\overline{T^R}$ -Werte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	216
Abb. 6.4:	Entwicklung der ARE -Werte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	225
Abb. 6.5:	Entwicklung der ARE -Werte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	229

Tabellenverzeichnis

Tab. 3.1:	Typologie zur Klassifizierung von QCSP	38
Tab. 3.2:	Überblick über QCSP-Formulierungen	41
Tab. 5.1:	Anzahl der Entladungsaufträge a_n^A und Anzahl der Einladungsaufträge a_n^E , die bei der Abfertigung des Stapels $n \in N$ auszuführen sind	126
Tab. 5.2:	Überblick über die entwickelten stochastischen Verfahren zur Lösung des CSPLC	137
Tab. 5.3:	Überblick über die entwickelten stapelbasierten deterministischen Verfahren zur Lösung des CSPLC	138
Tab. 6.1:	Kategorisierung der generierten Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel	140
Tab. 6.2:	Kategorisierung der generierten Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln	141
Tab. 6.3:	Vergleich der unteren Schranken bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel	151
Tab. 6.4:	Vergleich der unteren Schranken bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln	153
Tab. 6.5:	Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren unter Einbezug aller 320 Probleminstanzen	156
Tab. 6.6:	ARE -, maximale RE -, $ADCR$ - und $AIRR$ -Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A	159
Tab. 6.7:	$\overline{A^{ES}}$ -, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A	165
Tab. 6.8:	Durchschnittliche Rechenzeiten ($\overline{T^R}$) und maximale Rechenzeiten (T_{Max}^R) der stapelbasierten deterministischen Verfahren	167

Tab. 6.9:	Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel	169
Tab. 6.10:	ARE -, maximale RE -, $ADCR$ - und $AIRR$ -Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	171
Tab. 6.11:	$\overline{A^{ES}}$ -, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	175
Tab. 6.12:	Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln	178
Tab. 6.13:	ARE -, maximale RE -, $ADCR$ - und $AIRR$ -Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	179
Tab. 6.14:	$\overline{A^{ES}}$ -, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	184
Tab. 6.15:	Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der vier stochastischen Verfahren unter Einbezug aller 320 Problem instanzen	189
Tab. 6.16:	ARE -, maximale RE -, $ADCR$ - und $AIRR$ -Werte der stochastischen Verfahren in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A	190
Tab. 6.17:	$\overline{A^{ES}}$ -, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stochastischen Verfahren in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A	195
Tab. 6.18:	$\overline{T^R}$ -, T_{Min}^R - und T_{Max}^R -Werte der stochastischen Verfahren in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A	196
Tab. 6.19:	Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der vier stochastischen Verfahren bei den 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel	199
Tab. 6.20:	ARE -, maximale RE -, $ADCR$ - und $AIRR$ -Werte der stochastischen Verfahren bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	200
Tab. 6.21:	$\overline{A^{ES}}$ -, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stochastischen Verfahren bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	203

Tab. 6.22:	$\overline{T^R}$ -, T_{Min}^R - und T_{Max}^R -Werte der stochastischen Verfahren bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	204
Tab. 6.23:	Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der vier stochastischen Verfahren bei den 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln	208
Tab. 6.24:	ARE -, maximale RE -, $ADCR$ - und $AIRR$ -Werte der stochastischen Verfahren bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	209
Tab. 6.25:	$\overline{A^{ES}}$ -, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stochastischen Verfahren bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	212
Tab. 6.26:	$\overline{T^R}$ -, T_{Min}^R - und T_{Max}^R -Werte der stochastischen Verfahren bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	214
Tab. 6.27:	Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* unter Einbezug aller 320 Problem instanzen	220
Tab. 6.28:	ARE -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A	221
Tab. 6.29:	Maximale RE -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A	221
Tab. 6.30:	$\overline{A^{ES}}$ -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A	223
Tab. 6.31:	Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel	224
Tab. 6.32:	Maximale RE -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	226
Tab. 6.33:	$\overline{A^{ES}}$ -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	227
Tab. 6.34:	Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln	228

Tab. 6.35:	Maximale RE -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	230
Tab. 6.36:	$\overline{A^{ES}}$ -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A	231
Tab. C.1:	Gegenüberstellung der unteren Schranken US_1 und US_{cplex} sowie die relative Abweichung A^{US} der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 für die Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel	XXXVII
Tab. C.2:	Ergebnisse des Verfahrens SBVaa bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel	XXXVIII
Tab. C.3:	Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den kleinen Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 100$ bzw. $c_A = 140$)	XXXIX
Tab. C.4:	Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den mittleren Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 224$ bzw. $c_A = 315$)	XL
Tab. C.5:	Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den großen Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 400$ bzw. $c_A = 560$)	XLI
Tab. C.6:	Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den sehr großen Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 624$ bzw. $c_A = 875$)	XLII
Tab. C.7:	Ergebnisse des Verfahrens SBV* bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel	XLIII
Tab. C.8:	Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den kleinen Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 100$ bzw. $c_A = 140$)	XLIV
Tab. C.9:	Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den mittleren Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 224$ bzw. $c_A = 315$)	XLV

Tab. C.10: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den großen Problem- instanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 400$ bzw. $c_A = 560$)	XLVI
Tab. C.11: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den sehr großen Pro- bleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 624$ bzw. $c_A = 875$)	XLVII
Tab. C.12: Überblick über die besten erzielten Ergebnisse bei den kleinen und mittleren Problem instanzen ohne Ladelukendeckel	XLVIII
Tab. C.13: Überblick über die besten erzielten Ergebnisse bei den großen und sehr großen Problem instanzen ohne Ladelukendeckel	XLIX
Tab. D.1: Gegenüberstellung der unteren Schranken US_1 und US_{cplex} sowie die relative Abweichung A^{US} der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 für die Problem instanzen mit Ladeluken- deckeln	LI
Tab. D.2: Ergebnisse des Verfahrens SBVaa bei den Problem instanzen mit La- delukendeckeln	LII
Tab. D.3: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den kleinen Problem instanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 106$ bzw. $c_A = 146$)	LIII
Tab. D.4: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den mittleren Problem instanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 230$ bzw. $c_A = 321$)	LIV
Tab. D.5: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den großen Problem instanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 410$ bzw. $c_A = 570$)	LV
Tab. D.6: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den sehr großen Problem instanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 634$ bzw. $c_A = 885$)	LVI
Tab. D.7: Ergebnisse des Verfahrens SBV* bei den Problem instanzen mit La- delukendeckeln	LVII
Tab. D.8: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den kleinen Problem- instanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 106$ bzw. $c_A = 146$)	LVIII

Tab. D.9: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den mittleren Problem- instanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 230$ bzw. $c_A = 321$)	LIX
Tab. D.10: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den großen Problem- instanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 410$ bzw. $c_A = 570$)	LX
Tab. D.11: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den sehr großen Pro- bleminstanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 634$ bzw. $c_A = 885$) . .	LXI
Tab. D.12: Überblick über die besten erzielten Ergebnisse bei den kleinen und mittleren Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln	LXII
Tab. D.13: Überblick über die besten erzielten Ergebnisse bei den großen und sehr großen Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln	LXIII

Abkürzungsverzeichnis

AGV	Automated Guided Vehicle
ALV	Automated Lifting Vehicle
ATSP	Asymmetrisches Traveling Salesman Problem
BSLS	Best Shift Left Strategie
BSRS	Best Shift Right Strategie
CSP	Container Sequencing Problem
CSPLC	Container Sequencing Problem unter Berücksichtigung von Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern verschiedener Containerkategorien
CTA	Containerterminal Altenwerder
CTB	Containerterminal Burchardkai
CTT	Containerterminal Tollerort
ECT	Europe Container Terminals
EDA	Estimation of Distribution Algorithmus
EE	Entfernungseinheiten
FSS	First Shift Strategie
GRASP	Greedy Randomized Adaptive Search Procedures
HHLA	Hamburger Hafen und Logistik AG
ISO	International Organization for Standardization
KM1a	Konstruktionsmethode 1a
KM1b	Konstruktionsmethode 1b
KM2a	Konstruktionsmethode 2a
KM2b	Konstruktionsmethode 2b
MS	Merging Strategie
QCSP	Quay Crane Scheduling Problem
RMGC	Rail Mounted Gantry Crane

RTGC	Rubber Tyred Gantry Crane
TEU	Twenty-foot Equivalent Unit
UDS	Unidirectional Scheduling
ZE	Zeiteinheiten

Symbolverzeichnis

(i, j)	Stellplatz in Ebene $j \in J$ des Stapels $i \in I$.
δ_r	Bewertung des Auftrags $r \in \Psi$.
Π^A	zulässige Stapelfolge für die stapelweise Entladung der abzufertigenden Ladebucht.
$\Pi_{n^G}^A$	Stapelfolge für die Entladung der in Stapelmenge $N_{n^G}^Z$ enthaltenen Stapel, mit $n^G \in N^G$.
Π^E	zulässige Stapelfolge für die stapelweise Beladung der abzufertigenden Ladebucht.
$\Pi_{n^G}^E$	Stapelfolge für die Beladung der in Stapelmenge $N_{n^G}^Z$ enthaltenen Stapel, mit $n^G \in N^G$.
Π^G	Folge, bestehend aus den Elementen der Menge N^G .
Π^O, Π^U	Teilfolgen bei der Generierung der Stapelfolgen $\Pi_{n^G}^A$ und $\Pi_{n^G}^E$.
τ_k^t	binär: $\tau_k^t = 1$, falls die Containerbewegung in Zug k vom Containerbewegungstyp $t \in T$ ist; $\tau_k^t = 0$, sonst.
Φ	aktuelle Auftragsfolge (Liste der bereits eingeplanten Aufträge).
Φ^*	optimale Auftragsfolge für die Beispielinstantz.
Φ^A	aus allen Entladungsaufträgen der Menge C^A bestehende Auftragsfolge, die sich aus der Stapelfolge Π^A ergibt.
Φ_n^A	Auftragsfolge, die bei der Entladung des Stapels $n \in N$ einzuhalten ist und ausschließlich die dem Stapel n zugehörigen Entladungsaufträge enthält. Φ_n^A wird durch die Vorrangbeziehungen eindeutig festgelegt.
Φ^E	aus allen Einladungsaufträgen der Menge C^E bestehende Auftragsfolge, die sich aus der Stapelfolge Π^E ergibt.
Φ_n^E	Auftragsfolge, die bei der Beladung des Stapels $n \in N$ einzuhalten ist und ausschließlich die dem Stapel n zugehörigen Einladungsaufträge enthält. Φ_n^E wird durch die Vorrangbeziehungen eindeutig festgelegt.
Φ_r^V	Verschiebeintervall des Auftrags $r \in \Phi$, wobei $\Phi_r^V = \Phi[\underline{p}_r^V .. \bar{p}_r^V] = \langle \Phi[\underline{p}_r^V], \Phi[\underline{p}_r^V + 1], \dots, \Phi[\bar{p}_r^V] \rangle$.
$\Phi[p]$	Auftrag, der an der p -ten Position in der aktuellen Auftragsfolge Φ steht, mit $p \in P$. Es gilt: $\Phi[1] = 0$.

Ψ	Kandidatenliste.
ψ_r	Auswahlwahrscheinlichkeit des Auftrags $r \in \Psi$.
Ω	Menge der noch nicht eingeplanten Aufträge.
Ω'	Menge der Stapel, die noch nicht in die zu generierende Stapelfolge aufgenommen wurden, wobei $\Omega' \subseteq N$.
A	Menge der Stellplätze, von denen ein Container entfernt werden muss, wobei $A = A^I \cup A^R$ und $A \subseteq S$.
a_n^A	Anzahl der Entladungsaufträge, die bei der Abfertigung des Stapels $n \in N$ auszuführen sind.
a_n^E	Anzahl der Einladungsaufträge, die bei der Abfertigung des Stapels $n \in N$ auszuführen sind.
A^{ES}	relative Abweichung des mit einem Verfahren für eine Problem Instanz ermittelten Zielfunktionswertes Z vom Zielfunktionswert Z^{ES} des Verfahrens SBVaa für die gleiche Problem Instanz.
$\overline{A^{ES}}$	durchschnittliche relative Abweichung der mit einem Verfahren ermittelten Zielfunktionswerte Z von den Zielfunktionswerten Z^{ES} des Verfahrens SBVaa.
A^I	Menge der Stellplätze, auf denen in der Ankunfts Konfiguration ein Importcontainer steht, wobei $A^I \subseteq S$.
A^R	Menge der Stellplätze, auf denen in der Ankunfts Konfiguration ein Rehandlecontainer steht, wobei $A^R \subseteq S$.
A^{US}	relative Abweichung der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 .
$\overline{A^{US}}$	durchschnittliche relative Abweichung der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 .
$ADCR$	durchschnittlicher Doppelspielanteil in den Lösungen eines Verfahrens.
$AIRR$	durchschnittlicher Anteil der schiffsinternen Umladungen in den Lösungen eines Verfahrens.
ARE	durchschnittliche relative Abweichung der mit einem Verfahren ermittelten Zielfunktionswerte Z von den unteren Schranken US_1 für die optimalen Zielfunktionswerte.
B	gegebene, nichtnegative reelle Zahl.
b_k	integer: Anzahl der Rehandlecontainer, die sich am Ende des Zuges k im Pufferbereich befinden.
BV	Containerbewegungstyp, wobei $BV \in T$; ein Rehandlecontainer wird aus dem Pufferbereich auf der Landseite entnommen und auf einem Stellplatz an Bord des Containerschiffs abgesetzt.

- C Menge der auszuführenden Aufträge, wobei der Auftrag 0 ein Dummyauftrag ist. Es gilt: $C = C^A \cup C^E \cup \{0\}$.
- c_A Anzahl der auszuführenden Aufträge, die sich aus der Ankunfts- und der Abfahrtskonfiguration der Ladebucht ergeben, wobei $c_A = |C^A| + |C^E|$.
- c_{sr} benötigte Zeit für die Ausführung des Auftrags $r \in C$ (Leerfahrt + Lastfahrt), falls Auftrag r unmittelbar nach Auftrag $s \in C$ ausgeführt wird und Rehandlecontainer stets extern umgeladen werden.
- C^A Menge der auszuführenden Entladungsaufträge.
- C_g^A Menge der Aufträge, die die Entladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie $g \in G$ vorsehen, wobei $C_g^A \subseteq C^{AR}$. Zudem gilt: $\bigcup_{g \in G} C_g^A = C^{AR}$.
- c^{AE} Anzahl der Einladungsaufträge, die in der Auftragsfolge unmittelbar nach einem Entladungsauftrag ausgeführt werden.
- C_i^{AL} Auftragsmenge des Ladelukendeckels $l \in L$, wobei $C_i^{AL} \subseteq C^A$. Zudem gilt: $C_0^{AL} = \emptyset$.
- C^{AR} Menge der Aufträge, die die Entladung eines Rehandlecontainers vorsehen, wobei $C^{AR} \subseteq C^A$.
- C_i^{AS} Auftragsmenge des Stapels $i \in I$, wobei $C_i^{AS} \subseteq C^A$. Zudem gilt: $C_0^{AS} = \emptyset$.
- C^C Menge der Aufträge, die die Bewegung eines Containers vorsehen, wobei $C^C \subseteq C \setminus \{0\}$.
- C^E Menge der auszuführenden Einladungsaufträge.
- C_g^E Menge der Aufträge, die die Einladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie $g \in G$ vorsehen, wobei $C_g^E \subseteq C^{ER}$. Zudem gilt: $\bigcup_{g \in G} C_g^E = C^{ER}$.
- c^{EA} Anzahl der Entladungsaufträge, die in der Auftragsfolge unmittelbar nach einem Einladungsauftrag ausgeführt werden.
- C^{ER} Menge der Aufträge, die die Einladung eines Rehandlecontainers vorsehen, wobei $C^{ER} \subseteq C^E$.
- c^{IR} Anzahl der schiffsinternen Umladungen in der Auftragsfolge.
- C^L Menge der Aufträge, die die Bewegung eines Ladelukendeckels vorsehen, wobei $C^L \subseteq C \setminus \{0\}$.
- C_l^L Auftragsmenge des Ladelukendeckels $l \in L$, wobei $C_l^L \subseteq C$. Zudem gilt: $C_0^L = \emptyset$.
- C_0^N Menge der Aufträge, die in einer zulässigen Auftragsfolge gleich zu Beginn, d. h. direkt nach dem Dummyauftrag 0, ausgeführt werden können, wobei $C_0^N \subseteq C^A \cup C^E$.
- C_i^S Auftragsmenge des Stapels $i \in I$, wobei $C_i^S \subseteq C$. Zudem gilt: $C_0^S = \emptyset$.

- C_r^V Menge der Entladungs- und Einladungsaufträge, die in einer Auftragsfolge unmittelbar vor Auftrag $r \in C$ ausgeführt werden können, ohne dass dadurch die bestehenden Vorrangbeziehungen verletzt werden. Dabei ist $C_r^V \subseteq C^A \cup C^E$. Zudem gilt: $C_0^V = \emptyset$.
- D Menge der Stellplätze, auf denen ein Container zu platzieren ist, wobei $D = D^E \cup D^R$ und $D \subseteq S$.
- d_{sr} Höhe der Zeitersparnis, die sich durch eine schiffsinterne Umladung ergibt, falls Auftrag $r \in C$ unmittelbar nach Auftrag $s \in C$ ausgeführt wird.
- d'_{sr} Höhe der Zeitersparnis, die sich durch eine schiffsinterne Umladung ergibt, falls Auftrag $r \in C$ unmittelbar nach Auftrag $s \in C$ ausgeführt wird.
- d_h^1 horizontale Distanz (pauschal) zwischen der Übergabestation/dem Pufferbereich auf der Landseite und dem Stellplatz $(1, j_A)$ in der betrachteten Ladebucht.
- d_v^1 vertikale Distanz (pauschal) zwischen der Übergabestation/dem Pufferbereich auf der Landseite und der Höhe, auf die der Spreader angehoben werden muss, damit alle Stellplätze in der Ladebucht (unabhängig von ihrer Belegung) unter Last und ohne Last sicher überfahren werden können.
- d_h^2 horizontale Distanz zwischen zwei Stapeln der betrachteten Ladebucht.
- d_v^2 vertikale Distanz (pauschal) zwischen dem Stellplatz $(1, j_A)$ in der betrachteten Ladebucht und der Höhe, auf die der Spreader angehoben werden muss, damit alle Stellplätze in der Ladebucht (unabhängig von ihrer Belegung) unter Last und ohne Last sicher überfahren werden können.
- d_v^3 vertikale Distanz zwischen zwei Ebenen der betrachteten Ladebucht.
- D^E Menge der Stellplätze, auf denen in der Abfahrtskonfiguration ein Exportcontainer steht, wobei $D^E \subseteq S$.
- $\overline{d_r^{IU^*}}$ maximale Zeitersparnis, die sich mit Auftrag $r \in C$ erzielen lässt. Es gilt: $\overline{d_r^{IU^*}} = \max \{d'_{sr} : s \in C_r^V\}$, falls $r \in C^{ER}$; $\overline{d_r^{IU^*}} = 0$, sonst.
- d_{best}^L Entfernung des aktuell ausgewählten Stapels n^* zur Landseite des Containerschiffs, wobei $n^* \in N$.
- d_n^L Entfernung des Stapels $n \in N$ zur Landseite des Containerschiffs.
- d^{max} maximale Zeitersparnis, die sich durch die Aufnahme eines Auftrags $s \in \Psi$ in die aktuelle Auftragsfolge Φ erzielen lässt.
- D^R Menge der Stellplätze, auf denen in der Abfahrtskonfiguration ein Rehandlecontainer steht, wobei $D^R \subseteq S$.
- d^t benötigte Zeit für die Durchführung einer Containerbewegung (Lastfahrt) des Typs $t \in T$.

d^{tu}	benötigte Zeit für die Durchführung der Leerfahrt zwischen einer Containerbewegung des Typs t und einer Containerbewegung des Typs u mit $t, u \in T$.
DCR	Doppelspielanteil in der Lösung eines Verfahrens.
e_k^{tu}	binär: $e_k^{tu} = 1$, falls die Containerbewegung in Zug k vom Containerbewegungstyp $t \in T$ und die Containerbewegung in Zug $k + 1$ vom Containerbewegungstyp $u \in T$ ist; $e_k^{tu} = 0$, sonst.
G	Menge der Containerkategorien, $G = \{1, 2, \dots, g_A\}$.
g_A	Anzahl der Containerkategorien.
g_r	Containerkategorie des Auftrags r , mit $r \in C^{AR} \cup C^{ER}$, wobei $g_r \in G$.
I	Indexmenge an Stapeln, $I = \{1, 2, \dots, i_A\}$.
i_A	Anzahl der Stapel in der Ladebucht.
I_r	Menge der Stapel, über die sich der Ladelukendeckel, welcher durch den Auftrag $r \in C^L$ zu bewegen ist, erstreckt.
i_r	Stapel, der dem Auftrag $r \in C$ zugeordnet ist.
i^M	markierter Stapel.
IRR	Anteil der schiffsinternen Umladungen in der Lösung eines Verfahrens.
J	Indexmenge an Ebenen, $J = \{1, 2, \dots, j_A\}$.
j_A	Anzahl der Ebenen in der Ladebucht.
j_r	Ebene, die dem Auftrag $r \in C$ zugeordnet ist.
K, \overline{K}	Indexmengen von Zügen, $K = \{1, 2, \dots, \overline{k}_A\}$, $\overline{K} = K \setminus \{\overline{k}_A\}$.
\overline{k}_A	obere Schranke für die Anzahl der Züge, die für die Abfertigung der Ladebucht benötigt wird.
k_r^h	Koeffizient zur Ermittlung der horizontalen Distanz zwischen dem Stellplatz $(1, j_A)$ und der Aufnahme-/Abgabeposition des durch den Auftrag r zu bewegenden Containers bzw. Ladelukendeckels an Bord des Containerschiffs, wobei $r \in C \setminus \{0\}$.
k_{sr}^h	Koeffizient zur Ermittlung der horizontalen Distanz zwischen der Aufnahme-/Abgabeposition des durch den Auftrag s zu bewegenden Containers bzw. Ladelukendeckels an Bord des Containerschiffs und der Aufnahme-/Abgabeposition des durch den Auftrag r zu bewegenden Containers bzw. Ladelukendeckels an Bord des Containerschiffs, wobei $s, r \in C \setminus \{0\}$.
k_r^v	Koeffizient zur Ermittlung der vertikalen Distanz zwischen dem Stellplatz $(1, j_A)$ und der Aufnahme-/Abgabeposition des durch den Auftrag r zu bewegenden Containers bzw. Ladelukendeckels an Bord des Containerschiffs, wobei $r \in C \setminus \{0\}$.

L	Indexmenge an Ladelukendeckeln, $L = \{1, 2, \dots, l_A\}$.
l_A	Anzahl der Ladelukendeckel in der Ladebucht.
l_r	Ladelukendeckel, der dem Auftrag $r \in C$ zugeordnet ist.
l^M	markierter Ladelukendeckel.
Lsg	zulässige Lösung.
Lsg^{best}	beste gefundene Lösung.
M	Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Problem.
N	Menge aller abzufertigenden Containerstapel und vorrübergehend zu entladenden Ladelukendeckel in der abzufertigenden Ladebucht, welche vereinfachend Stapelmenge genannt wird.
N^F	Menge der freien Stapel, wobei $N^F \subseteq N$. Es gilt: $N^F = N \setminus \left(\bigcup_{n^L \in N^L} (N_{n^L}^O \cup N_{n^L}^U) \cup N^L \right)$.
N^G	Menge, bestehend aus allen freien Stapeln und allen vorrübergehend zu entladenden Ladelukendeckeln, d. h. $N^G = N^F \cup N^L$. Zudem ist $N^G \subseteq N$.
N^L	Menge der vorrübergehend zu entladenden Ladelukendeckel, wobei $N^L \subseteq N$.
$N_{n^L}^O$	Menge der Stapel, die sich über dem vorrübergehend zu entladenden Ladelukendeckel $n^L \in N^L$ befinden, wobei $N_{n^L}^O \subseteq N$. Es gilt: $N_{n^L}^O = \{n \in N : (n, n^L) \in V^A \vee (n^L, n) \in V^E\}$.
$N_{n^L}^U$	Menge der Stapel, die sich unter dem vorrübergehend zu entladenden Ladelukendeckel $n^L \in N^L$ befinden, wobei $N_{n^L}^U \subseteq N$. Es gilt: $N_{n^L}^U = \{n \in N : (n^L, n) \in V^A \vee (n, n^L) \in V^E\}$.
$N_{n^G}^Z$	Menge der Stapel, die dem Element $n^G \in N^G$ zugeordnet sind, wobei $N_{n^G}^Z \subseteq N$. Es gilt: $N_{n^G}^Z = N_{n^G}^O \cup N_{n^G}^U \cup \{n^G\}$, falls $n^G \in N^L$; $N_{n^G}^Z = \{n^G\}$, falls $n^G \in N^F$.
OS_1^{IU}	obere Schranke für die Summe der Zeitersparnisse, die bei einer Probleminstance des CSPLC durch schiffsinterne Umladungen realisiert werden kann.
OS_2^{IU}	obere Schranke für die Summe der Zeitersparnisse, die bei einer Probleminstance des auftragsbasierten CSP durch schiffsinterne Umladungen realisiert werden kann.
P	Indexmenge an Positionen in der Auftragsfolge Φ , $P = \{1, 2, \dots, p_A\}$.
p_A	Anzahl der Positionen in der Auftragsfolge Φ , wobei $p_A = c_A + 1$.
p_r	Position des Auftrags r in der Auftragsfolge Φ , wobei $p_r \in P$.
P_r^V	Menge der zulässigen Verschiebepositionen des Auftrags $r \in \Phi$, wobei $P_r^V \subseteq P$.
\bar{p}_r^V	Position in der aktuellen Auftragsfolge Φ , welche die obere Grenze des Verschiebeintervalls von Auftrag $r \in \Phi$ markiert, wobei $\bar{p}_r^V \in P$.

\underline{p}_r^V	Position in der aktuellen Auftragsfolge Φ , welche die untere Grenze des Verschiebeintervalls von Auftrag $r \in \Phi$ markiert, wobei $\underline{p}_r^V \in P$.
q^g	aktueller Bestand an Rehandlecontainern der Containerkategorie $g \in G$ im Pufferbereich.
q_r^g	Anzahl der Rehandlecontainer der Containerkategorie $g \in G$ im Pufferbereich nach der Ausführung von Auftrag $r \in C$.
R^A	Anzahl der Rehandlecontainer, die in der betrachteten Ladebucht umzuladen sind. Es gilt: $R^A = C^{ER} = C^{AR} $.
R^{Ant}	Anteil der Rehandlecontainer in der abzufertigenden Ladebucht.
R^{ext}	maximale Anzahl an Rehandlecontainern in einem Stapel unter allen Stapeln der betrachteten Ladebucht.
R^{int}	obere Schranke für die Anzahl realisierbarer schiffsinterner Umladungen bei einer Problem Instanz des auftragsbasierten CSP.
RE	relative Abweichung des mit einem Verfahren für eine Problem Instanz ermittelten Zielfunktionswertes Z von der unteren Schranke US_1 für den optimalen Zielfunktionswert dieser Problem Instanz.
S	Menge aller Stellplätze (i, j) in der Ladebucht mit $i \in I$ und $j \in J$.
T	Menge der Containerbewegungstypen, $T = \{VY, YV, VB, BV, VV\}$.
t^e	Zeit, die zur Entkopplung des Containers/Ladelukendeckels vom Spreader benötigt wird.
t^f	Zeit, die zur Verankerung (Fixierung) des Containers/Ladelukendeckels am Spreader benötigt wird.
t_r^{LA}	die für die Lastfahrt des Auftrags $r \in C$ benötigte Zeit, wenn angenommen wird, dass Rehandlecontainer stets extern umgeladen werden.
$t_{sr}^{LA,int}$	die für die schiffsinterne Lastfahrt benötigte Zeit vom Stellplatz eines Rehandlecontainers gemäß Ankunftsconfiguration, welcher durch den Auftrag $s \in C^{AR}$ bestimmt wird, zum Stellplatz eines Rehandlecontainers gemäß Abfahrtsconfiguration, welcher durch den Auftrag $r \in C^{ER}$ bestimmt wird.
$t_{sr}^{\prime LA,int}$	die für die schiffsinterne Lastfahrt benötigte Zeit vom Stellplatz eines Rehandlecontainers gemäß Ankunftsconfiguration, welcher durch den Auftrag $s \in C_g^A$, mit $g \in G$, bestimmt wird, zum Stellplatz eines Rehandlecontainers gemäß Abfahrtsconfiguration, welcher durch den Auftrag $r \in C_g^E$ bestimmt wird.
t_{sr}^{LE}	die für die Leerfahrt des Auftrags $r \in C$ benötigte Zeit, wenn dieser unmittelbar nach Auftrag $s \in C$ ausgeführt wird.

t_r^{LE*}	untere Schranke für den Zeitbedarf, der zur Durchführung der Leerfahrt des Auftrags $r \in C$ benötigt wird, unter der Einschränkung, dass Auftrag r in der Auftragsfolge nicht unmittelbar nach dem Dummyauftrag 0 ausgeführt wird. Es gilt: $t_r^{LE*} = \min \{t_{sr}^{LE} : s \in C_r^V\}$, falls $C_r^V \neq \emptyset$; $t_r^{LE*} = 0$, sonst.
T^R	Rechenzeit, die ein Verfahren zur Generierung der Lösung benötigt.
$\overline{T^R}$	durchschnittliche Rechenzeit, die ein Verfahren zur Generierung der Lösung benötigt.
T_{Max}^R	maximale Rechenzeit, die ein Verfahren zur Generierung der Lösung benötigt.
T_{Min}^R	minimale Rechenzeit, die ein Verfahren zur Generierung der Lösung benötigt.
t^w	Zeit, die für die Durchführung einer Leerfahrt auf der Landseite benötigt wird (pauschal).
u_r	integer: Hilfsvariablen zur Verhinderung paralleler Auftragsfolgen und zur Abbildung der Vorrangbeziehungen, wobei $r \in C$.
US_1	untere Schranke für den optimalen Zielfunktionswert einer Probleminstance des CSPLC.
US_2	untere Schranke für den optimalen Zielfunktionswert einer Probleminstance des auftragsbasierten CSP.
US_{cplex}	durch CPLEX ermittelte untere Schranke für den optimalen Zielfunktionswert einer Probleminstance des CSPLC.
US^{AE}	untere Schranke für die Zeit, die zur Ausführung aller Entladungs- und Einladungsaufträge benötigt wird, falls alle Rehandlecontainer extern umgeladen werden.
V	Menge der Auftragspaare (s, r) mit $s, r \in C$ für die gilt, dass Auftrag s vor Auftrag r ausgeführt werden muss (Vorrangbeziehungen). Es gilt: $(0, r) \in V$ für alle $r \in C \setminus \{0\}$.
V^A	Menge der Stapelpaare (n', n) mit $n', n \in N$ für die gilt, dass der Stapel n' vor dem Stapel n entladen werden muss.
V^E	Menge der Stapelpaare (n', n) mit $n', n \in N$ für die gilt, dass der Stapel n' vor dem Stapel n beladen werden muss.
v_r^g	Veränderung des Bestands an Rehandlecontainern der Containerkategorie $g \in G$ im Pufferbereich, wenn Auftrag $r \in C$ ausgeführt wird.
v_h^{LA}	Bewegungsgeschwindigkeit des Spreaders bei horizontalen Bewegungen (Katzfahrt entlang des Kranarms) unter Last.
v_v^{LA}	Bewegungsgeschwindigkeit des Spreaders bei vertikalen Bewegungen (Anheben/Ab-senken) unter Last.
v_h^{LE}	Bewegungsgeschwindigkeit des Spreaders bei horizontalen Bewegungen (Katzfahrt entlang des Kranarms) ohne Last.

v_v^{LE}	Bewegungsgeschwindigkeit des Spreaders bei vertikalen Bewegungen (Anheben/Ab-senken) ohne Last.
VB	Containerbewegungstyp, wobei $VB \in T$; ein Rehandlecontainer wird von seinem Stellplatz an Bord des Containerschiffs entnommen und im Pufferbereich auf der Landseite abgesetzt.
VV	Containerbewegungstyp, wobei $VV \in T$; ein Rehandlecontainer wird von seinem Stellplatz an Bord des Containerschiffs entnommen und auf einem anderen Stellplatz an Bord des Containerschiffs abgesetzt (= schiffsinterne Umladung).
VY	Containerbewegungstyp, wobei $VY \in T$; ein Importcontainer wird von seinem Stellplatz an Bord des Containerschiffs entnommen und an der Übergabestation auf der Landseite abgesetzt.
x_{sr}	binär: $x_{sr} = 1$, falls Auftrag $r \in C$ unmittelbar nach Auftrag $s \in C$ ausgeführt wird; $x_{sr} = 0$, sonst.
x_k^B	binär: $x_k^B = 1$, falls in Zug k ein Container aus dem Pufferbereich entnommen wird; $x_k^B = 0$, sonst.
x_{ijk}^V	binär: $x_{ijk}^V = 1$, falls in Zug k der Container auf Stellplatz (i, j) aufgenommen wird; $x_{ijk}^V = 0$, sonst.
x_k^Y	binär: $x_k^Y = 1$, falls in Zug k ein Container an der Übergabestation aufgenommen wird; $x_k^Y = 0$, sonst.
y_k^B	binär: $y_k^B = 1$, falls in Zug k ein Container im Pufferbereich abgestellt wird; $y_k^B = 0$, sonst.
y_{ijk}^V	binär: $y_{ijk}^V = 1$, falls in Zug k ein Container auf Stellplatz (i, j) gestellt wird; $y_{ijk}^V = 0$, sonst.
y_k^Y	binär: $y_k^Y = 1$, falls in Zug k ein Container an der Übergabestation abgestellt wird; $y_k^Y = 0$, sonst.
YV	Containerbewegungstyp, wobei $YV \in T$; ein Exportcontainer wird an der Übergabestation auf der Landseite aufgenommen und auf seinem Stellplatz an Bord des Containerschiffs abgesetzt.
Z	Zielfunktionswert (= Abfertigungszeit der Ladebucht).
Z_{best}	bester Zielfunktionswert, den das stochastische Verfahren nach der Durchführung der festgelegten Iterationszahl für die Problem Instanz gefunden hat.
z_{nm}^B	Bearbeitungszeit von Auftrag/Stapel n auf Maschine m , mit $m = 1, 2$. Dies entspricht der Anzahl der Spiele, die für die Entladung ($m = 1$) bzw. für die Beladung ($m = 2$) von n benötigt wird.

- Z^{ES} Zielfunktionswert der mit der Einzelspielstrategie (Verfahren SBVaa) erzeugten Lösung für eine Probleminstance.
- z_{nG}^U Anzahl der Spiele (Einzelspiele + Doppelspiele), die zur Abfertigung aller in der Menge N_{nG}^U enthaltenen Stapel benötigt wird.

Kapitel 1

Einleitung

Ungefähr zwei Drittel aller mit Seeschiffen über die Meere und Ozeane transportierten Stückgüter werden heutzutage in Containern auf die Seeschiffe verladen.¹ Container sind große, wiederverwendbare Frachtbehälter, welche als Ladehilfsmittel für den Transport von Gütern verwendet werden und deren Abmessungen standardisiert sind. Die Verwendung von Containern beim Gütertransport ermöglicht einen einfachen und schnellen Umschlag der Güter zwischen den Transportmitteln, eine vereinfachte Planung und Kontrolle des Gütertransports sowie den Schutz der Güter vor Witterung und Diebstahl.² Container können weltweit mit unterschiedlichen Transportmitteln - u. a. mit Seeschiffen, Lkw, Zügen und Binnenschiffen – transportiert werden. Der Containerumschlag von einem Transportmittel auf ein anderes erfolgt in Containerterminals. Containerterminals in Seehäfen fungieren in globalen Transportketten als Schnittstellen zwischen dem Containertransport über Land und dem Containertransport über den Seeweg, denn hier werden Container zwischen Landtransportmitteln und Seeschiffen umgeschlagen.

Der Transport containerisierter Güter über den Meere und Ozeane hat in den vergangenen Jahrzehnten drastisch zugenommen. Wurden im Jahr 1995 weltweit noch 371 Millionen Tonnen Güter in Containern verschifft, waren es in 2005 bereits 969 Millionen Tonnen. Im Jahr 2014 wurden mit Seeschiffen weltweit 1,631 Milliarden Tonnen containerisierte Güter transportiert.³ Infolgedessen stieg auch der weltweite jährliche Containerumschlag in den Containerterminals deutlich an und hat sich ausgehend von 1995 bis 2014 etwa verfünffacht.⁴ Trotz dieser Entwicklung herrscht zwischen den Containerterminals, insbesondere zwischen den geographisch nah beieinanderliegenden Containerterminals, ein zunehmend harter Wettbewerb.⁵ Einer der bedeutendsten Faktoren im Hinblick auf die Wettbewerbsfähigkeit eines Containerterminals ist Schnelligkeit.⁶ So erwarten die Hauptkunden eines Seehafencontainerterminals, die Ree-

¹ Vgl. UNCTAD (2015), S. 7.

² Vgl. Steenken et al. (2004), S. 3.

³ Vgl. UNCTAD (2015), S. 6.

⁴ Vgl. hierzu UNCTAD (1998), S. 79 und UNCTAD (2015), S. 68f.

⁵ Vgl. Song (2002), S. 105f., Steenken et al. (2004), S. 5, Günther/Kim (2006), S. 438, Vacca et al. (2007), S. 4, Stahlbock/Voß (2008a), S. 3, UNCTAD (2014), S. 66-68, Jiang et al. (2015), S. 8f., Notteboom/de Langen (2015), S. 75-77 und Wang/Cullinane (2015), S. 254f.

⁶ Vgl. z. B. Steenken et al. (2004), S. 5, Tongzou/Heng (2005), S. 409, Stahlbock/Voß (2008b), S. 552, Verbraeken/Notteboom (2011), S. 387 oder Wang/Cullinane (2015), S. 254.

der, dass ihre Schiffe möglichst schnell abgefertigt werden.⁷ In den meisten Containerterminals entfällt ein großer Teil der Zeit, welche die Schiffe (unproduktiv) im Containerterminal verbringen (Liegezeit), auf die Be- und Entladung der Schiffe und somit auf das Laden und Löschen (Entladen) der Container.⁸ Die Be- und Entladung der Schiffe wird überwiegend mit Containerbrücken durchgeführt. Dabei handelt es sich um große Portalkrane, welche sich auf Schienen entlang der Kaimauer bewegen können.⁹ Aufgrund ihrer Größe können Containerbrücken nur in begrenzter Anzahl zeitgleich an einem Schiff operieren.¹⁰ Der Schlüssel zur Reduzierung der Liegezeit eines Schiffs in einem Containerterminal liegt damit häufig in der Verbesserung der Produktivität der Containerbrücken.¹¹ Die Produktivität einer Containerbrücke ist umso größer, je mehr Container mit der Containerbrücke innerhalb einer gegebenen Zeitspanne geladen und gelöscht werden (z. B. Containerbewegungen pro Stunde) bzw. je weniger Zeit mit der Containerbrücke für das Laden und Löschen einer gegebenen Menge zu verladender bzw. zu löschender Container benötigt wird.

Durch den Einsatz immer größerer Containerschiffe¹² zum Transport containerisierter Güter über den Seeweg gewinnt die Produktivität der Containerbrücken bei der Be- und Entladung der Containerschiffe in den Containerterminals zusätzlich an Bedeutung. Hatten die größten Containerschiffe im Jahr 2005 noch eine Container-Stellplatzkapazität von etwa 9.000 TEU ("Twenty-Foot Equivalent Unit"¹³), werden seit Ende des Jahres 2014 bereits Containerschiffe mit einer Container-Stellplatzkapazität von über 19.000 TEU eingesetzt. Ein Ende dieses Trends ist nicht in Sicht. So liegen bereits Pläne für den Bau noch größere Containerschiffe vor, welche Platz für mehr als 22.800 TEU bieten sollen.¹⁴ Bei der Abfertigung von Containerschiffen mit einer hohen Container-Stellplatzkapazität sind typischerweise mehr Container zu laden und zu löschen als bei der Abfertigung von Containerschiffen mit einer geringen Container-Stellplatzkapazität. Deshalb erfordert die Be- und Entladung größerer Containerschiffe in einem Containerterminal in der Regel mehr Zeit.¹⁵ In der Folge entfällt ein noch größerer Teil der Liegezeiten der Containerschiffe in den Containerterminals auf deren Be- und Entladung. Damit erhöht sich das Potenzial für Liegezeitverkürzungen durch eine Verbesserung der Produktivität der Containerbrücken.

Einen erheblichen Einfluss auf die Produktivität der Containerbrücken in einem Containerterminal hat die Containerbrückeneinsatzplanung. Das dabei zu lösende Planungsproblem wird

⁷ Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 570 und Wang/Cullinane (2015), S. 254f.

⁸ Vgl. Huang et al. (2009), S. 993.

⁹ Vgl. Brinkmann (2005), S. 254.

¹⁰ Vgl. van Marle (2015), S. 3-6.

¹¹ Vgl. Goodchild/Daganzo (2006), S. 473 und Meisel/Wichmann (2010), S. 570.

¹² Containerschiffe sind speziell für den Containertransport über den Seeweg konzipierte Frachtschiffe.

¹³ Die Einheit TEU entspricht dem Volumen eines 20-Fuß ISO-Standardcontainers, dessen Abmessungen von der International Organization for Standardization (ISO) genormt sind.

¹⁴ Vgl. UNCTAD (2014), S. 71.

¹⁵ Vgl. van Marle (2015), S. 2-5.

Quay Crane Scheduling Problem (QCSP) genannt. Beim klassischen QCSP sind die an einem Containerschiff durchzuführenden Ein- und Ausladeoperationen (Menge an Aufträgen), die Bearbeitungszeiten der Aufträge und die Menge der Containerbrücken, welche dem Containerschiff für die Durchführung der Aufträge zugewiesen wurden, gegeben. Die mit den Containerbrücken durchzuführenden Ein- und Ausladeoperationen leiten sich aus dem Beladungszustand des Containerschiffs zum Zeitpunkt des Einlaufens und dem vom Reeder vorgegebenen Beladungsplan für das auslaufende Containerschiff ab. Ein Auftrag kann für die Durchführung einer einzelnen Ein- oder Ausladeoperation (z. B. die Einladung oder Ausladung eines einzelnen Containers) stehen. Er kann aber auch stellvertretend für die Ausführung mehrerer Ein- und/oder Ausladeoperationen stehen, z. B. die Ausführung aller Ein- und Ausladeoperationen, die in einem bestimmten Bereich des Containerschiffs durchzuführen sind. Jeder Auftrag ist mit genau einer Containerbrücke und (in der Regel) ohne Unterbrechung auszuführen. Die Planungsaufgabe besteht darin, die Aufträge den Containerbrücken zuzuordnen und die Reihenfolgen und Termine für die Durchführung der Aufträge zu bestimmen. Dabei ist eine zugrunde gelegte Zielsetzung zu erfüllen.

Probleme der Containerbrückeneinsatzplanung haben Forscher in den vergangenen 10 Jahren verstärkt beschäftigt. Zu den am häufigsten untersuchten Problemstellungen auf diesem Gebiet zählen QCSP, bei denen die Aufträge auf der Basis einzelner Ladebuchten¹⁶ definiert werden. Bei diesen QCSP sieht jeder Auftrag die Abfertigung einer bestimmten Ladebucht des Containerschiffs vor, d. h. er umfasst die Ausführung aller in dieser Ladebucht durchzuführenden Ein- und Ausladeoperationen. Charakteristisch für den daraus resultierenden Containerbrückeneinsatzplan ist, dass jede Ladebucht des Containerschiffs mit genau einer Containerbrücke und (in der Regel) ohne Unterbrechung abgefertigt wird. Häufige Wechsel der Containerbrücken zwischen den Ladebuchten und folglich häufige Bewegungen der Containerbrücken entlang der Kaimauer werden auf diese Weise vermieden. Ladebuchtbasierte Planungskonzepte tragen damit dem Umstand Rechnung, dass sich die Containerbrücken nur sehr langsam entlang der Kaimauer bewegen können.¹⁷ Wie die einzelnen Ladebuchten mit den jeweiligen Containerbrücken abgefertigt werden sollen, d. h. in welcher Reihenfolge die entsprechenden Ein- und Ausladeoperationen innerhalb der Ladebuchten durchgeführt werden sollen, geht aus dem resultierenden Containerbrückeneinsatzplan allerdings nicht hervor. Dieser Frage soll in dieser Arbeit nachgegangen werden.

Vor diesem Hintergrund befasst sich die vorliegende Arbeit mit dem Entwurf und der Analyse von Lösungsverfahren für das Container Sequencing Problem (CSP). Beim CSP handelt es sich um ein spezielles QCSP, bei dem die Abfertigung einer einzelnen Ladebucht mit nur

¹⁶ An Bord eines Containerschiffs bilden die quer zur Fahrtrichtung des Containerschiffs hinter- und übereinanderliegenden Containerstellplätze jeweils eine Ladebucht (siehe auch Abschnitt 2.1, S. 9f).

¹⁷ Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 570.

einer Containerbrücke zu planen ist. Im Gegensatz zur ursprünglichen Formulierung des CSP von Meisel/Wichmann (2010) soll das CSP in dieser Arbeit erstmals unter Berücksichtigung von Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern unterschiedlicher Containerkategorien betrachtet werden. Da eine solche Problemstellung in der einschlägigen Literatur bislang nicht untersucht wurde, sind zunächst die Anforderungen an die neue Problemstellung festzulegen. Zur Spezifizierung der neuen Problemstellung ist ein problemadäquates mathematisches Modell zu formulieren. Des Weiteren sind geeignete Verfahren zur Lösung von Probleminstanzen praxisrelevanter Größenordnung der neuen Problemstellung zu entwickeln. Anhand numerischer Experimente ist die Leistungsfähigkeit der entwickelten Lösungsverfahren zu analysieren und zu beurteilen.

Die vorliegende Arbeit ist in acht Kapitel untergliedert. Im Anschluss an die Einleitung wird in *Kapitel 2* die Planungsumgebung der zu untersuchenden Problemstellung vorgestellt. Hierzu werden zunächst wesentliche Begriffe des maritimen Containertransports eingeführt. Anschließend wird der Aufbau eines Containerterminals beschrieben. Dabei werden die wichtigsten Funktionsbereiche in Containerterminals und deren Aufgaben dargestellt. Zudem wird ein Überblick über die in den jeweiligen Funktionsbereichen häufig eingesetzten Fördermittel gegeben, wobei der Beschreibung der Funktionsweise der Containerbrücken aufgrund der thematischen Ausrichtung der Arbeit eine besondere Bedeutung zukommt. Anschließend wird die Containerbrückeneinsatzplanung als Teilaufgabe der zielorientierten Gestaltung und Steuerung der logistischen Systeme und Prozesse in einem Containerterminal eingeordnet und von anderen (operativen) Planungsproblemen in Containerterminals abgegrenzt.

Das *Kapitel 3* befasst sich mit den Grundlagen der Erstellung von Containerbrückeneinsatzplänen in Containerterminals. Nach einer allgemeinen verbalen Beschreibung des bei der Containerbrückeneinsatzplanung zu lösenden Planungsproblems, dem klassischen QCSP, werden wesentliche entscheidungsrelevante Kosten der Containerbrückeneinsatzplanung aufgezeigt. Zudem werden typische in der Literatur und in der Praxis verfolgte Zeitziele bei der Containerbrückeneinsatzplanung vorgestellt und ihre Verbindungen zu den Kostengrößen dargelegt. Danach wird ein Überblick über grundsätzlich geeignete Verfahren zur Lösung des klassischen QCSP gegeben und eine geeignete Typologie zur Klassifizierung von Problemen der Containerbrückeneinsatzplanung vorgestellt. Im Anschluss daran werden die Ergebnisse einer Literaturstudie zum QCSP präsentiert und ausgewertet.

In *Kapitel 4* wird das CSP genauer charakterisiert. Zunächst wird an die Problemstellung herangeführt. Dabei werden wesentliche und mit dem CSP in Zusammenhang stehende Begriffe eingeführt. Anschließend werden zwei Ansätze zur Formulierung des CSP beschrieben. Zum einen wird die ursprüngliche Formulierung des CSP von Meisel/Wichmann (2010) dargestellt. Zum anderen wird eine auftragsbasierte Formulierung des CSP präsentiert, welche sich an der

allgemeinen Beschreibung des klassischen QCSP orientiert. Auf Basis einer kritischen Betrachtung der den beiden Ansätzen zugrundeliegenden Annahmen werden danach Anforderungen an eine erweiterte Problemstellung abgeleitet. Hierbei werden u. a. die Berücksichtigung von Ladelukendeckeln und die Berücksichtigung von Rehandlecontainern verschiedener Containerkategorien für notwendig erachtet. Darauf aufbauend wird eine neue Problemstellung – das CSP unter Berücksichtigung von Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern verschiedener Containerkategorien (CSPLC) – formuliert, welche die herausgearbeiteten Anforderungen erfüllt. Das CSPLC wird zunächst verbal beschrieben. Danach folgt eine formale Darstellung der neuen Problemstellung. Dabei wird das CSPLC als mathematisches Optimierungsmodell abgebildet. Das entwickelte Optimierungsmodell für das CSPLC wird schließlich einer Komplexitätstheoretischen Betrachtung unterzogen. Dadurch werden wesentliche Erkenntnisse für die Entwicklung geeigneter Verfahren zur Lösung der aus der Modellierung resultierenden Probleminstanzen des CSPLC gewonnen.

In *Kapitel 5* werden verschiedene heuristische Verfahren zur Lösung des CSPLC vorgeschlagen. Zunächst wird ein auf der Metaheuristik GRASP (Greedy Randomized Adaptive Search Procedures) basierender Lösungsansatz, dessen Funktionsweise sich am GRASP-Ansatz von Meisel/Wichmann (2010) zur Lösung des (ursprünglichen) CSP orientiert, vorgestellt. Dabei werden auch zwei alternative lokale Suchverfahren dargestellt, welche generell (d. h. nicht nur im Rahmen des GRASP-Ansatzes) zur Verbesserung von zulässigen Lösungen für Probleminstanzen des CSPLC herangezogen werden können. Anschließend wird eine zur Lösung des CSPLC entwickelte Multi-Start-Heuristik dargestellt. In der Konstruktionsphase der Multi-Start-Heuristik kommt ein randomisiertes Konstruktionsverfahren (ähnlich dem beim GRASP-Ansatz, jedoch ohne Greedy-Komponente) zur Anwendung. Danach werden verschiedene stapelbasierte deterministische Verfahren zur Lösung des CSPLC präsentiert, welche zum Teil auf Ideen bestehender Ansätze zur Lösung stapelbasierter QCSP fußen. Zur Beurteilung der Lösungsgüte der entwickelten heuristischen Verfahren zur Lösung des CSPLC wird eine untere Schranke für den optimalen Zielfunktionswert bezüglich des CSPLC vorgeschlagen. Zudem wird eine untere Schranke für den optimalen Zielfunktionswert bezüglich des auftragsbasierten CSP – einem Spezialfall des CSPLC – präsentiert.

Das *Kapitel 6* widmet sich der experimentellen Untersuchung der entwickelten heuristischen Verfahren zur Lösung des CSPLC. Dazu wird zunächst die Generierung der zugrundeliegenden Datenbasis bestehend aus insgesamt 320 Probleminstanzen (Benchmarkproblemen) ausführlich dargestellt. Anschließend wird der bestmögliche Vergleichswert für die Beurteilung der Lösungsgüte der entwickelten heuristischen Verfahren ermittelt. Hierzu wird die in Kapitel 5 dargestellte untere Schranke für den optimalen Zielfunktionswert bezüglich des CSPLC mit einer aus der mathematischen Optimierung resultierenden unteren Schranke für den optimalen Zielfunktionswert verglichen. Im Anschluss daran werden zunächst die Ergebnisse der entwi-

ckelten stapelbasierten deterministischen Verfahren zur Lösung des CSPLC detailliert analysiert und miteinander verglichen, wobei u. a. die Lösungsgüte und die Rechenzeiten der Verfahren beurteilt werden. Zudem werden die Ergebnisse der Verfahren mit den Ergebnissen einer in der Praxis gängigen Vorgehensweise bei der Be- und Entladung von Containerschiffen verglichen. Danach werden die Ergebnisse der entwickelten stochastischen Verfahren (GRASP-Ansatz und Multi-Start-Heuristik) zur Lösung des CSPLC umfassend analysiert und miteinander verglichen. Es folgt schließlich ein ausführlicher Vergleich der Ergebnisse der stochastischen Verfahren mit den besten Ergebnissen der stapelbasierten deterministischen Verfahren.

In *Kapitel 7* werden das CSPLC, dessen formale Darstellung als mathematisches Optimierungsmodell und die entwickelten heuristischen Verfahren zur Lösung des CSPLC kritisch gewürdigt. Darauf aufbauend wird ein Ausblick auf zukünftige Entwicklungen gegeben.

Die Arbeit schließt in *Kapitel 8* mit einer zusammenfassenden Darstellung der wesentlichsten Aspekte und Erkenntnisse.

Kapitel 2

Containerumschlag in Containerterminals

Dieses Kapitel führt zunächst an den Containerumschlag in Containerterminals heran. Dazu werden in Abschnitt 2.1 grundlegende Begriffe des maritimen Containertransports eingeführt. In Abschnitt 2.2 wird der Aufbau eines Containerterminals beschrieben und ein Überblick über die wesentlichen Fördermittel in Containerterminals gegeben. In Abschnitt 2.3 werden operative Planungsprobleme in Containerterminals vorgestellt und voneinander abgegrenzt. Das Kapitel schließt mit einer Zusammenfassung (Abschnitt 2.4).

2.1 Grundlagen des maritimen Containertransports

Container sind genormte Frachtbehälter, welche als Ladehilfsmittel zum Transport von Gütern benutzt werden.¹⁸ Für den Einsatz im internationalen (See-)Verkehr sind die sogenannten *ISO-Container* vorgesehen, deren Außenabmessungen bereits 1964 von der *International Organization for Standardization* (ISO) genormt wurden.¹⁹ ISO-Container zählen zu den Großcontainern²⁰ und werden weltweit beim Gütertransport mit Schiffen, Schienen- und Straßenfahrzeugen eingesetzt. Die Mehrzahl (>95%) der eingesetzten ISO-Container hat eine Länge von 6,058 m (\approx 20 Fuß)²¹ oder 12,192 m (40 Fuß).²² Die Breite der ISO-Container beträgt einheitlich 8 Fuß (2,438 m). Die Höhen können unterschiedlich sein, wobei der Großteil der eingesetzten ISO-Container eine Höhe von 8 Fuß oder 8,5 Fuß aufweist. Ein 20-Fuß-Container wird als *Twenty-foot Equivalent Unit (TEU)* bezeichnet und hat sich international als Maßein-

¹⁸ Vgl. Pfohl (2010), S. 160.

¹⁹ Vgl. ten Hompel et al. (2007), S. 29, Pfohl (2010), S. 145 und Brinkmann (2005), S. 234. Daneben existieren weitere Behälterarten, wie zum Beispiel der für den europäischen Verkehr entwickelte *Binnencontainer*, der für den Luftverkehr konzipierte *Luftfrachtcontainer*, auch *Unit Load Device* genannt, und der für den Transport auf Straße und Schiene entwickelte *Wechselbehälter*. Für eine Beschreibung dieser Behälterarten siehe ten Hompel et al. (2007), S. 29-34 oder Pfohl (2010), S. 145f. Die Außenabmessungen der ISO-Container sind in der ISO 668 festgelegt.

²⁰ Vgl. Pfohl (2010), S. 145.

²¹ 1 Fuß = 0,3048 Meter.

²² Vgl. Brinkmann (2005), S. 66, ten Hompel et al. (2007), S. 29 und Gronalt et al. (2011), S. 51.

heit für die Umschlagleistung von Containerterminals und die Container-Stellplatzkapazität von Containerschiffen etabliert.²³ Ein 40-Fuß-Container wird auch als *FEU (Forty-foot Equivalent Unit)* bezeichnet und entspricht 2 TEU.

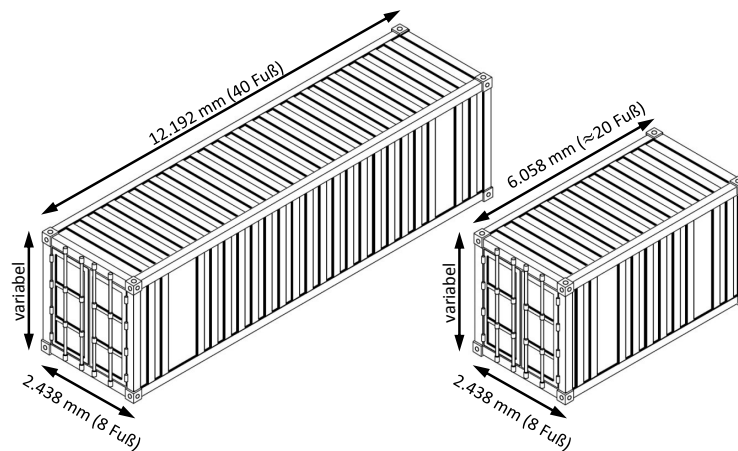


Abbildung 2.1: ISO-Standardcontainer, 40 Fuß und 20 Fuß (Quelle: Entnommen und ergänzt aus ten Hompel et al. (2007), S. 30)

Die Grundform eines ISO-Containers ist der *Standardcontainer* (siehe Abbildung 2.1). Er wird für den Transport von Stückgütern (z. B. Kisten, Fässern, beladenen Paletten, Maschinen etc.) eingesetzt und daher auch *Stückgut-* oder *Dry-Cargo-Container* genannt. Darüber hinaus wurden zahlreiche Spezialcontainertypen für den Transport verschiedenster Güterarten entwickelt. Hierzu zählen beispielsweise *High-Cube-Container* für Ladungen, deren Höhe 8,5 Fuß übersteigt, *Schüttgutcontainer* (auch *Bulkcontainer* genannt) für den Transport von Schüttgütern, *Thermalcontainer* mit einem eigenen, elektrisch betriebenen Kühl-/Heizaggregat für Ladungen, die eine konstante Temperatur benötigen, und *Tankcontainer* für den Transport von Flüssigkeiten oder Gasen.²⁴ Wird im Folgenden der Begriff Container verwendet, sind die eben vorgestellten ISO-Container gemeint.

Beim Transport eines Containers von einem Lieferpunkt (Quelle) zu einem Empfangspunkt (Ziel) können verschiedene Transportmittel zum Einsatz kommen. Für den Containertransport über Land werden Lkw oder Züge eingesetzt. Mit Binnenschiffen erfolgt der Containertransport über Binnenwasserstraßen, wie bspw. Flüsse oder Kanäle. Der maritime Containertransport, d. h. der Containertransport über die Meere und Ozeane, wird mit Containerschiffen durchgeführt.

Containerschiffe sind speziell für den Containertransport konzipierte Frachtschiffe. Die ersten Containerschiffe wurden Mitte der 1950er Jahre entlang der amerikanischen Ostküste eingesetzt. Ein Pionier des maritimen Containertransports war der Transportunternehmer Malcom P.

²³ Vgl. Brinkmann (2005), S. 66.

²⁴ Vgl. Brinkmann (2005), S. 235-237.

McLean. Er ließ am 26. April 1956 im Hafen von Newark (New Jersey) 58 Behälter auf den umgebauten Tanker *Ideal X* verladen und nach Houston (Texas) transportieren. Diese Fahrt gilt als die erste planmäßige Containerschiffsreise der Schifffahrtsgeschichte.²⁵ Über die Jahre wurden immer größere Containerschiffe entwickelt. Ende der 1960er Jahre hatten die größten eingesetzten Containerschiffe eine Container-Stellplatzkapazität von etwa 1.500 TEU. Ende der 1980er Jahre waren es bereits über 4.000 TEU.²⁶ Die größten derzeit eingesetzten Containerschiffe verfügen über eine Container-Stellplatzkapazität von mehr als 19.200 TEU. Diese Schiffe sind fast 400 m lang, 59 m breit und haben voll beladen einen Tiefgang von 16 m.²⁷ Es ist allerdings zu erwarten, dass die nächste Generation von Containerschiffen auch diese Werte deutlich übertrifft. So liegen bereits Pläne für den Bau von Containerschiffen mit einer Länge von 487 m und einer Breite von 64 m vor. Diese sollen über eine Container-Stellplatzkapazität von 22.800 TEU bis 24.000 TEU verfügen.²⁸

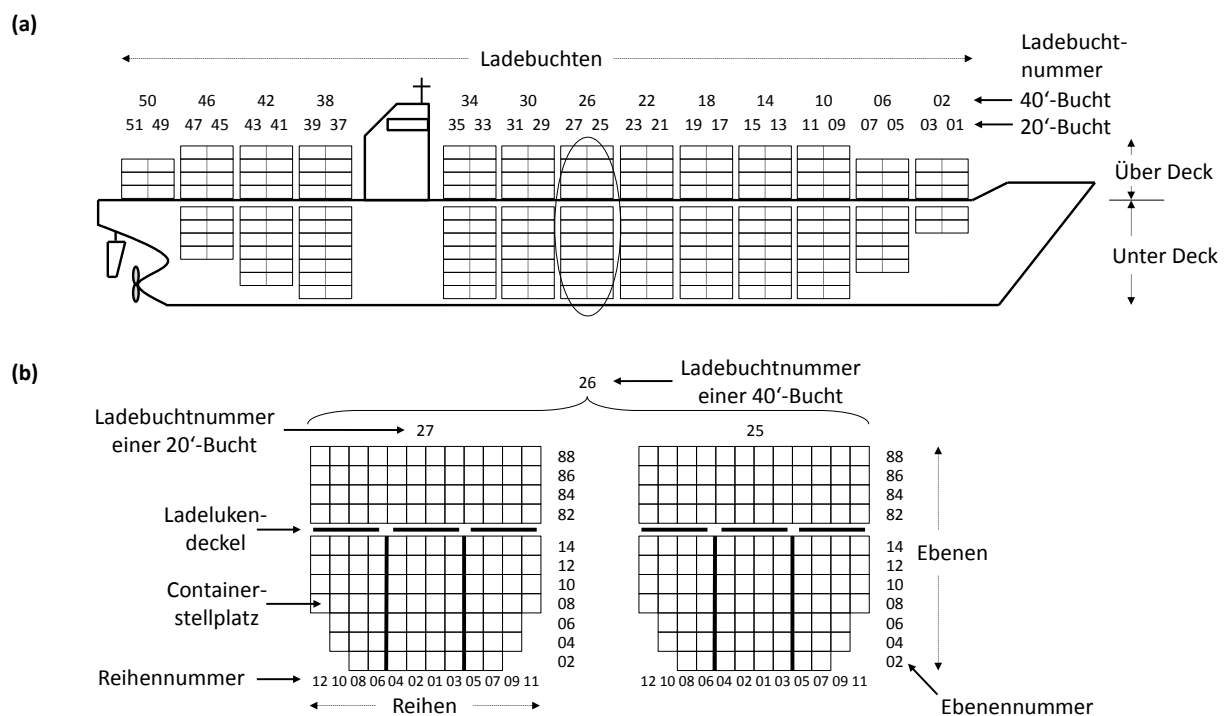


Abbildung 2.2: Schematische Ansicht eines Containerschiffs: Querschnitt (a) und schematischer Aufbau der Ladebuchten (b) (Quelle: in Anlehnung an Kim et al. (2004), S. 185)

In Abbildung 2.2 wird das Stellplatzsystem an Bord eines Containerschiffs veranschaulicht. Die Container werden längs in Fahrtrichtung gestapelt, wobei die quer zur Fahrtrichtung hinter- und übereinanderliegenden Containerstellplätze jeweils eine Ladebucht (engl. *bay*) bilden (siehe Abbildung 2.2a). Die Position eines Containers innerhalb eines Stapels wird durch die Ebe-

²⁵ Vgl. Cudahy (2006), S. xi und S. 29 und Levinson (2008), S. 1.

²⁶ Vgl. Hader (2006), S. 190f.

²⁷ Vgl. Parkinson (2015).

²⁸ Vgl. UNCTAD (2014), S. 71.

ne (engl. *tier*) angegeben. Die in Fahrtrichtung hinter- und übereinanderliegenden Containerstellplätze bilden jeweils eine Reihe (engl. *row*). Jeder Containerstellplatz an Bord des Containerschiffs kann somit durch die Angabe der Ladebucht, der Reihe und der Ebene eindeutig beschrieben werden (siehe Abbildung 2.2b).²⁹ Es gibt Ladebuchten für 40-Fuß-Container (40'-Bucht) und Ladebuchten für 20-Fuß-Container (20'-Bucht), wobei sich eine 40'-Bucht jeweils aus zwei direkt nebeneinanderliegenden 20'-Buchten zusammensetzt. Eine Ladebucht kann in zwei Bereiche (den Bereich über Deck und den Bereich unter Deck) unterteilt sein. Ladeluken (engl. *hatches*) sind Öffnungen im Deck eines Containerschiffs, welche die Be- und Entladung des unter Deck liegenden Frachtraums ermöglichen. Die Ladeluken können mit massiven Stahlplatten, den sogenannten Ladelukendeckeln (engl. *hatch covers*), abgedeckt und wasserdicht verschlossen werden. Ladelukendeckel sind in den meisten Containerschiffen zu finden.³⁰

Der Großteil der Containerschiffe wird im Liniendienst eingesetzt, d. h. die Containerschiffe laufen gemäß eines festgelegten Fahrplans dieselben Häfen nacheinander an.³¹ Die Be- und Entladung der Containerschiffe erfolgt in Containerterminals.

Ein *Containerterminal* ist ein Umschlagplatz für Container, d. h. dort erfolgt der Containerumschlag von einem Transportmittel auf ein anderes.³² Für den maritimen Containertransport sind die in Seehäfen anzutreffenden Containerterminals relevant, wobei in einem Seehafen mehrere Containerterminals vorkommen können.³³ Gemäß Schott (1989) wird unter einem Seehafencontainerterminal ein abgeschlossener Bereich eines Seehafens verstanden, auf dem Container vorwiegend umgeschlagen und zwischengelagert werden. Darüber hinaus können weitere Dienstleistungen wie die Be- und Entladung der Container oder die Reparatur von beschädigten Containern angeboten werden.³⁴ In Seehafencontainerterminals werden Container zwischen Containerschiffen und Landtransportmitteln umgeschlagen. Somit bilden Seehafencontainerterminals in globalen Transportketten die Schnittstelle zwischen dem maritimen und dem landseitigen Containertransport.³⁵ Die vorliegende Arbeit beschränkt sich auf die Betrachtung von Seehafencontainerterminals. Nachfolgend wird anstelle des Begriffs Seehafencontainerterminal verkürzend der Begriff Containerterminal verwendet.

²⁹ Die Nummerierung der Ebenen, Reihen und Ladebuchten des Containerschiffs wurde in der Abbildung nach einem in der Praxis üblichen System vorgenommen. Für eine ausführliche Beschreibung dieses Systems siehe Strauch (2016), Abschnitt 1.3.3.

³⁰ Vgl. Goodchild/Daganzo (2006), S. 478.

³¹ Vgl. Brinkmann (2005), S. 68, Cudahy (2006), S. 13, Pfohl (2010), S. 154 und Schulte (2013), S. 181.

³² Vgl. Schott (1989), S. 48.

³³ Beispielsweise gibt es im Hafen von Hamburg mit dem Hamburger Hafen und Logistik AG (HHLA) Containerterminal Altenwerder (CTA), dem HHLA Containerterminal Burchardkai (CTB), dem HHLA Containerterminal Tollerort (CTT) und dem Eurogate Containerterminal Hamburg vier große Containerterminals.

³⁴ Vgl. Schott (1989), S. 48.

³⁵ Vgl. Günther/Kim (2005), S. V.

2.2 Funktionsbereiche und Fördermittel in Containerterminals

Ein Containerterminal kann in unterschiedliche Funktionsbereiche unterteilt werden, in denen jeweils bestimmte Prozesse ablaufen. Die vier wichtigsten Funktionsbereiche sind der *seeseitige Umschlagbereich* für die Be- und Entladung von Containerschiffen, der *Transportbereich* für den horizontalen Transport von Containern innerhalb des Containerterminals, der *Lagerbereich* für die Zwischenlagerung von Containern und der *landseitige Umschlagbereich* für die Be- und Entladung von Lkw und Zügen (siehe Abbildung 2.3).³⁶ Innerhalb der Funktionsbereiche können verschiedene Fördermittel zum Einsatz kommen.

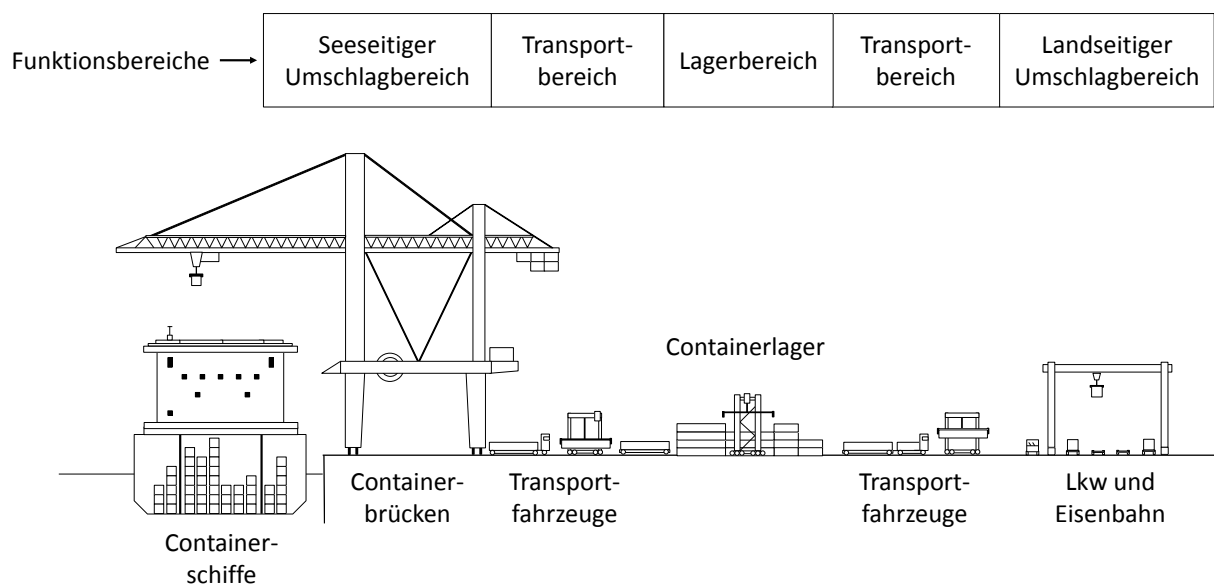


Abbildung 2.3: Schematischer Aufbau eines Containerterminals (*Quelle:* in Anlehnung an Steenken et al. (2004), S. 13 und Meisel (2009), S. 10)

Im Folgenden werden die vier genannten Funktionsbereiche näher beschrieben und die darin eingesetzten Fördermittel kurz vorgestellt.³⁷ Aufgrund der thematischen Ausrichtung der Arbeit werden der Aufbau und die Arbeitsweise von Containerbrücken in Abschnitt 2.2.1 ausführlicher erläutert.

³⁶ Vgl. hierzu Meisel (2009), S. 10 und ferner Koppe/Brinkmann (2008), S. 57, Steenken et al. (2004), S. 7, Sammarra et al. (2007), S. 327 und Brinkmann (2011), S. 25.

³⁷ Für eine detailliertere Beschreibung der Fördermittel in Containerterminals siehe Brinkmann (2005), S. 254-278.

2.2.1 Seeseitiger Umschlagbereich

Im seeseitigen Umschlagbereich werden die Containerschiffe be- und entladen, wobei neben Seeschiffen auch Binnenschiffe abgefertigt werden.³⁸ Die auf ein Containerschiff zu verladenden Container werden üblicherweise *Exportcontainer* genannt. Die aus einem Containerschiff zu entladenden Container werden *Importcontainer* genannt.³⁹ Der seeseitige Umschlagbereich verfügt über Liegeplätze am Kai, an denen die Containerschiffe anlegen können. Für die Be- und Entladung der Containerschiffe werden vorwiegend *Containerbrücken* eingesetzt.⁴⁰

Containerbrücken (engl. *Quay Cranes*) sind Portalkrane, welche sich auf Schienen entlang der Kaimauer bewegen können (siehe Abbildung 2.4a). Sie besitzen jeweils einen land- und einen wasserseitigen Ausleger. Der wasserseitige Ausleger ist hochklappbar, sodass die Containerschiffe ungehindert an- und ablegen können. Die Laufkatze der Containerbrücke kann entlang des Kranarms verfahren und ist mit einem *Spreader* (Heberahmen) ausgerüstet.⁴¹ Zur

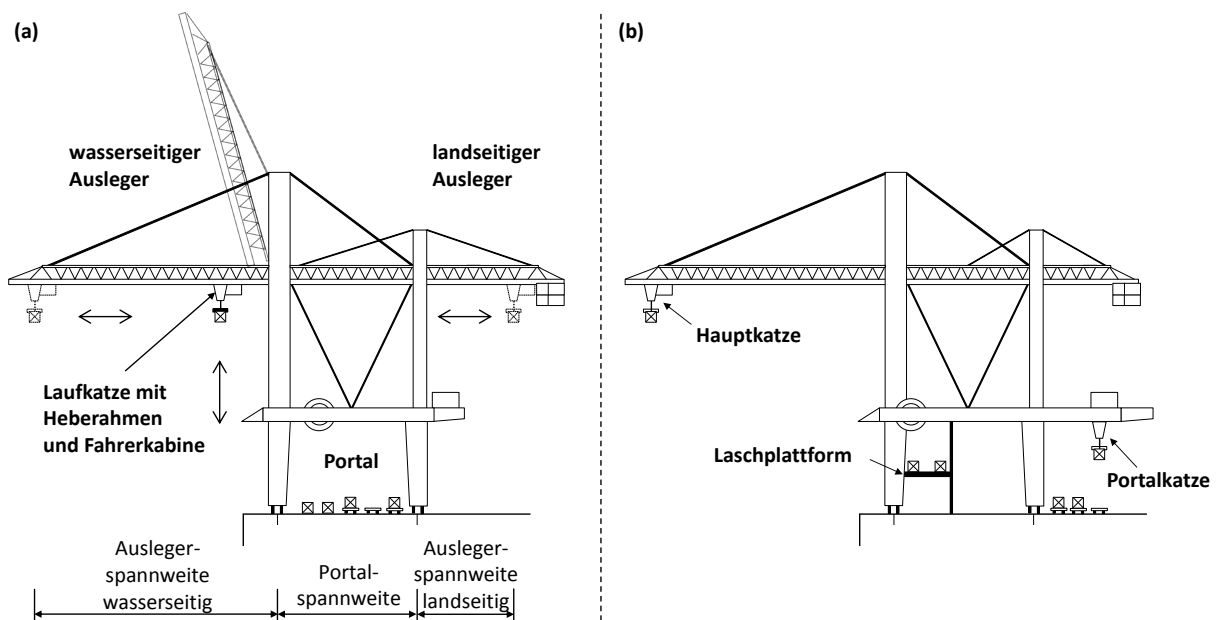


Abbildung 2.4: Schematische Darstellung einer 1-Katz-Brücke (a) und einer 2-Katz-Brücke (b) (Quelle: in Anlehnung an Brinkmann (2005), S. 255 bzw. S. 256)

Bewegung eines Containers wird der Spreader von oben auf den Container gesetzt. An den vier Ecken des Spreaders befinden sich Drehbolzen (engl. *Twistlocks*), welche in die oberen Eckbeschläge (engl. *Corner Fittings*) des Containers greifen. Durch Drehen der Drehbolzen um 90°

³⁸ Vgl. Schott (1989), S. 48.

³⁹ Vgl. Steenken et al. (2001), S. 732f., Vis/de Koster (2003), S. 2f. oder Meisel (2009), S. 8.

⁴⁰ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 12 oder Brinkmann (2005), S. 254. Alternativ können Mobilkrane, Kaikrane oder schiffseigene Hebezeuge zur Be- und Entladung der Containerschiffe eingesetzt werden. Eine Beschreibung dieser Fördermittel ist in Brinkmann (2005), S. 258f. und S. 322-324 zu finden.

⁴¹ Vgl. Brinkmann (2005), S. 254.

wird der Container am Spreader befestigt und kann anschließend angehoben und transportiert werden. Nach dem Absetzen des Containers wird die Verbindung durch Drehen der Drehbolzen wieder gelöst. Um Container unterschiedlicher Größe transportieren zu können, ist die Länge des Spreaders hydraulisch verstellbar. Ladelukendeckel können ebenfalls mit dem Spreader bewegt werden.⁴²

Bezüglich der Anzahl an Laufkatzen lassen sich zwei Typen von Containerbrücken unterscheiden: *1-Katz-Brücken* und *2-Katz-Brücken*. *1-Katz-Brücken* besitzen genau eine Laufkatze (siehe Abbildung 2.4a), welche von einem Containerbrückenfahrer gesteuert wird. Entladene Container werden auf der Landseite direkt auf den Boden oder auf bereitstehende Transportfahrzeuge gestellt.⁴³ *2-Katz-Brücken* besitzen hingegen zwei Laufkatzen (siehe Abbildung 2.4b). Mit der Hauptkatze werden die zu entladenden Container aus dem Containerschiff entnommen und zunächst auf der Laschplattform abgesetzt. Anschließend werden sie von der Portalkatze aufgenommen und auf den Boden oder auf bereitstehende Transportfahrzeuge gestellt. Die Steuerung der Hauptkatze erfolgt durch einen Containerbrückenfahrer. Die Portalkatze kann vollautomatisch gesteuert werden.⁴⁴

Durch den Einsatz immer größerer Containerschiffe im internationalen Containerverkehr wuchs auch die Größe der in den Containerterminals eingesetzten Containerbrücken. Hatte der wasserseitige Ausleger der ersten Generation Containerbrücken noch eine Spannweite von ca. 45 m,⁴⁵ erreicht dieser bei heute eingesetzten Containerbrücken eine Spannweite von bis zu 69,5 m.⁴⁶ Damit können Containerschiffe mit bis zu 25 Containerreihen abgefertigt werden.⁴⁷ Für eine schnellere Abfertigung der Containerschiffe wurden Spreader entwickelt, mit denen mehrere Container gleichzeitig transportiert werden können. Während mit einem *Single-Lift-Spreader* maximal ein Container zeitgleich bewegt werden kann, ist mit einem *Twin-Lift-Spreader* auch der simultane Transport von zwei 20-Fuß-Containern möglich.⁴⁸ Zu den neuesten Entwicklungen zählen *Tandem-Spreader*, mit denen zwei 40-Fuß-Container oder bis zu vier 20-Fuß-Container gleichzeitig transportiert werden können.⁴⁹

⁴² Vgl. Brinkmann (2005), S. 257.

⁴³ Vgl. Brinkmann (2005), S. 254. *1-Katz-Brücken* werden zum Beispiel im CTB und im CTT in Hamburg eingesetzt.

⁴⁴ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 8 und Brinkmann (2005), S. 254f. *2-Katz-Brücken* werden beispielsweise im CTA in Hamburg eingesetzt.

⁴⁵ Vgl. Brinkmann (2005), S. 254.

⁴⁶ Vgl. UNCTAD (2014), S. 71.

⁴⁷ Solche Containerbrücken werden beispielsweise im Containerterminal des JadeWeserPort in Wilhelmshaven eingesetzt (Vgl. <http://www.jadeweserport.de>).

⁴⁸ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 8.

⁴⁹ Vgl. Lind et al. (2007) und Stahlbock/Voß (2008a), S. 13-15. Containerbrücken mit *Tandem-Spreader* werden beispielsweise im CTB in Hamburg, im Hafen von Dubai und im Hafen von Shanghai eingesetzt.

2.2.2 Transportbereich

Die Aufgabe des Transportbereichs ist der horizontale Containertransport zwischen den Funktionsbereichen.⁵⁰ So sind beispielsweise bei der Be- und Entladung eines Containerschiffs gelöschte Container vom seeseitigen Umschlagbereich in den Lagerbereich und auf das Containerschiff zu verladende Container vom Lagerbereich zum seeseitigen Umschlagbereich zu transportieren. Analog dazu werden bei der Be- und Entladung von Lkw oder Bahnwaggons Container zwischen dem Lagerbereich und dem landseitigen Umschlagbereich transportiert. Für den horizontalen Containertransport zwischen den Funktionsbereichen können unterschiedliche Flurfördermittel eingesetzt werden. Grundsätzlich kann dabei zwischen *passiven* und *aktiven* Flurfördermittel unterschieden werden.⁵¹

Passive Flurfördermittel sind nicht in der Lage, die zu transportierenden Container selbständig auf- oder abzuladen. Für die Be- und Entladung dieser Transportfahrzeuge werden daher zusätzliche Fördermittel, wie zum Beispiel Krane, benötigt. Im seeseitigen Umschlagbereich wird die Aufgabe von den dort operierenden Containerbrücken übernommen. Im Lagerbereich und im landseitigen Umschlagbereich werden die Transportfahrzeuge mit Portalkranen be- und entladen.⁵² Um Wartezeiten während des Containerumschlags zu vermeiden, müssen die Kranbewegungen und die Bewegungen der Transportfahrzeuge eng aufeinander abgestimmt werden.⁵³ Zu den in Containerterminals eingesetzten passiven Flurfördermitteln zählen *Zugmaschinen mit Chassis*, *Trailerzüge* und *fahrerlose Transportfahrzeuge*.

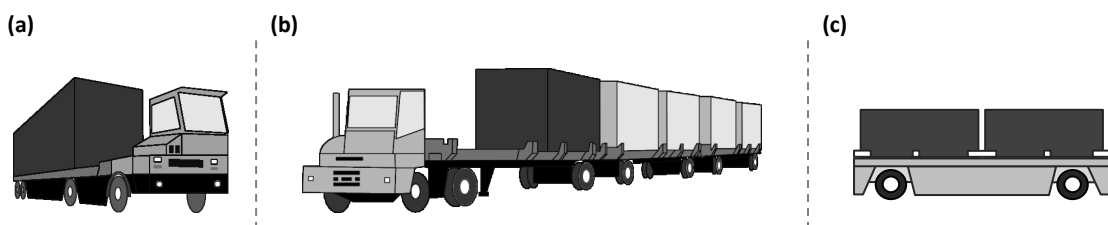


Abbildung 2.5: Schematische Darstellung passiver Flurfördermittel in Containerterminals: (a) Zugmaschine mit Chassis, (b) Trailerzug und (c) fahrerloses Transportfahrzeug

Beim System Zugmaschine mit Chassis (siehe Abbildung 2.5a) wird ein Auflieger (Chassis) von einer speziellen fahrerbedienten Sattelzugmaschine, auch *Yard Truck*⁵⁴ oder *Terminal Tractor*⁵⁵ genannt, gezogen. Mit dem Auflieger können maximal zwei 20-Fuß-Container oder ein 40-Fuß-Container transportiert werden.⁵⁶

⁵⁰ Vgl. Meisel (2009), S. 12.

⁵¹ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 9.

⁵² Vgl. Steenken et al. (2004), S. 9. Portalkrane werden in Abschnitt 2.2.3 auf S. 17f. beschrieben.

⁵³ Vgl. Meisel (2009), S. 12.

⁵⁴ Vgl. Meisel (2009), S. 12.

⁵⁵ Vgl. Gronalt et al. (2011), S. 100.

⁵⁶ Vgl. Brinkmann (2005), S. 263f.

Werden mehrere aneinander gekoppelte Anhänger von einer fahrerbedienten Zugmaschine gezogen, spricht man von einem Trailerzug (siehe Abbildung 2.5b). Trailerzüge können daher als Erweiterung des Systems Zugmaschine mit Chassis angesehen werden. Von der Zugmaschine werden bis zu sieben Anhänger gezogen, wobei jeder Anhänger einen 40-Fuß-Container oder zwei 20-Fuß-Container aufnehmen kann.⁵⁷

Fahrerlose Transportfahrzeuge (siehe Abbildung 2.5c), sogenannte *AGVs (Automated Guided Vehicles)*, bewegen sich vollautomatisch über die Terminalfläche und können jeweils einen 40-Fuß-Container oder bis zu zwei 20-Fuß-Container aufnehmen. Die Positionen der Fahrzeuge werden anhand im Boden eingelassener Transponder oder Leitdrähte ermittelt. Ein Steuerungssystem übernimmt die Streckenführung und die Verkehrsregelung.⁵⁸

Aktive Flurfördermittel sind in der Lage, die Container selbständig auf- und abzuladen.⁵⁹ Dadurch können Wartezeiten während des Containerumschlags vermieden werden. Die Containerbrücke kann beispielsweise die aus dem Containerschiff entladenen Container auf der Landseite direkt auf den Boden stellen und muss nicht auf ein verfügbares Transportfahrzeug warten. Die Transportfahrzeuge wiederum können die Container selbständig am Zielort abladen und müssen nicht auf ihre Entladung durch einen Kran warten. Zu den in Containerterminals eingesetzten aktiven Flurfördermitteln zählen *Portalstapler, Shuttle-Carrier* und *Reach-Stacker*.

Portalstapler (siehe Abbildung 2.6a, S. 16), auch *Portalhubwagen, Van-Carrier* oder *Straddle-Carrier* genannt, sind fahrerbediente Transportfahrzeuge, mit denen Container transportiert und gestapelt werden können. In Abhängigkeit von der Bauart ist eine Stapelung bis in die dritte bzw. vierte Ebene möglich. Um einen Container aufzunehmen, wird dieser von dem Portalstapler längs überfahren und mit einem Spreader angehoben. Ebenso kann ein Portalstapler auch Lkw-Anhänger, Bahnwaggons und einzeilige Containerlager überfahren, um dort einen Container aufzunehmen oder an entsprechender Stelle abzusetzen. Portalstapler werden daher nicht nur für den horizontalen Containertransport, sondern auch zur Be- und Entladung von Lkw oder Bahnwaggons und zum Ein- und Auslagern der Container im Lagerbereich eingesetzt. Portalstapler können mit einem Single-Lift-Spreader oder mit einem Twin-Lift-Spreader ausgerüstet sein. Mit einem Twin-Lift-Spreader kann ein Portalstapler einen 40-Fuß-Container oder bis zu zwei 20-Fuß-Container gleichzeitig transportieren.⁶⁰ Zu den neuesten Entwicklungen zäh-

⁵⁷ Vgl. Brinkmann (2005), S. 265.

⁵⁸ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 9. AGVs werden seit den 1980er Jahren für den horizontalen Containertransport in Containerterminals eingesetzt und kamen erstmals im ECT (Europe Container Terminals) Delta Terminal in Rotterdam (Niederlande) zum Einsatz (Vgl. Koppe/Brinkmann (2008), S. 59). Neben dem ECT Delta Terminal in Rotterdam werden AGVs zum Beispiel im CTA in Hamburg und im Pasir Panjang Terminal in Singapur eingesetzt.

⁵⁹ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 10.

⁶⁰ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 10 und Brinkmann (2005), S. 259-261.

len *fahrerlose Portalstapler*, auch *ALVs (Automated Lifting Vehicles)*⁶¹ oder *Automatic Guided Straddle-Carrier*⁶² genannt.

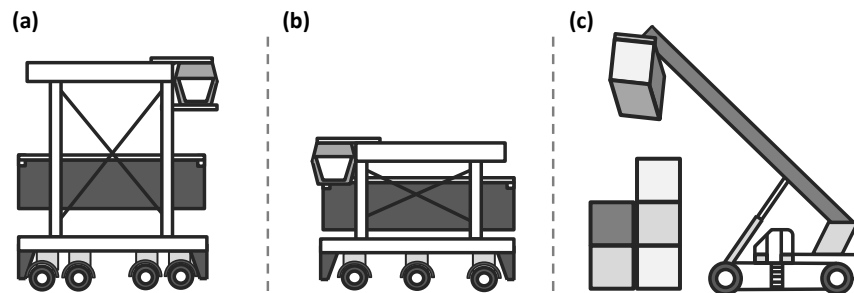


Abbildung 2.6: Schematische Darstellung aktiver Flurfördermittel in Containerterminals: (a) Portalstapler, (b) Shuttle-Carrier und (c) Reach-Stacker

Shuttle-Carrier (siehe Abbildung 2.6b) sind wie Portalstapler aufgebaut, können die Container jedoch nur zwei Ebenen hoch stapeln. Sie sind kleiner, leichter und damit auch schneller als Portalstapler. Auch Shuttle-Carrier können Bahnwaggons und Lkw-Anhänger überfahren, um dort einen Container aufzunehmen oder abzustellen. Somit eignen sich Shuttle-Carrier nicht nur für den horizontalen Containertransport, sondern auch zur Be- und Entladung von Lkw und Zügen.⁶³

Ein Reach-Stacker (siehe Abbildung 2.6c) ist ein fahrerbedientes Fahrzeug zum Transportieren und Stapeln von Containern. Das Fahrzeug besitzt einen Ausleger, an dem ein Single-Lift-Spreader oder ein Twin-Lift-Spreader angebracht ist. Der Ausleger kann angehoben, abgesenkt und ausgefahren werden. Damit kann ein Reach-Stacker Container bis zu drei Reihen hintereinander und bis zu sechs Ebenen übereinander stapeln. Reach-Stacker werden sowohl für den horizontalen Containertransport zwischen den Funktionsbereichen als auch zur Ein- und Auslagerung der Container im Lagerbereich und zur Be- und Entladung von Lkw und Bahnwaggons im landseitigen Umschlagbereich eingesetzt.⁶⁴

Der Transportbereich ist typischerweise in eine oder mehrere Fahrspuren unterteilt. Die Breite der Fahrspuren hängt im Wesentlichen von den eingesetzten Transportfahrzeugen ab.⁶⁵ So transportieren Reach-Stacker die Container quer zur Fahrtrichtung und benötigen daher deutlich breitere Fahrspuren als beispielsweise Shuttle-Carrier oder AGVs.⁶⁶ ALVs benötigen aufgrund der präzisen Steuerung weniger breite Fahrspuren als manuell gesteuerte Portalstapler.⁶⁷

⁶¹ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 10 oder Vis/Harika (2004), S. 120.

⁶² Vgl. Brinkmann (2005), S. 271f.

⁶³ Vgl. Brinkmann (2005), S. 268f.

⁶⁴ Vgl. Brinkmann (2005), S. 266f.

⁶⁵ Vgl. Meisel (2009), S. 13, Ranau (2011), S. 186-191 oder Wiese (2012), S. 25.

⁶⁶ Vgl. Brinkmann (2005), S. 274.

⁶⁷ Vgl. Meisel (2009), S. 13.

2.2.3 Lagerbereich

Im Lagerbereich des Containerterminals können Import- und Exportcontainer für eine bestimmte Zeit zwischengelagert werden. Der Lagerbereich ist üblicherweise in verschiedene Blöcke unterteilt, wobei jeder Block aus mehreren parallel verlaufenden Containerreihen besteht (siehe Abbildung 2.7a). Eine Containerreihe setzt sich aus einer festen Anzahl längs angeordneter Stellplätze zusammen. Auf jedem Stellplatz können mehrere Container übereinander gestapelt werden.⁶⁸ Durch die Angabe der Containerreihe, des Stellplatzes und der Ebene kann die Position eines Containers innerhalb des Blocks beschrieben werden.⁶⁹ Der Lagerbereich ist häufig in Bereiche für Import-, Export- und Leercontainer unterteilt. Einige Bereiche sind zudem für Spezialcontainer reserviert. Zu den Spezialcontainern zählen beispielsweise Thermalcontainer, welche einen speziellen Stromanschluss benötigen, Gefahrgutcontainer, welche aufgrund ihres Inhalts separat gestellt und überwacht werden müssen, und Container mit überhoher oder mit überbreiter Ladung, für die eine normale Stapelung nicht möglich ist.⁷⁰ Zu den im Lagerbereich eingesetzten Fördermittel zählen *Portalkrane*, *Portalstapler* und *Reach-Stacker*.

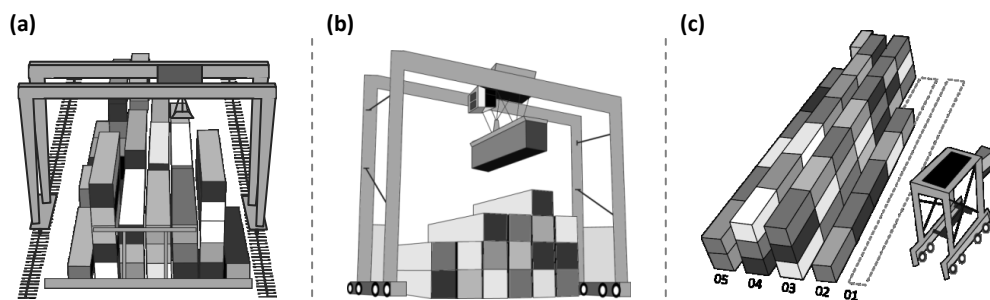


Abbildung 2.7: Schematische Darstellung der Containerlagerung in Containerterminals: (a) mit schienegebundenem Portalkran, (b) mit gummbereiftem Portalkran, (c) mit Portalstapler

Ein Portalkran, auch *Transtainer*⁷¹ genannt, ist ein Hebegerät, welches über mehrere nebeneinanderliegende Containerreihen verfahren und dort Container aufnehmen oder abstellen kann (siehe Abbildung 2.7a und 2.7b). Für die Übergabe der Container wird eine der Containerreihen freigehalten und als Fahrspur für die Transportfahrzeuge genutzt. So kann der Portalkran die ein- und auszulagernden Container in unmittelbarer Nähe des entsprechenden Lagerplatzes von den Transportfahrzeugen entladen bzw. auf die Transportfahrzeuge laden. Alternativ kann die Übergabe an den Enden der Containerreihen erfolgen. Dadurch steht eine weitere Containerreihe für die Lagerung zur Verfügung. Bei der Ein- und Auslagerung der Container muss der Portalkran jedoch häufig längere Fahrwege zurücklegen.⁷² Es wird zwischen *gummibereiften*

⁶⁸ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 7, Brinkmann (2005), S. 303 oder Meisel (2009), S. 14.

⁶⁹ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 22.

⁷⁰ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 7 oder Günther/Kim (2006), S. 441.

⁷¹ Vgl. Brinkmann (2005), S. 240.

⁷² Vgl. Meisel (2009), S. 14.

Portalkranen und *schienengebundenen Portalkranen* unterschieden. Gummibereifte Portalkrane (*Rubber Tyred Gantry Cranes (RTGCs)*) sind mit lenkbaren Gummirädern ausgestattet (siehe Abbildung 2.7b) und können flexibel zwischen den Blöcken des Lagerbereichs verfahren. In Abhängigkeit von der Bauart überspannen RTGCs bis zu 10 nebeneinanderliegende Containerreihen und können die Container bis zu sechs Ebenen hoch stapeln.⁷³ Die oberste Ebene bleibt normalerweise frei, damit der Portalkran beim Transport eines Containers uneingeschränkt über die Containerreihen verfahren kann.⁷⁴ Schienengebundene Portalkrane (*Rail Mounted Gantry Cranes (RMGCs)*) verfahren auf fest installierten Führungsschienen (siehe Abbildung 2.7a). Sie können (abhängig von der Bauart) bis zu 13 nebeneinanderliegende Containerreihen überfahren und die Container bis zu 10 Ebenen hoch stapeln, wobei auch hier die oberste Ebene freigelassen wird.⁷⁵ Der Einsatzbereich von RMGCs wird durch den Verlauf und die Länge der Schienen begrenzt. Zur Verbesserung der Produktivität und zur Kompensation technisch bedingter Ausfälle werden in einem Block häufig zwei RMGCs eingesetzt.⁷⁶ Portalkrane können manuell oder vollautomatisch gesteuert werden. Vollautomatisch gesteuerte Portalkrane werden auch *ASCs (Automated Stacking Cranes)* genannt.⁷⁷

Wird ein Block mit Portalstaplern bedient, sind zwischen den Containerreihen größere Abstände einzuhalten, um den Portalstaplern das Überfahren der Containerreihen zu ermöglichen (siehe Abbildung 2.7c). Obwohl mit Portalstaplern eine Stapelung bis in die vierte Ebene möglich ist, wird die oberste Ebene (wie bei den Portalkranen) häufig freigehalten, damit die Portalstapler auch im beladenen Zustand uneingeschränkt über die Containerreihen verfahren können.⁷⁸

Erfolgt die Ein- und Auslagerung der Container mit Reach-Stackern, werden die Blöcke durch breite Fahrspuren voneinander getrennt. Von den parallel zu den Containerreihen verlaufenden Fahrspuren wird auf die Lagerplätze des Blocks zugegriffen. Um die Anzahl an Umlagerungen gering zu halten, besteht ein Block häufig nur aus vier Containerreihen und die Stapelhöhe wird auf drei oder vier Ebenen begrenzt.⁷⁹

In einigen Containerterminals, in denen Zugmaschinen mit Chassis für den horizontalen Containertransport eingesetzt werden, lagern die Container auf den Chassis. Auf diese Weise werden keine zusätzlichen Fördermittel für das Ein- und Auslagern der Container im Lagerbereich benötigt. Allerdings ist der Flächenbedarf im Vergleich zur Blocklagerung sehr groß, da keine Stapelung möglich ist.⁸⁰

⁷³ Vgl. Gronalt et al. (2011), S. 94.

⁷⁴ Vgl. Murty et al. (2005), S. 310.

⁷⁵ Vgl. Gronalt et al. (2011), S. 93.

⁷⁶ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 9.

⁷⁷ Vgl. Vis/de Koster (2003), S. 8. Vollautomatisch gesteuerte Portalkrane werden beispielsweise im CTA in Hamburg und im ECT Delta Terminal in Rotterdam eingesetzt.

⁷⁸ Vgl. Meisel (2009), S. 14f.

⁷⁹ Vgl. Brinkmann (2011), S. 32.

⁸⁰ Vgl. Meersmans/Dekker (2001), S. 8.

2.2.4 Landseitiger Umschlagbereich

Im landseitigen Umschlagbereich eines Containerterminals erfolgt die Be- und Entladung der Lkw und Züge. Hierfür werden *Portalkrane* oder aktive Flurfördermittel (*Portalstapler*, *Shuttle-Carrier*, *Reach-Stacker* etc.) eingesetzt.

Die Lkw werden entweder außerhalb des Lagerbereichs auf gesonderten Stellplätzen oder direkt im Lagerbereich an den jeweiligen Übergabestellen der Blöcke be- und entladen. Lagern die Container auf Lkw-Chassis, entfällt die Bedienung der Lkw durch terminalinterne Fördermittel. Stattdessen werden die angelieferten/abzuholenden Container (einschließlich der Chassis) mit den Lkw in den Lagerbereich gebracht bzw. aus dem Lagerbereich geholt. Für die Zu- und Abfahrt der Lkw sind speziell gekennzeichnete Fahrspuren vorgesehen.⁸¹ Zur Abfertigung von Zügen führen Bahngleise bis zu einem terminalinternen Bahnhof.⁸² Hier werden die Züge für die Be- und Entladung auf parallel zueinander verlaufenden Umschlaggleisen abgestellt. Die Bahnwaggons werden entweder mit RMGCs oder mit aktiven Flurfördermitteln be- und entladen.

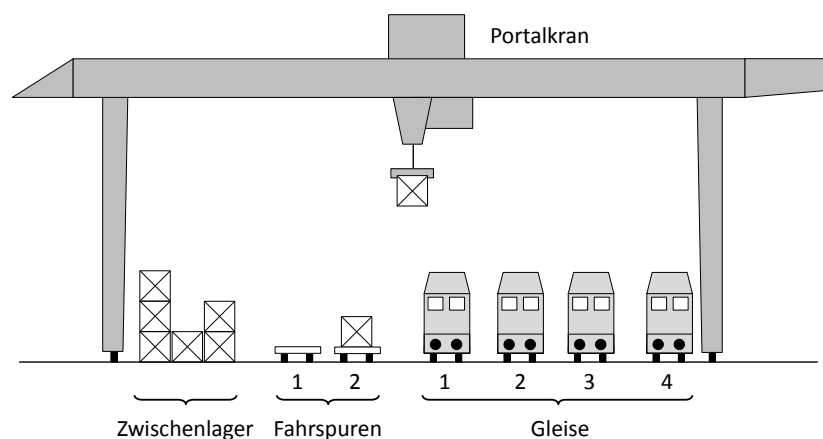


Abbildung 2.8: Schematischer Aufbau eines terminalinternen Bahnhofs (*Quelle:* in Anlehnung an Boysen et al. (2012b), S. 4)

Abbildung 2.8 zeigt den schematischen Aufbau eines terminalinternen Bahnhofs beim Einsatz von RMGCs. Ein RMGC überspannt typischerweise zwischen zwei und vier Gleise sowie zusätzlich ein oder zwei Fahrspuren.⁸³ Jedes Gleis wird von bis zu vier RMGCs überspannt. Bei der Beladung eines Zuges werden die Container in unmittelbarer Nähe des zugewiesenen Waggons durch terminalinterne Transportfahrzeuge bereitgestellt und mit den RMGCs auf die Waggons verladen. Analog dazu werden Container beim Entladen eines Zuges mit den RMGCs von den Waggons entladen und auf neben den Gleisen bereitstehende Transportfahrzeuge gestellt. In einigen Containerterminals verfügt der terminalinterne Bahnhof über Zwischenlagerplätze

⁸¹ Vgl. Gronalt et al. (2011), S. 83.

⁸² Vgl. Meisel (2009), S. 15.

⁸³ Vgl. Boysen et al. (2012b), S. 4f.

für entladene bzw. zu verladende Container.⁸⁴ Dadurch kann die Beladung und Entladung der Waggons zeitlich von der Bereitstellung bzw. der Aufnahme der Container durch terminalinterne Transportfahrzeuge entkoppelt werden.

2.3 Operative Planungsprobleme in Containerterminals

Bei der zielorientierten Gestaltung und Steuerung der logistischen Systeme und Prozesse in einem Containerterminal ist eine Fülle an Planungsproblemen zu lösen. Diese Planungsprobleme können nach ihrem Planungshorizont, d. h. der zeitlichen Reichweite des zu erstellenden Plans, in *strategische* (langfristige), *taktische* (mittelfristige) und *operative* (kurzfristige) *Planungsprobleme* unterteilt werden.⁸⁵

Strategische Planungsprobleme haben einen Planungshorizont zwischen einem und mehreren Jahren. Hierzu zählen beispielsweise die Planung der Verkehrsanbindung des Containerterminals (Schiene, Straße, Wasserstraße), die Festlegung der Lager- und Liegeplatzkapazität, die räumliche Strukturierung des Containerterminals (z. B. die Anordnung der Funktionsbereiche) und die Festlegung der in den jeweiligen Funktionsbereichen einzusetzenden Fördermittel nach Art und Anzahl. Die auf strategischer Ebene getroffenen Entscheidungen geben den Rahmen für die taktischen und operativen Planungsprobleme vor.

Taktische Planungsprobleme haben einen Planungshorizont von mehreren Monaten bis hin zu einem Jahr. Hierzu gehören zum Beispiel die Planung des Personalbestands, die Planung des Fahrkurslayouts (z. B. Anzahl, Breite und Verlauf der Fahrspuren) und die Bestimmung von Bereichen für die Lagerung von Leercontainern, Spezialcontainern, Importcontainern und Exportcontainern.

Operative Planungsprobleme, zu denen auch die Containerbrückeneinsatzplanung zählt, haben einen Planungshorizont von wenigen Minuten, Stunden, Tagen oder Wochen und betreffen insbesondere die Durchführung der in den einzelnen Funktionsbereichen anfallenden Tätigkeiten. So ist beispielsweise festzulegen, in welcher Reihenfolge und zu welchem Zeitpunkt die Tätigkeiten auszuführen sind, wie die Tätigkeiten auszuführen sind und welche der zur Verfügung stehenden Ressourcen (z. B. Liegeplätze, Fördermittel, Arbeitskräfte) hierfür eingesetzt werden sollen.

Zur Einordnung und Abgrenzung der Containerbrückeneinsatzplanung werden im Folgenden einige operative Planungsprobleme des seeseitigen Umschlagbereichs (Abschnitt 2.3.1), des

⁸⁴ Vgl. Boysen et al. (2012b), S. 4.

⁸⁵ Die Kategorisierung der in Containerterminals anzutreffenden Planungsprobleme nach dem Planungshorizont ist in der Literatur verbreitet. Ebenfalls drei Kategorien (strategisch, taktisch, operativ) unterscheiden Meersmans/Dekker (2001), S. 4, Vis/de Koster (2003), S. 2, Vacca et al. (2007), S. 5 und Meisel (2009), S. 17. Manche Autoren nehmen eine detailliertere Unterteilung vor, z. B. Vis/Harika (2004), S. 57. Andere Autoren unterscheiden hingegen nur zwischen strategischen und operativen Planungsproblemen, z. B. Bierwirth/Meisel (2010), S. 615-616 oder Wiese (2012), S. 20-24.

Transportbereichs (Abschnitt 2.3.2), des Lagerbereichs (Abschnitt 2.3.3) und des landseitigen Umschlagbereichs (Abschnitt 2.3.4) vorgestellt.⁸⁶

2.3.1 Planungsprobleme des seeseitigen Umschlagbereichs

Im seeseitigen Umschlagbereich ist die Be- und Entladung der Containerschiffe zu planen. Dieser Planungsprozess kann in folgende Teilprozesse unterteilt werden: die *Liegeplatzplanung*, die *Containerbrückenzuordnung*, die *Stauplanung* und die *Containerbrückeneinsatzplanung*.⁸⁷

Für die Be- und Entladung müssen die Containerschiffe an einem Liegeplatz am Kai anlegen. Die Liegeplatzplanung (engl. *Berth Planning*) oder Liegeplatzzuordnung (engl. *Berth Allocation*) hat die Aufgabe, den ankommenden Containerschiffen jeweils einen freien Liegeplatz zuzuordnen. Dabei sind unter anderem die (voraussichtlichen) Ankunftszeitpunkte der Containerschiffe, die jeweilige Anzahl ein- und auszuladender Container und die technischen Daten der Containerschiffe (z. B. Länge, Breite und Tiefgang) zu berücksichtigen.⁸⁸ Der Planungshorizont beträgt wenige Tage bis hin zu einer Woche.⁸⁹ Das Ergebnis der Liegeplatzplanung ist der Liegeplatzplan (engl. *Berth Plan* oder *Berth Schedule*), welcher den Liegeplatz, den Anlegezeitpunkt und den voraussichtlichen Ablegezeitpunkt für jedes im Planungszeitraum eintreffende Containerschiff enthält.⁹⁰

Auf Basis des Liegeplatzplans ist die Zuordnung der Containerbrücken zu den Containerschiffen (Containerbrückenzuordnung; engl. *Quay Crane Assignment*) zu planen.⁹¹ In Abhängigkeit von der Länge des Containerschiffs können bis zu zwölf Containerbrücken gleichzeitig an einem Containerschiff operieren.⁹² Zu entscheiden ist, welche Containerbrücken in welchem Zeitraum an welchem Containerschiff eingesetzt werden. Bei der Zuordnung sind vor allem die technischen Daten der Containerschiffe, die der Containerbrücken (bspw. Hubhöhe, Spannweite des seeseitigen Auslegers) sowie die Verfügbarkeit der Containerbrücken an den jeweiligen Liegeplätzen zu berücksichtigen.⁹³

Die Stauplanung (engl. *Stowage Planning*) beschäftigt sich mit der Anordnung (Stauung) der Container an Bord der Containerschiffe. Dabei sind unter anderem die Struktur des Contai-

⁸⁶ Die Planungsprobleme werden dabei nur kurz umrissen. Eine ausführlichere Beschreibung der Containerbrückeneinsatzplanung erfolgt in Kapitel 3. Für einen umfassenden Überblick über die Planungsprobleme in Containerterminals siehe Meersmans/Dekker (2001), Vis/de Koster (2003), Murty et al. (2005), Steenken et al. (2004), Crainic/Kim (2007), Vacca et al. (2007) und Stahlbock/Voß (2008a).

⁸⁷ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 616.

⁸⁸ Vgl. Won/Kim (2009), S. 54, Vacca et al. (2010), S. 4 und Bierwirth/Meisel (2010), S. 615-617.

⁸⁹ Vgl. Cordeau et al. (2005), S. 528, Legato et al. (2008), S. 54, Giallombardo et al. (2010), S. 232 und Vacca et al. (2010), S. 4.

⁹⁰ Vgl. Legato et al. (2008), S. 54 und Bierwirth/Meisel (2010), S. 618.

⁹¹ Vgl. Legato et al. (2008), S. 55, Bierwirth/Meisel (2010), S. 618 und Meisel (2011), S. 619.

⁹² Vgl. CMA CGM (2015) sowie van Marle (2015), S. 6. Die Be- und Entladung großer Überseecontainerschiffe wird normalerweise mit drei bis sechs Containerbrücken durchgeführt (Vgl. Steenken et al. (2004), S. 21, Bierwirth/Meisel (2009), S. 345 und van Marle (2015), S. 6).

⁹³ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 21, Günther/Kim (2006), S. 442 und Stahlbock/Voß (2008b), S. 565.

nerschiffs, der aktuelle Beladungszustand und Informationen über die einzuladenden Container (z. B. Länge, Gewicht, Typ, Entladehafen) zu berücksichtigen.⁹⁴ Zu entscheiden ist, welcher Container auf welchem Containerstellplatz gestaut werden soll. Bei der Erstellung des Stauplans ist vor allem auf die Stabilität des Containerschiffs zu achten.⁹⁵ Zudem sind die Stauerfordernisse der verschiedenen Container zu berücksichtigen. So benötigen Thermalcontainer beispielsweise einen Stromanschluss, Container mit überhoher Ladung können nur auf oberster Ebene gestaut werden und Gefahrgutcontainer sind aus Sicherheitsgründen räumlich getrennt voneinander zu stauen und dürfen nicht in der Nähe der Mannschaftsräume oder in der Nähe von Wärmequellen (z. B. dem Maschinenraum) platziert werden.⁹⁶

Die Stauplanung unterliegt nicht vollständig dem Terminalbetreiber. Sie wird normalerweise in zwei Schritten durchgeführt. Zunächst erstellt der Reeder einen groben Stauplan. Dabei werden den Containerstellplätzen keine Container, sondern Containerkategorien zugeordnet. Eine Containerkategorie beschreibt die Länge, die Gewichtsklasse, den Typ und den Entladehafen des auf dem Containerstellplatz zu stauenden Containers. Unter Berücksichtigung des groben Stauplans entscheidet der Terminalbetreiber letztlich, welcher individuelle Container auf welchem Containerstellplatz gestaut wird.⁹⁷

Die an einem Containerschiff durchzuführenden Ein- und Ausladeoperationen zur Umsetzung des Stauplans sind schließlich den am Containerschiff eingesetzten Containerbrücken zuzuordnen. Darüber hinaus ist eine Reihenfolgeplanung (engl. *sequencing*) und Terminierung der Tätigkeiten vorzunehmen. Diese drei Planungsaufgaben werden unter dem Begriff der Containerbrückeneinsatzplanung (engl. *Quay Crane Scheduling*) zusammengefasst.⁹⁸ Eine ausführliche Beschreibung der Containerbrückeneinsatzplanung liefert Kapitel 3.

2.3.2 Planungsprobleme des Transportbereichs

Im Transportbereich ist der horizontale Containertransport zwischen den Funktionsbereichen zu planen.

Eine typische Planungsaufgabe des Transportbereichs ist die *Einsatzplanung der Transportfahrzeuge*. Diese umfasst die Zuordnung der Transportaufträge zu den Transportfahrzeugen sowie die Reihenfolgeplanung und Terminierung der einzelnen Auf- und Abladeoperationen. Der Planungszeitraum beträgt normalerweise nur wenige Minuten bis maximal eine Stunde.⁹⁹ Zu entscheiden ist, welches Transportfahrzeug welchen Container transportiert, wann der Contai-

⁹⁴ Vgl. Wilson/Roach (1999), S. 404-408, Wilson et al. (2001), S. 137-139 und Ambrosino et al. (2004), S. 82-86.

⁹⁵ Vgl. Meersmans/Dekker (2001), S. 5 und Steenken et al. (2004), S. 18.

⁹⁶ Vgl. Schott (1989), S. 12 und S. 41-44, Wilson/Roach (1999), S. 406, Wilson et al. (2001), S. 138f., Meersmans/Dekker (2001), S. 5, Ambrosino et al. (2004), S. 82-86 und Liu et al. (2010), S. 1539.

⁹⁷ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 18 und Günther/Kim (2006), S. 442.

⁹⁸ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 217.

⁹⁹ Vgl. Grunow et al. (2004), S. 408 und Crainic/Kim (2007), S. 517.

ner aufgeladen und wann der Container am Zielort abgeladen wird.¹⁰⁰ Dabei sind unter anderem die Kapazitäten der Transportfahrzeuge, die benötigten Fahrzeiten zwischen den Auf- und Abladeorten sowie zeitliche Vorgaben bezüglich der Auf- und Abladeoperationen zu berücksichtigen.¹⁰¹

Eine weitere Planungsaufgabe des Transportbereichs ist die *Fahrwegeplanung*. Ihre Aufgabe besteht darin, die Fahrwege der Transportfahrzeuge unter Berücksichtigung der Verkehrssituation auf den Fahrspuren festzulegen.¹⁰² Da die Wahl der Fahrwege die Fahrzeiten der Transportfahrzeuge beeinflusst, steht die Fahrwegeplanung in engem Zusammenhang mit der Einsatzplanung der Transportfahrzeuge.¹⁰³ In der Praxis entscheidet beim Einsatz manuell gesteuerter Transportfahrzeuge normalerweise der Fahrer über den Fahrweg. Beim Einsatz von AGVs oder ALVs legt das Steuerungssystem der Transportfahrzeuge die Fahrwege fest.¹⁰⁴

2.3.3 Planungsprobleme des Lagerbereichs

Im Lagerbereich ist die Ein-, Aus- und Umlagerung von Containern zu planen. Typische Planungsaufgaben des Lagerbereichs sind die *Lagerplatzzuordnung* und die *Portalkraneinsatzplanung*.

Die Lagerplatzzuordnung befasst sich mit der Auswahl der Lagerplätze für die zu lagernden Container. Zu entscheiden ist, welcher Container in welchem Lagerblock auf welcher Position gelagert werden soll. Dabei sind unter anderem die Vorgaben der taktischen Planung (festgelegte Bereiche für Importcontainer, Exportcontainer, Leercontainer, Thermalcontainer etc.), Informationen über die zu lagernden Container (Länge, Typ, Gewicht, Export-/Importcontainer etc.), die Entfernungen zwischen den Lagerplätzen und den zukünftigen Verladeorten (z. B. Liegeplätze der entsprechenden Containerschiffe, Lkw-Stellplätze oder Positionen der Wagons im terminalinternen Bahnhof) und die Auslastung der in den Lagerblöcken operierenden Portalkrane zu berücksichtigen.¹⁰⁵ Des Weiteren ist zu beachten, dass aufgrund der Stapelung der Container nicht zu jedem Zeitpunkt auf jeden Container direkt zugegriffen werden kann. Werden mehrere Container gestapelt, ist der Zugriff auf den untersten Container erst möglich, wenn die auf ihm stehenden Container durch Umlagerungen entfernt wurden. Diese Umlagerungen, auch *Rehandles* oder *Reshuffles* genannt, verzögern den Auslagerungsprozess des untersten Containers und machen darüber hinaus eine erneute Lagerplatzzuordnung für die umzulagernden Container notwendig.¹⁰⁶ Um derartige Umlagerungen bei der Auslagerung von

¹⁰⁰ Vgl. Lehmann (2006), S. 31.

¹⁰¹ Vgl. Hartmann (2004), S. 55-57 und Grunow et al. (2006), S. 590f.

¹⁰² Vgl. Grunow et al. (2004), S. 400, Murty et al. (2005), S. 318 und Lehmann (2006), S. 31.

¹⁰³ Vgl. Murty et al. (2005), S. 316 und Lehmann (2006), S. 31.

¹⁰⁴ Vgl. Meisel (2009), S. 28.

¹⁰⁵ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 22-24.

¹⁰⁶ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 22 und S. 32f.

Containern möglichst zu vermeiden, sind die (voraussichtlichen) Auslagerungszeitpunkte der Container bei der Lagerplatzzuordnung ebenfalls zu berücksichtigen.

Die Portalkraneinsatzplanung im Lagerbereich (engl. *Yard Crane Scheduling*) hat die Aufgabe, die lagerinternen Containertransporte (Ein-, Aus- und Umlagerungen) den zur Verfügung stehenden Portalkranen zuzuordnen und eine Reihenfolgeplanung und Terminierung der Transportaufträge vorzunehmen.¹⁰⁷ Konkret zu entscheiden ist, welcher Portalkran welchen Containertransport durchführt, wann der Container aufgenommen und wann der Container am Zielort abgesetzt wird. Dabei sind unter anderem die Fahrzeiten der Portalkrane sowie zeitliche Vorgaben bezüglich der Ein- und Auslagerung der Container zu berücksichtigen. Beim Einsatz mehrerer Portalkrane ist zu beachten, dass sich die Portalkrane innerhalb eines Lagerblocks nicht aneinander vorbei bewegen können.¹⁰⁸

2.3.4 Planungsprobleme des landseitigen Umschlagbereichs

Im landseitigen Umschlagbereich ist die Abfertigung der Züge und Lkw zu planen. Die Be- und Entladung der Züge wird normalerweise mit Portalkranen durchgeführt.¹⁰⁹ Typische Planungsaufgaben sind die *Beladungsplanung der Züge* und die *Einsatzplanung der* im terminalinternen Bahnhof operierenden *Portalkrane*.¹¹⁰

Die Beladungsplanung der Züge, auch *Train Planning*¹¹¹ genannt, beschäftigt sich mit der Zuordnung der zu verladenden Container zu den Waggons der Züge. Dabei sind unter anderem die technischen Daten der Waggons (z. B. Länge, zulässiges Höchstgewicht der Ladung), das zulässige Höchstgewicht des Zuges, Informationen über die zu verladenden Container (z. B. Länge, Typ, Gewicht) und die Entfernungen zwischen den Waggons und den Lagerplätzen der Container zu berücksichtigen.¹¹² Der Beladungsplan des Zuges wird entweder durch das Eisenbahnunternehmen oder den Terminalbetreiber erstellt. Es ist ebenso möglich, dass das Eisenbahnunternehmen nur einen groben Beladungsplan erstellt, bei dem den Waggons keine Container sondern Containerkategorien zugeordnet werden. Unter Berücksichtigung des groben Beladungsplans plant der Terminalbetreiber, welcher individuelle Container auf welchen Waggon geladen werden soll.¹¹³

Die Portalkraneinsatzplanung hat die Aufgabe, die an den Zügen durchzuführenden Containerbewegungen (Be- und Entladeoperationen) den im terminalinternen Bahnhof operierenden

¹⁰⁷ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 32f.

¹⁰⁸ Vgl. Ng/Mak (2005), S. 663 und S. 666f.

¹⁰⁹ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 31.

¹¹⁰ Für einen umfangreichen Literaturüberblick über diese und andere Planungsprobleme, die bei der Abfertigung von Zügen in Containerterminals auftreten können, siehe Boysen et al. (2012b).

¹¹¹ Vgl. Corry/Kozan (2008), S. 721.

¹¹² Vgl. Steenken et al. (2004), S. 31, Corry/Kozan (2008), S. 721-723, Bruns/Sigrid (2012), S. 511-514 und Boysen et al. (2012b), S. 6f.

¹¹³ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 31 und Stahlbock/Voß (2008b), S. 572f.

Portalkranen zuzuordnen, sowie eine Reihenfolgeplanung und Terminierung der Containerbewegungen vorzunehmen. Zu entscheiden ist, wann welcher Portalkran welchen Container entladen bzw. verladen soll. Die Züge erreichen und verlassen den Containerterminal nach einem vorgegebenen Zeitplan.¹¹⁴ Diese (geplanten) Ankunfts- und Abfahrtszeiten bilden den zeitlichen Rahmen für die Abfertigung der Züge und sind bei der Portalkraneinsatzplanung zu berücksichtigen. Des Weiteren ist zu beachten, dass sich die Portalkrane bei der Durchführung der zugewiesenen Operationen nicht gegenseitig behindern.¹¹⁵

Die Abfertigung der Lkw erfolgt entweder an den Übergabestellen der Lagerblöcke oder auf gesonderten Lkw-Stellplätzen außerhalb des Lagerbereichs. Im ersten Fall werden die in den Lagerblöcken operierenden Portalkrane für die Be- und Entladung der Lkw eingesetzt. Somit entscheidet die *Einsatzplanung der Portalkrane* (siehe Abschnitt 2.3.3), in welcher Reihenfolge und zu welchem Zeitpunkt die Lkw abgefertigt werden. Im zweiten Fall werden aktive Flurfördermittel für die Be- und Entladung der Lkw eingesetzt. Mit den aktiven Flurfördermitteln werden die zu verladenden Importcontainer aus dem Lagerbereich entnommen, zu den Lkw-Stellplätzen transportiert und auf die entsprechenden Lkw verladen. Umgekehrt werden die Exportcontainer von den Lkw entladen, zum Lagerbereich transportiert und eingelagert. Die Planung dieser Transporte und damit auch die Planung der Be- und Entladung der Lkw wird durch die *Einsatzplanung der Transportfahrzeuge* (siehe Abschnitt 2.3.2) abgedeckt.

2.4 Zusammenfassung

Container sind genormte Frachtbehälter, welche für den Transport verschiedenster Güter eingesetzt werden. Beim Transport eines Containers von einem Lieferpunkt zu einem Empfangspunkt können unterschiedliche Transportmittel, wie beispielsweise Züge, Lkw oder Containerschiffe, zum Einsatz kommen. Der Containerumschlag von einem Transportmittel auf ein anderes erfolgt in Containerterminals. Containerterminals in Seehäfen verfügen über einen seeseitigen Umschlagbereich für die Abfertigung von Containerschiffen, einen landseitigen Umschlagbereich für die Be- und Entladung von Lkw und Zügen, einen Lagerbereich für die Zwischenlagerung von Containern und einen Transportbereich für die Durchführung der horizontalen Containertransporte zwischen den Funktionsbereichen (siehe Abbildung 2.9, S. 26). Innerhalb der Funktionsbereiche können verschiedene Fördermittel, wie z. B. Containerbrücken, Portalkrane, Portalstapler, AGVs etc., eingesetzt werden. Die Planung der logistischen Systeme und Prozesse in einem Containerterminal kann in eine Fülle von Teilaufgaben zerlegt werden. Zwischen den Teilaufgaben bestehen vielfach wechselseitige Abhängigkeiten. Daher wäre eine Simultanplanung, bei der sämtliche Teilpläne unter Berücksichtigung aller relevanten Interdependenzen gleichzeitig erstellt werden, die konzeptionell beste Lösung. Eine derart integrierte

¹¹⁴ Vgl. Boysen et al. (2012b), S. 5.

¹¹⁵ Vgl. Boysen et al. (2012b), S. 9.

Seeseitiger Umschlagbereich	Transportbereich	Lagerbereich	Landseitiger Umschlagbereich
<p>Aufgabe Be- und Entladung der Containerschiffe</p> <hr/> <p>Fördermittel</p> <ul style="list-style-type: none"> - Containerbrücken (1-Katz- und 2-Katz-Brücken) <hr/> <p>Operative Planungsprobleme</p> <ul style="list-style-type: none"> - Liegeplatzzuordnung - Containerbrückenzuordnung - Stauplanung - Containerbrückeneinsatzplanung 	<p>Aufgabe Horizontaler Containertransport zwischen den Funktionsbereichen</p> <hr/> <p>Fördermittel</p> <p><i>Passive Flurfördermittel:</i></p> <ul style="list-style-type: none"> - Zugmaschinen mit Chassis - Trailerzüge - AGVs <p><i>Aktive Flurfördermittel:</i></p> <ul style="list-style-type: none"> - Portalstapler - Shuttle-Carrier - Reach-Stacker - ALVs <hr/> <p>Operative Planungsprobleme</p> <ul style="list-style-type: none"> - Einsatzplanung der Transportfahrzeuge - Fahrwegeplanung 	<p>Aufgabe Zwischenlagerung der Container</p> <hr/> <p>Fördermittel</p> <ul style="list-style-type: none"> - Portalkrane - Portalstapler - Reach-Stacker <hr/> <p>Operative Planungsprobleme</p> <ul style="list-style-type: none"> - Lagerplatzzuordnung - Portalkraneinsatzplanung 	<p>Aufgabe Be- und Entladung der Lkw und Züge</p> <hr/> <p>Fördermittel</p> <ul style="list-style-type: none"> - Portalkrane - Portalstapler - Shuttle-Carrier - Reach-Stacker <hr/> <p>Operative Planungsprobleme</p> <ul style="list-style-type: none"> - Beladungsplanung der Züge - Portalkraneinsatzplanung

Abbildung 2.9: Aufgaben, Fördermittel und operative Planungsprobleme der vier wichtigsten Funktionsbereiche eines Containerterminals

Planung scheidet jedoch (bislang) an der hohen Komplexität des sich dabei ergebenden Planungsmodells. Um zu handhabbaren Modellen zu gelangen, ist es üblich, das Gesamtproblem in Teilprobleme zu zerlegen und die Teilprobleme isoliert voneinander zu betrachten und zu lösen.¹¹⁶ Gegenstand der vorliegenden Arbeit ist die Containerbrückeneinsatzplanung, welche im folgenden Kapitel näher beschrieben wird.

¹¹⁶ Vgl. Stahlbock/Voß (2008a), S. 41.

Kapitel 3

Grundlagen der Containerbrückeneinsatzplanung

Im Rahmen der Containerbrückeneinsatzplanung sind die Einsatzpläne für die den Containerschiffen zugewiesenen Containerbrücken zu erstellen. Dieses Kapitel widmet sich dem dabei zu lösenden Planungsproblem, welches allgemein als *Quay Crane Scheduling Problem (QCSP)* bezeichnet wird. In Abschnitt 3.1 wird das klassische QCSP vorgestellt. Nach einer allgemeinen Beschreibung des klassischen QCSP (Abschnitt 3.1.1) werden wesentliche entscheidungsrelevante Kosten sowie typische in der Praxis und in der Literatur verfolgte Zeitziele bei der Containerbrückeneinsatzplanung aufgezeigt (Abschnitt 3.1.2). Zudem wird auf die grundsätzlich geeigneten Verfahren zur Lösung des klassischen QCSP eingegangen (Abschnitt 3.1.3). Anschließend wird eine Typologie zur Klassifizierung von QCSP vorgestellt (Abschnitt 3.1.4). In Abschnitt 3.2 werden die Ergebnisse einer Literaturstudie präsentiert. Abschließend werden die wesentlichen Erkenntnisse des Kapitels noch einmal zusammengefasst (Abschnitt 3.3).

3.1 Das Quay Crane Scheduling Problem

3.1.1 Allgemeine Problembeschreibung

Beim klassischen QCSP sind die an einem Containerschiff durchzuführenden Ein- und Ausladeoperationen (Menge an Aufträgen) sowie die Menge der Containerbrücken, die dem Containerschiff im Rahmen der Containerbrückenanzuordnung zugewiesen wurden, gegeben. Die Aufträge leiten sich aus dem Beladungszustand des Containerschiffs zum Zeitpunkt des Einlaufens und dem vom Reeder vorgegebenen groben Stauplan für das auslaufende Containerschiff ab.¹¹⁷ Darüber hinaus sind die Bearbeitungszeiten der Aufträge gegeben.¹¹⁸ Jeder Auftrag muss von

¹¹⁷ Siehe dazu auch die Ausführungen zur Stauplanung in Abschnitt 2.3.1, S. 21.

¹¹⁸ Beim klassischen QCSP wird von containerbrückenunabhängigen Bearbeitungszeiten ausgegangen, d. h. alle Containerbrücken sind identisch. (Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 617.) In der Praxis hängt die Bearbeitungszeit eines Auftrags unter anderem von der Erfahrung des Containerbrückenfahrers ab. Folglich sind die Bearbeitungszeiten in der Praxis in der Regel containerbrückenabhängig. (Vgl. Legato et al. (2012), S. 2066.)

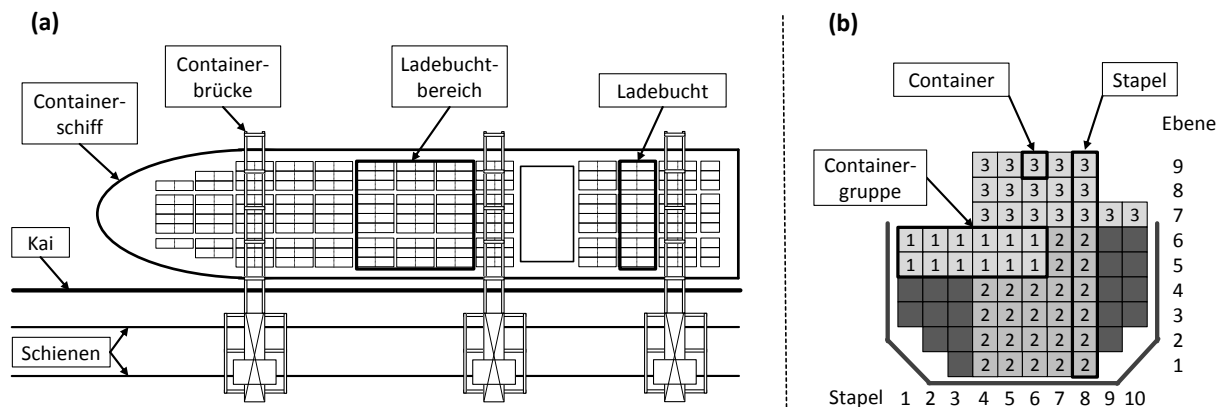


Abbildung 3.1: Schematische Darstellung des seeseitigen Umschlagbereichs eines Containerterminals (Draufsicht) (a) und Querschnitt einer Ladebucht (b) (Quelle: in Anlehnung an Meisel/Bierwirth (2011), S. 684)

genau einer Containerbrücke ausgeführt werden und jede Containerbrücke kann zeitgleich nur einen Auftrag ausführen. Hat eine Containerbrücke mit der Ausführung eines Auftrags begonnen, ist der Auftrag ohne Unterbrechung auszuführen.¹¹⁹ Die Aufgabe beim QCSP besteht darin, die Aufträge den Containerbrücken zuzuordnen und die Reihenfolgen und Termine für die Durchführung der Aufträge festzulegen. Dabei ist ein bestimmtes Ziel oder Zielsystem – falls mehrere Ziele gleichzeitig verfolgt werden – zu erfüllen.¹²⁰

Die Definition eines Auftrags legt die Detailliertheit des resultierenden Containerbrückeneinsatzplans fest. Aufträge können auf der Basis von Ladebuchtbereichen oder einzelnen Ladebuchten (siehe Abbildung 3.1a), oder auf der Basis von Containergruppen, Containerstapeln oder einzelnen Containern (siehe Abbildung 3.1b) definiert werden.¹²¹

Werden die Aufträge auf der Basis von *Ladebuchtbereichen* definiert, beinhaltet ein Auftrag alle Ein- und Ausladeoperationen, die innerhalb eines Ladebuchtbereichs auszuführen sind. Jeder Ladebuchtbereich wird dann von genau einer Containerbrücke abgefertigt.¹²² Bierwirth und Meisel merken an, dass eine gleichmäßige Verteilung der Arbeitslast auf die Containerbrücken in diesem Fall nur selten möglich ist.¹²³

Erfolgt die Definition der Aufträge auf der Basis *einzelner Ladebuchten*, beinhaltet ein Auftrag alle Ein- und Ausladeoperationen, die innerhalb einer Ladebucht auszuführen sind. Dadurch ist eine bessere Arbeitslastverteilung möglich als im vorherigen Fall. Gleichzeitig steigt

¹¹⁹ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 617 und Meisel/Bierwirth (2013), S. 132. Abweichend von diesen Annahmen lassen sich in der Literatur auch Problemformulierungen für das QCSP finden, bei denen die Bearbeitung eines Auftrags unterbrochen und später durch dieselbe oder eine andere Containerbrücke fortgesetzt werden kann; z. B. Lu et al. (2012) und Liu et al. (2006).

¹²⁰ Vgl. Lu et al. (2012), S. 2915.

¹²¹ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 617.

¹²² Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 617f.

¹²³ Vgl. Bierwirth/Meisel (2009), S. 345.

die Komplexität des Planungsproblems aufgrund der höheren Anzahl einzuplanender Aufträge. Da die Größe der Containerschiffe begrenzt ist, bleibt die Anzahl der Aufträge dennoch überschaubar.¹²⁴

Bei der Definition der Aufträge auf der Basis von *Containergruppen* ist mit einem Auftrag jeweils die Einladung oder Ausladung von Containern einer zuvor definierten Containergruppe verbunden, die in einer Ladebucht auf benachbarten Containerstellplätzen gestaut werden.¹²⁵ Zum Beispiel können Container, welche die gleiche Größe, die gleiche Gewichtsklasse, den gleichen Typ und den gleichen Zielhafen (bei Exportcontainern) bzw. Ladehafen (bei Importcontainern) aufweisen, zu einer Containergruppe zusammengefasst werden.¹²⁶ Abbildung 3.1b zeigt beispielhaft eine Ladebucht mit drei verschiedenen Containergruppen.

Werden die Aufträge auf der Basis von *Stapeln* definiert, beinhaltet ein Auftrag alle Einladeoperationen und/oder alle Ausladeoperationen innerhalb eines Stapels.¹²⁷

Erfolgt die Definition der Aufträge auf der Basis einzelner Container, ist mit jedem Auftrag die Einladung oder Ausladung eines Containers verbunden.¹²⁸ Bei der Abfertigung eines großen Containerschiffs können dann im Rahmen der Containerbrückeneinsatzplanung mehrere tausend Aufträge einzuplanen sein.¹²⁹

Zwischen den Aufträgen können Vorrangbeziehungen bestehen, welche bei der Planung berücksichtigt werden müssen.¹³⁰ Sind zum Beispiel innerhalb eines Stapels sowohl Ein- als auch Ausladeoperationen durchzuführen, müssen die Ausladeoperationen vor den Einladeoperationen durchgeführt werden. Um auf die Containerstellplätze im Frachtraum zugreifen zu können, müssen alle auf dem entsprechenden Ladelukendeckel stehenden Container entfernt werden. Folglich sind erst die mit der Entladung der Container über Deck verbundenen Ausladeoperationen durchzuführen, bevor die Ein- und Ausladeoperationen unter Deck durchgeführt werden können. Die Einladeoperationen über Deck können hingegen erst ausgeführt werden, wenn alle Aus- und Einladeoperationen im darunterliegenden Frachtraum ausgeführt wurden und auch der entsprechende Ladelukendeckel wieder eingesetzt wurde.¹³¹

¹²⁴ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 617f. Die Mærsk Mc-Kinney Møller, eines der größten Containerschiffe der Welt, besitzt 24 40'-Buchten. Werden diese 40'-Buchten jeweils als zwei 20'-Buchten aufgefasst, ergibt sich ein QCSP mit 48 einzuplanenden Aufträgen.

¹²⁵ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 618.

¹²⁶ Vgl. Kim/Park (2004), S. 753, Jung et al. (2006), S. 463 und Monaco/Sammarra (2011), S. 457.

¹²⁷ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 617f.

¹²⁸ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 618.

¹²⁹ Vgl. Steenken et al. (2004), S. 7, Bierwirth/Meisel (2010), S. 618, Meisel/Wichmann (2010), S. 570 und van Marle (2015), S. 8.

¹³⁰ Vgl. Meisel (2011), S. 621 und Legato et al. (2012), S. 6064.

¹³¹ Vgl. Kim/Park (2004), S. 755 und Zhang/Kim (2009), S. 981f.

Des Weiteren ist es möglich, dass einige Aufträge nicht zur gleichen Zeit ausgeführt werden können.¹³² So sind beispielsweise zwischen benachbarten Containerbrücken Sicherheitsabstände einzuhalten, wodurch die Containerbrücken nicht zeitgleich an derselben Ladebucht oder an direkt benachbarten Ladebuchten operieren können.¹³³ Sind die innerhalb einer Ladebucht oder innerhalb benachbarter Ladebuchten durchzuführenden Ein- und Ausladeoperationen auf mehrere Aufträge verteilt, können diese Aufträge nicht zeitgleich ausgeführt werden.

Eine Containerbrücke kann einen Auftrag erst ausführen, nachdem sie sich an die für die Durchführung des Auftrags erforderliche Position neben dem Containerschiff bewegt hat. Die hierfür benötigte Zeit (Fahrzeit) muss bei der Planung berücksichtigt werden. Zu beachten ist auch, dass sich die Containerbrücken auf denselben Schienen entlang der Kaimauer bewegen und sich nicht gegenseitig passieren können (siehe Abbildung 3.1a). Die sich daraus ergebenden Restriktionen werden *non-crossing constraints* genannt.¹³⁴

Schließlich können auch Start- und Endzeitpunkte für die Verfügbarkeit der Containerbrücken am Containerschiff gegeben sein.¹³⁵

Die Containerbrückeneinsatzplanung steht vielfach in Beziehung zu anderen operativen Planungsproblemen. Aus der Stauplanung ergibt sich beispielsweise, welche Ein- und Ausladeoperationen (Aufträge) bei der Containerbrückeneinsatzplanung einzuplanen sind, zwischen welchen Aufträgen Vorrangbeziehungen bestehen und welche Aufträge nicht simultan ausgeführt werden können. Die Containerbrückenanzuordnung legt fest, in welchen Zeitfenstern welche Containerbrücken für die Abfertigung des Containerschiffs zur Verfügung stehen. Aus dem Einsatzplan der Containerbrücken ergibt sich, welche der zugewiesenen Containerbrücken tatsächlich zum Einsatz kommen und wann diese eingesetzt werden. Diese Entscheidungen haben wiederum Einfluss auf die Containerbrückenanzuordnung, da so bestimmt wird, wann die Containerbrücken frühestens für die Bearbeitung von Aufträgen an anderen Containerschiffen eingesetzt werden können. Von dem Einsatzplan der Containerbrücken ist auch abhängig, wann die Abfertigung des Containerschiffs abgeschlossen ist und das Containerschiff ablegen kann. Dieser Zeitpunkt ist für die Liegeplatzanzuordnung relevant, da der Liegeplatz erst nach dem Ablegen des Containerschiffs für die Abfertigung des nächsten Containerschiffs zur Verfügung steht. Des Weiteren wird durch die Containerbrückeneinsatzplanung bestimmt, welche der einzuladenden Container zu welchem Zeitpunkt an den Containerbrücken bereitgestellt werden müssen und zu welchem Zeitpunkt ausgeladene Container an den Containerbrücken aufgenommen und abtransportiert werden müssen. Diese Informationen werden bei der Generierung der

¹³² Vgl. u. a. Lim et al. (2002), S. 146f., Kim/Park (2004), S. 755, Lu et al. (2012), S. 2916 und Legato et al. (2012), S. 2063.

¹³³ Vgl. Hakam et al. (2012), S. 271 und Jung et al. (2006), S. 464.

¹³⁴ Vgl. u. a. Zhu/Lim (2006), S. 1464f., Legato et al. (2012), S. 2063 und Lu et al. (2012), S. 2916.

¹³⁵ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 618. Die Start- und Endzeitpunkte für die Verfügbarkeit der Containerbrücke am Containerschiff werden im Rahmen der Containerbrückenanzuordnung festgelegt.

Transportaufträge und damit bei der Einsatzplanung der Transportfahrzeuge berücksichtigt. Ferner wirkt sich der Zeitpunkt, zu dem ein Exportcontainer eingeladen werden soll, auch auf den Zeitpunkt der Auslagerung im Lagerbereich und damit auf die Portalkraneinsatzplanung und die Lagerplatzzuordnung im Lagerbereich aus.

3.1.2 Entscheidungsrelevante Kosten und Zielsetzungen

Containerterminals sind Dienstleistungsunternehmen und streben aus Sicht der traditionellen Betriebswirtschaftslehre langfristig nach Gewinnmaximierung. Deshalb spielen Gewinn- und Kostenziele beim Treffen von Entscheidungen in Containerterminals stets eine übergeordnete Rolle. Auch durch die im Rahmen der Containerbrückeneinsatzplanung zu treffenden Entscheidungen werden Kosten beeinflusst, während der Erlös als gegeben betrachtet werden kann.¹³⁶ Folglich stellt die Minimierung der entscheidungsrelevanten Kosten eine sinnvolle Zielsetzung bei der Containerbrückeneinsatzplanung dar. Zu den entscheidungsrelevanten Kosten der Containerbrückeneinsatzplanung zählen zum Beispiel *Terminiüberschreitungskosten*, *Fahrkosten*, *Stillstandskosten* und *Lagerkosten*.

Terminiüberschreitungskosten sind Kosten, die aus der Nichteinhaltung von vorgegebenen Terminen resultieren. Diese Termine können entweder extern durch den Kunden oder innerbetrieblich durch die übergeordnete Planung vorgegeben werden.¹³⁷

Wird beispielsweise der mit dem Reeder vereinbarte Endtermin für die Abfertigung des Containerschiffs (Abfertigungsendtermin) nicht eingehalten, können Kosten für Konventionalstrafen anfallen. Zudem kann die Terminüberschreitung zu einem Imageverlust führen. Durch den Imageverlust können zukünftige Deckungsbeiträge entfallen¹³⁸, welche als Opportunitätskosten zu interpretieren sind.

Ein Abfertigungsendtermin für das Containerschiff kann sich auch aus dem Liegeplatzplan ergeben, welcher im Rahmen der Liegeplatzzuordnung erstellt wird. Ist die Be- und Entladung des Containerschiffs nicht rechtzeitig abgeschlossen und belegt das Containerschiff den Liegeplatz dadurch länger als vorgesehen, kann sich die Abfertigung anderer Containerschiffe, welche anschließend an dem Liegeplatz anlegen sollen, verzögern. Dies kann dazu führen, dass entweder die mit den Reedern vereinbarten Abfertigungsendtermine der betroffenen Containerschiffe nicht eingehalten werden oder bestimmte Maßnahmen (z. B. Überstunden, Einsatz von

¹³⁶ Der Terminalbetreiber erzielt Erlöse durch die Abfertigung von Containerschiffen. Das abzufertigende Containerschiff (und damit der Erlös) ist bei der Containerbrückeneinsatzplanung vorgegeben. Der Ablauf der Abfertigung des Containerschiffs beeinflusst den Erlös nicht.

¹³⁷ Vgl. Vahrenkamp (2008), S. 195.

¹³⁸ Der Reeder könnte (aufgrund der schlechten Erfahrungen) die Abfertigung seiner Containerschiffe in Zukunft durch einen anderen Containerterminal im selben Hafen durchführen lassen oder den Hafen bei der Einrichtung eines neuen Liniendienstes bewusst nicht berücksichtigen. (Vgl. Tongzon/Heng (2005), S. 409 und Wang/Cullinane (2015), S. 254f.)

Aushilfskräften) zu ergreifen sind, um die Abfertigungsendtermine einhalten zu können. Die daraus resultierenden Kosten (z. B. Kosten für Konventionalstrafen bzw. Kosten für die Durchführung der Maßnahmen) sind als Terminüberschreitungskosten anzusehen.

Die Containerbrückenzuordnung gibt die Zeitfenster vor, in denen die Containerbrücken für die Bearbeitung von Aufträgen an dem Containerschiff zur Verfügung stehen. Werden diese Zeitfenster verletzt und stehen die Containerbrücken dadurch nicht rechtzeitig für die Bearbeitung der Aufträge an anderen Containerschiffen zur Verfügung, sind die mit der Verzögerung verbundenen Kosten¹³⁹ ebenfalls den Terminüberschreitungskosten zuzuordnen.

Eine Containerbrücke kann mit der Bearbeitung ihres nächsten Auftrags erst beginnen, nachdem sie sich von ihrer aktuellen Position – diese ist in der Regel von dem Auftrag abhängig, den die Containerbrücke unmittelbar zuvor ausgeführt hat – an die für die Auftragsbearbeitung erforderliche Position neben dem Containerschiff bewegt hat. Um die erforderliche Position einnehmen zu können, kann es aufgrund der non-crossing constraints und der einzuhaltenden Sicherheitsabstände außerdem notwendig sein, dass auch andere Containerbrücken ihre aktuelle Position neben dem Containerschiff wechseln müssen. Vor der Bearbeitung des nächsten Auftrags muss ferner auch der Spreader der Containerbrücke von seiner aktuellen Position an die für die Auftragsbearbeitung erforderliche Position bewegt werden.¹⁴⁰ Die Zeit, in der sich die Containerbrücke entlang der Kaimauer bewegt und/oder der Spreader der Containerbrücke bewegt wird, wird Fahrzeit (engl. *travelling time*) der Containerbrücke genannt. *Fahrkosten* sind Kosten, welche durch die Bewegungen der Containerbrücken entlang der Kaimauer und durch die Bewegungen der Spreader entstehen. Die Fahrkosten können in direkte und indirekte Fahrkosten unterteilt werden. Zu den direkten Fahrkosten zählen z. B. die Energie- und Personalkosten der Containerbrücken- und Spreaderbewegungen. Indirekte Fahrkosten sind den Opportunitätskosten zuzuordnen und leiten sich aus den alternativen Nutzungsmöglichkeiten der Containerbrücke während der Fahrzeit ab.

Stillstandszeiten (engl. *idle times*), auch Leerzeiten oder Containerbrückenwartezeiten¹⁴¹ genannt, sind Zeiten, in denen die Containerbrücken unbeschäftigt sind, d. h. sie bearbeiten weder einen Auftrag noch bewegen sie sich entlang der Kaimauer noch bewegen sie den Spreader. Stillstandszeiten entstehen beispielsweise dann, wenn die Containerbrücke aufgrund der non-crossing constraints nicht sofort an die für die Bearbeitung des nächsten Auftrags erforderliche

¹³⁹ Dazu zählen erneut Kosten, welche aus der Nichteinhaltung der mit den Reedern vereinbarten Abfertigungsendtermine resultieren (z. B. Konventionalstrafen, Opportunitätskosten durch Imageverlust etc.) oder Kosten für die Durchführung von Maßnahmen zur Einhaltung der Abfertigungsendtermine.

¹⁴⁰ Sieht der Auftrag beispielsweise die Bewegung eines einzelnen Containers vor, muss der Spreader der Containerbrücke zur Bearbeitung des Auftrags an die Aufnahme-position dieses Containers bewegt werden. Derartige Spreaderbewegungen zählen zu den Leerfahrten und sind von der Auftragsfolge abhängig. (Vgl. hierzu Abschnitt 4.2, S. 56.)

¹⁴¹ In Anlehnung an Vahrenkamp (2008), S. 196.

Position bewegt werden kann. Die mit den Stillstandszeiten der Containerbrücken verbundenen *Stillstandskosten* sind den Opportunitätskosten zuzuordnen und leiten sich aus den alternativen Nutzungsmöglichkeiten der Containerbrücke während der Stillstandszeit ab. Stillstehende Containerbrücken könnten beispielsweise Aufträge an anderen Containerschiffen bearbeiten. Dadurch könnten bereits einkalkulierte Terminüberschreitungskosten verhindert werden. Denkbar ist auch die Generierung zusätzlicher Deckungsbeiträge, wenn durch die Verringerung der Stillstandszeiten zusätzliche Containerschiffe abgefertigt werden könnten.

Für die Lagerung der ein- und auszuladenden Container (Export- und Importcontainer) fallen *Lagerkosten* an, welche in Lagergemeinkosten (z. B. Abschreibungen auf die im Lagerbereich eingesetzten Fördermittel) und Lagereinzelnkosten unterteilt werden. Die Lagereinzelnkosten können von der Lagerdauer der einzelnen Container abhängig sein (z. B. Kosten für die Stromversorgung eines Thermalcontainers während der Lagerzeit). Die im Rahmen der Containerbrückeneinsatzplanung zu treffenden Entscheidungen können die Lagerdauer und folglich auch die Lagerkosten unmittelbar beeinflussen. So ist die Lagerdauer eines Exportcontainers umso kürzer, je früher der Container an Bord des Containerschiffs geladen wird. Die Lagerdauer eines Importcontainers ist hingegen umso kürzer, je später der Container aus dem Containerschiff entladen wird.

Obwohl die Minimierung der entscheidungsrelevanten Kosten eine sinnvolle Zielsetzung bei der Containerbrückeneinsatzplanung darstellt, werden in der Literatur bislang keine kostenbezogenen Zielsetzungen beim QCSP verfolgt.¹⁴² Dies ist darauf zurückzuführen, dass die Erfassung der entscheidungsrelevanten Kosten in der Praxis mit erheblichen Schwierigkeiten verbunden ist. Problematisch ist vor allem die Ermittlung der Opportunitätskosten¹⁴³. Daher werden in der Praxis, wie auch in der Literatur, anstelle von Kostenzielen ersatzweise Zeitziele verfolgt. Typische Zeitziele bei der Containerbrückeneinsatzplanung sind:

- **Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs:** Die Abfertigungszeit des Containerschiffs (engl. *handling time*) ist die Zeitspanne, die benötigt wird, um alle am Containerschiff durchzuführenden Aufträge abzuarbeiten. Sie wird durch den Auftrag bestimmt, dessen Bearbeitung als letztes beendet wird. Am Ende dieser Zeitspanne, dem Abfertigungsendzeitpunkt, ist die Be- und Entladung des Containerschiffs abgeschlossen und das Containerschiff kann ablegen. Die Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs führt folglich zum frühestmöglichen Abfertigungsendzeitpunkt des Containerschiffs. Ist ein Abfertigungsendtermin für das Containerschiff gegeben, führt die Zielsetzung dazu, dass die Überschreitung dieses Abfertigungsendtermins minimiert wird.

¹⁴² Vgl. hierzu Abschnitt 3.2, S. 40.

¹⁴³ Beispielsweise können die Höhe des Imageverlustes infolge einer Terminüberschreitung und die durch den Imageverlust entstehenden Kosten (z. B. die zukünftig entfallenen Deckungsbeiträge) nur geschätzt werden.

Durch die Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs sollen die mit der Überschreitung des Abfertigungsendtermins verbundenen Kosten minimiert werden.

- **Minimierung der Gesamtverspätung der Containerbrücken:** Für jede am Containerschiff eingesetzte Containerbrücke kann ein Zeitfenster gegeben sein, innerhalb dessen die Containerbrücke für die Bearbeitung von Aufträgen am Containerschiff eingeplant ist. Ein solches Zeitfenster wird durch seinen Startzeitpunkt (Beginn des Zeitfensters) und seinen Endzeitpunkt (Ende des Zeitfensters) eindeutig definiert. Eine Containerbrücke gilt als verspätet, wenn sie die Bearbeitung von mindestens einem der ihr zugewiesenen Aufträge erst nach dem Ende des Zeitfensters abschließt. Die Höhe der Verspätung einer Containerbrücke entspricht dem zeitlichen Abstand zwischen dem Endzeitpunkt des Zeitfensters und dem Zeitpunkt, zu dem die Containerbrücke die Bearbeitung aller ihr zugewiesenen Aufträge abgeschlossen hat. Schließt die Containerbrücke die Bearbeitung aller ihr zugewiesenen Aufträge vor dem Endzeitpunkt des Zeitfensters ab, beträgt die Verspätung der Containerbrücke 0 Zeiteinheiten (ZE). Die Gesamtverspätung ist die Summe der Verspätungen aller Containerbrücken. Durch die Minimierung der Gesamtverspätung der Containerbrücken sollen die mit den Verletzungen der Zeitfensterrestriktionen verbundenen Kosten möglichst vermieden werden.
- **Minimierung der Gesamtbelegungszeit der Containerbrücken:** Die Belegungszeit einer Containerbrücke ist die Zeitspanne vom Beginn der Verfügbarkeit der Containerbrücke am Containerschiff bis zu dem Zeitpunkt, zu dem die Containerbrücke die Bearbeitung aller ihr zugewiesenen Aufträge abgeschlossen hat. Die Belegungszeit einer Containerbrücke setzt sich aus den Bearbeitungszeiten der von der Containerbrücke zu bearbeitenden Aufträge sowie den vor und zwischen der Bearbeitung dieser Aufträge anfallenden Fahrzeiten und Leerzeiten der Containerbrücke zusammen.¹⁴⁴ Die Gesamtbelegungszeit ist die Summe der Belegungszeiten aller Containerbrücken. Im Falle deterministischer Bearbeitungszeiten ist die Summe der Bearbeitungszeiten aller Aufträge ein konstanter Teil der Gesamtbelegungszeit, d. h. die Summe der Bearbeitungszeiten ist unabhängig von den ermittelten Containerbrückeneinsatzplänen. Nur der variable Teil der Gesamtbelegungszeit, die Summe der vor und zwischen der Bearbeitung der Aufträge anfallenden Fahrzeiten und Leerzeiten der Containerbrücken, wird durch die beim QCSP zu treffenden Entscheidungen beeinflusst.¹⁴⁵ Die Minimierung der Gesamtbelegungszeit führt folglich zu einer Minimierung der Summe der unproduktiven Fahr- und Leerzeiten der Containerbrücken und damit zu einer bestmöglichen Auslastung der Containerbrückenkapazitäten¹⁴⁶. Steht nur eine Containerbrücke für die Abfertigung der

¹⁴⁴ Vgl. Moccia et al. (2006), S. 10f.

¹⁴⁵ Vgl. Moccia et al. (2006), S. 11.

¹⁴⁶ Die Auslastung der Containerbrückenkapazitäten ergibt sich aus der Summe der Bearbeitungszeiten dividiert durch die Gesamtbelegungszeit. Da die Summe der Bearbeitungszeiten eine konstante Größe darstellt, führt

Aufträge zur Verfügung sind die beiden Zielsetzungen, Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs und Minimierung der Gesamtbelegungszeit, äquivalent.

Zu den wichtigsten Faktoren im Hinblick auf die Wettbewerbsfähigkeit eines Containerterminals zählen Schnelligkeit und Zuverlässigkeit bei der Abfertigung der Containerschiffe, wobei sich der Faktor Zuverlässigkeit vor allem auf die Einhaltung der mit den Reedern vereinbarten Abfertigungsendtermine bezieht.¹⁴⁷ In der Praxis zählt die Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs deshalb zu den bedeutendsten Zielsetzungen.¹⁴⁸ Diese Zielsetzung erhält auch in der Literatur die meiste Aufmerksamkeit.¹⁴⁹

3.1.3 Lösungsverfahren

Das klassische QCSP kann als Maschinenbelegungsproblem mit parallelen identischen Maschinen und Vorrangbeziehungen angesehen werden.¹⁵⁰ Maschinenbelegungsprobleme zählen zu den kombinatorischen Optimierungsproblemen.¹⁵¹ Die Lösungsverfahren für Probleme der kombinatorischen Optimierung – und damit die des QCSP – lassen sich mit Blick auf die Lösungsgüte in *exakte Verfahren* und *heuristische Verfahren* unterteilen.¹⁵²

Exakte Verfahren liefern in einer endlichen Anzahl von Schritten stets eine optimale Lösung, falls eine solche existiert.¹⁵³ Zu den exakten Verfahren zählen z. B. die *Branch & Bound Verfahren*¹⁵⁴ und die *Branch & Cut Verfahren*¹⁵⁵.

die Minimierung der Gesamtbelegungszeit zu einer Maximierung der Auslastung der Containerbrückenkapazitäten.

¹⁴⁷ Vgl. Tongzon/Heng (2005), S. 408f. und Meisel (2009), S. 1.

¹⁴⁸ Vgl. u. a. Meisel/Wichmann (2010), S. 569f., Legato et al. (2012), S. 2063, Chung/Choy (2012), S. 4213 und Wang/Cullinane (2015), S. 255

¹⁴⁹ Vgl. Bierwirth/Meisel (2009), S. 345, Bierwirth/Meisel (2010), S. 617 und 622 sowie Abschnitt 3.2, S. 40.

¹⁵⁰ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 617 und Sammarra et al. (2007), S. 329. Im Unterschied zu Bierwirth/Meisel (2010) sprechen Sammarra et al. (2007) von einem Maschinenbelegungsproblem mit parallelen uniformen Maschinen und Vorrangbeziehungen. Bei uniformen Maschinen können sich die Maschinen bezüglich ihrer Produktionsgeschwindigkeiten unterscheiden. Für die Bearbeitung eines Auftrags benötigt eine Maschine mit einer hohen Produktionsgeschwindigkeit grundsätzlich weniger Zeit, als eine Maschine mit einer niedrigeren Produktionsgeschwindigkeit. Sind hingegen alle Maschinen identisch, dann sind auch die Produktionsgeschwindigkeiten der Maschinen gleich. Die Bearbeitungszeiten der Aufträge sind somit unabhängig von der Maschine, auf der sie ausgeführt werden, d. h. für die Bearbeitung eines Auftrags benötigt jede Maschine die gleiche Zeit. (Vgl. Pinedo (2013), S. 14.) Ein Maschinenbelegungsproblem mit parallelen identischen Maschinen und Vorrangbeziehungen kann als Spezialfall des Maschinenbelegungsproblems mit parallelen uniformen Maschinen und Vorrangbeziehung angesehen werden, bei dem die Produktionsgeschwindigkeiten aller Maschinen gleich sind. Für einen Überblick über das Gebiet der Maschinenbelegungsplanung siehe Pinedo (2013).

¹⁵¹ Vgl. Domschke/Drexl (2007), S. 122 und Neumann/Morlock (2004), S. 381. Bei einem kombinatorischen Optimierungsproblem ist der zulässige Bereich endlich. (Vgl. Neumann/Morlock (2004), S. 380.)

¹⁵² Vgl. Domschke et al. (1997), S. 40, Neumann/Morlock (2004), S. 392 und Domschke/Drexl (2007), S. 127f.

¹⁵³ Vgl. u. a. Domschke et al. (1997), S. 40, Neumann/Morlock (2004), S. 392 und Domschke/Drexl (2007), S. 127.

¹⁵⁴ Für eine Erläuterung des Prinzips von Branch & Bound Verfahren siehe z. B. Neumann/Morlock (2004), S. 393-402, Domschke et al. (1997), S. 41-44 oder Domschke/Drexl (2007), S. 133-135.

¹⁵⁵ Für eine Beschreibung des Prinzips von Branch & Cut Verfahren siehe z. B. Neumann/Morlock (2004), S. 533-535.

Heuristische Verfahren oder kurz *Heuristiken* bestimmen in der Regel Näherungslösungen (suboptimale Lösungen). Mit Hilfe von „Vorgehensregeln“, welche für die Problemstruktur sinnvoll erscheinen, untersuchen sie nur eine Teilmenge des zulässigen Bereichs. Somit ist nicht garantiert, dass eine optimale Lösung gefunden wird.¹⁵⁶ Heuristiken können nach Domschke/Drexl (2007) in folgende Gruppen unterteilt werden:¹⁵⁷

- (1) *Eröffnungsverfahren*
- (2) *Lokale Such- bzw. Verbesserungsverfahren*
- (3) *Unvollständig ausgeführte exakte Verfahren*
- (4) Kombinationen aus (1) – (3)

Eröffnungsverfahren (oder auch *Konstruktionsverfahren*) bestimmen ausgehend vom Nullzustand eine (erste) zulässige Lösung des betrachteten Problems. Lokale Such- bzw. Verbesserungsverfahren starten hingegen mit einer zulässigen Lösung des Problems, welche zuvor durch ein Eröffnungsverfahren ermittelt wurde, und versuchen diese sukzessiv zu verbessern.¹⁵⁸ Zur dritten Gruppe zählen u. a. vorzeitig abgebrochene Branch & Bound Verfahren.¹⁵⁹ Die Heuristiken der vierten Gruppe setzen sich üblicherweise aus Heuristiken der Gruppen (1) und (2) zusammen.¹⁶⁰ Es sind allerdings auch andere Kombinationen möglich, wie z. B. die Anwendung eines Verbesserungsverfahrens (2) auf die Lösung(en) eines vorzeitig abgebrochenen Branch & Bound Verfahrens (3).¹⁶¹

Eröffnungsverfahren und Lokale Such- bzw. Verbesserungsverfahren können weiter in *deterministische* Verfahren und *stochastische* (oder auch *randomisierte*) Verfahren unterteilt werden.¹⁶² Stochastische Verfahren enthalten im Gegensatz zu deterministischen Verfahren eine zufällige Komponente. Während deterministische Verfahren bei wiederholter Anwendung auf ein und dasselbe Problem und bei gleichen Startbedingungen stets dieselbe Lösung ermitteln, führt die mehrfache Anwendung eines stochastischen Verfahrens auf ein und dasselbe Problem aufgrund der zufälligen Komponente typischerweise zu unterschiedlichen Lösungen.¹⁶³

Heuristiken werden im Allgemeinen speziell auf den Typ des zu lösenden Problems zugeschnitten.¹⁶⁴ Heuristische Verfahren sind daher nicht ohne Weiteres auf andere Probleme über-

¹⁵⁶ Vgl. Domschke et al. (1997), S. 40, Neumann/Morlock (2004), S. 392 u. 402 und Domschke/Drexl (2007), S. 128.

¹⁵⁷ Vgl. Domschke/Drexl (2007), S. 128.

¹⁵⁸ Lokalen Such- bzw. Verbesserungsverfahren können weiter in (*reine*) *Verbesserungsverfahren* und *lokale Suchverfahren* (*im engeren Sinne*) unterteilt werden; siehe hierzu z. B. Domschke et al. (1997), S. 46-48 oder Domschke/Drexl (2007), S. 130f.

¹⁵⁹ Vgl. Domschke/Drexl (2007), S. 128f. Der Abbruch kann z. B. nach einer zuvor festgelegten Rechenzeit oder nach dem Erreichen einer vorgegebenen Mindestlösungsgüte erfolgen. (Vgl. Domschke et al. (1997), S. 51f.)

¹⁶⁰ Vgl. Domschke et al. (1997), S. 45.

¹⁶¹ Vgl. Domschke/Drexl (2007), S. 128.

¹⁶² Vgl. Domschke/Drexl (2007), S. 130.

¹⁶³ Vgl. Domschke et al. (1997), S. 45 und Domschke/Drexl (2007), S. 130.

¹⁶⁴ Vgl. Neumann/Morlock (2004), S. 392 u. S. 403.

tragbar. Allerdings kann bei der Entwicklung von Heuristiken auf sogenannte *Metaheuristiken*¹⁶⁵ (oder auch *Metastrategien*) zurückgegriffen werden. Dabei handelt es sich um übergeordnete Prinzipien zur Steuerung von Heuristiken, welche problemübergreifend angewendet werden können.¹⁶⁶ Zu den Metaheuristiken zählen u. a. *Genetische Algorithmen*, *Simulated Annealing*, *Tabu Search* und *Greedy Randomized Adaptive Search Procedures (GRASP)*.¹⁶⁷

In der Literatur werden sowohl exakte Verfahren als auch heuristische Verfahren zur Lösung von QCSP verwendet. Zu den exakten Verfahren zählen z. B. die Branch & Bound Verfahren von Peterkofsky/Daganzo (1990), Kim/Park (2004) und Zhu/Lim (2006) sowie das Branch & Cut Verfahren von Moccia et al. (2006). Heuristiken, die nicht auf Metaheuristiken basieren, stammen u. a. von Ng/Mak, Bierwirth/Meisel (2009), Chen et al. (2011) und Lu et al. (2012). Zu den auf Metaheuristiken basierenden heuristischen Verfahren zählen u. a. die Simulated Annealing Verfahren von Lim et al. (2004c) und Lim et al. (2007), die GRASP-Ansätze von Kim/Park (2004) und Meisel/Wichmann (2010), die Tabu Search Verfahren von Sammarra et al. (2007), Monaco/Sammarra (2011) und Lee et al. (2011) die Genetischen Algorithmen von Lee et al. (2008b), Tavakkoli-Moghaddam et al. (2009), Chung/Choy (2012) und Kaveshgar et al. (2012).

Für einen umfassenden Überblick über die in der Literatur vorgeschlagenen Verfahren zur Lösung von QCSP sei auf die Literaturstudie in Abschnitt 3.2 verwiesen.

3.1.4 Typologie zur Klassifizierung von Quay Crane Scheduling Problemen

QCSP lassen sich nach einer von Bierwirth und Meisel (2010) vorgeschlagenen Typologie für QCSP anhand der vier Kriterien *Auftragsattribute*, *Kranattribute*, *Interferenzattribute* und *Zielgrößen* klassifizieren (siehe Tabelle 3.1, S. 38).¹⁶⁸

Über die Auftragsattribute *Area*, *Bay*, *Group*, *Stack* und *Container* wird beschrieben, welche Auftragsdefinition dem QCSP zugrunde liegt.¹⁶⁹ Mit dem Auftragsattribut *prmp* werden QCSP gekennzeichnet, bei denen die Auftragsbearbeitung (entgegen der in Abschnitt 3.1.1 beschriebenen Annahmen) unterbrochen werden kann. Das Auftragsattribut *prec* kennzeichnet ein QCSP, bei dem Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen berücksichtigt werden.

¹⁶⁵ Der Begriff *Metaheuristik* stammt ursprünglich von Glover und wurde 1986 in Glover (1986) eingeführt. (Siehe Glover (1986), S. 541.)

¹⁶⁶ Vgl. Osman/Kelly (1996), S. 3, Domschke et al. (1997), S. 48, Talbi (2009), S. 1 und Gendreau/Potvin (2010b), S. 44.

¹⁶⁷ Für eine Beschreibung dieser und weiterer Metaheuristiken sowie weiterführende Literatur siehe z. B. Glover/Kochenberger (2003), Gendreau/Potvin (2005), Talbi (2009) oder Gendreau/Potvin (2010a).

¹⁶⁸ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 622. Dabei handelt es sich um die erste und bislang einzige Typologie zur Klassifikation von QCSP.

¹⁶⁹ Für eine ausführlichere Beschreibung der Auftragsdefinitionen siehe Abschnitt 3.1.1, S. 27.

Tabelle 3.1: Typologie zur Klassifizierung von QCSP (*Quelle:* in Anlehnung an Bierwirth/Meisel (2010), S. 222)

Werte	Beschreibung
1. Auftragsattribute	
<i>Area</i>	Aufträge beziehen sich auf Ladebuchtbereiche
<i>Bay</i>	Aufträge beziehen sich auf einzelne Ladebuchten
<i>Group</i>	Aufträge beziehen sich auf Containergruppen
<i>Stack</i>	Aufträge beziehen sich auf Containerstapel
<i>Container</i>	Aufträge beziehen sich auf einzelne Container
<i>prmp</i>	Unterbrechung der Auftragsbearbeitung ist möglich
<i>prec</i>	Vorrangbeziehungen zwischen Aufträgen sind gegeben
2. Kranattribute	
<i>ready</i>	Startzeitpunkte für die Verfügbarkeit der Containerbrücken sind gegeben
<i>TW</i>	Zeitfenster für die Verfügbarkeit der Containerbrücken sind gegeben
<i>pos</i>	Startpositionen (und Endpositionen) der Containerbrücken sind gegeben
<i>move</i>	Fahrzeiten für Bewegungen der Containerbrücken entlang der Kaimauer werden berücksichtigt
3. Interferenzattribute	
<i>cross</i>	Non-crossing constraints werden berücksichtigt
<i>save</i>	Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken werden berücksichtigt
4. Zielgrößen	
<i>compl</i>	Fertigstellungszeitpunkt eines Auftrags
<i>finish</i>	Zeitpunkt, zu dem eine Containerbrücke die Bearbeitung aller ihr zugeordneten Aufträge abgeschlossen hat
<i>util</i>	Auslastungsrate einer Containerbrücke
<i>through</i>	Durchsatz einer Containerbrücke
<i>move</i>	Fahrzeit einer Containerbrücke für Bewegungen entlang der Kaimauer
<i>TW</i>	Verletzung der Zeitfensterrestriktion einer Containerbrücke
<i>dev</i>	Über- oder Unterschreitung des vorgegebenen Abfertigungsendtermins eines Containerschiffs

Mit dem Kranattribut *ready* werden QCSP gekennzeichnet, bei denen Startzeitpunkte für die Verfügbarkeit der Containerbrücken gegeben sind. Sind Zeitfenster, d. h. Start- und Endzeitpunkte, für die Verfügbarkeit der Containerbrücken gegeben, erhält das QCSP das Kranattribut *TW*¹⁷⁰. Das Kranattribut *pos* kennzeichnet ein QCSP, bei dem die Startpositionen (und Endpositionen) der Containerbrücken gegeben sind. Das Kranattribut *move* zeigt an, dass die Fahrzeiten der Containerbrücken für Bewegungen entlang der Kaimauer berücksichtigt werden.¹⁷¹

Mit den Interferenzattributen *cross* und *save* werden die QCSP gekennzeichnet, bei denen non-crossing constraints bzw. Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken berücksichtigt werden.

¹⁷⁰ Im Gegensatz zu Bierwirth/Meisel (2010) fallen nicht nur harte sondern auch weiche Zeitfensterrestriktionen unter das Kranattribut *TW*.

¹⁷¹ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 618.

Durch das vierte Kriterium wird angegeben, welche Zielgröße für die Beurteilung möglicher Lösungen herangezogen wird, wobei auch mehrere Zielgrößen gleichzeitig herangezogen werden können.¹⁷² Zu den Zielgrößen zählen der Fertigstellungszeitpunkt eines Auftrags (*compl*), der Zeitpunkt, zu dem eine Containerbrücke die Bearbeitung aller ihr zugeordneten Aufträge abgeschlossen hat (*finish*), die Auslastungsrate einer Containerbrücke¹⁷³ (*util*), der Durchsatz einer Containerbrücke¹⁷⁴ (*through*), die Fahrzeit, die für Bewegungen einer Containerbrücke entlang des Kais benötigt wird (*move*), die Verletzung der Zeitfensterrestriktion einer Containerbrücke (*TW*)¹⁷⁵ und die Über- oder Unterschreitung eines vorgegebenen Abfertigungsendtermins für das Containerschiff (*dev*)¹⁷⁶.

Prinzipiell wird von einer Minimierung bezüglich der Zielgröße(n) ausgegangen. Sei z eine der genannten Zielgrößen, dann zeigt die Funktion $\sum(z)$ an, dass in der Zielfunktion des QCSP im Zusammenhang mit der Zielgröße z die Summe über alle Aufträge (falls $z \in \{compl, finish\}$), über alle Containerbrücken (falls $z \in \{util, through, move, TW\}$) bzw. über alle Containerschiffe (falls $z = dev$) gebildet und minimiert wird. Die Funktion $max(z)$ gibt an, dass im Zusammenhang mit der Zielgröße z der größte Wert gebildet und minimiert wird. Folglich lässt die Funktion $max()$ auf eine Min-Max-Zielsetzung schließen. Durch das Symbol w wird angezeigt, dass eine Gewichtung der Zielgröße in Abhängigkeit von den Aufträgen, den Containerbrücken bzw. den Containerschiffen erfolgt. Bei der Berücksichtigung mehrerer Zielgrößen weisen die Symbole w_1 und w_2 auf eine unterschiedliche Gewichtung der Zielgrößen in der Zielfunktion des QCSP hin.¹⁷⁷

Durch die Auswahl der entsprechenden Attribute lassen sich verschiedene Typen von QCSP in der Form *Auftragsattribute* | *Kranattribute* | *Interferenzattribute* | *Zielgrößen* charakterisieren. Es sei beispielsweise ein QCSP gegeben, bei dem mit jedem Auftrag die Einladung oder die Ausladung einer Gruppe von Containern verbunden ist. Zwischen den Aufträgen sind Vorrangbeziehungen gegeben, die bei der Planung berücksichtigt werden müssen. Die dem Containerschiff zugeteilten Containerbrücken stehen nur innerhalb bestimmter Zeitfenster für die Bearbeitung der Aufträge zur Verfügung. Zudem sind non-crossing constraints sowie Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken einzuhalten. Ist die Abfertigungszeit des Contai-

¹⁷² Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 622.

¹⁷³ Die Auslastungsrate (engl. *utilization rate*) einer Containerbrücke ist definiert als die Gesamtdauer, in der die Containerbrücke Aufträge bearbeitet (d. h. produktiv ist), dividiert durch die Abfertigungszeit des Containerschiffs.

¹⁷⁴ Der Durchsatz (engl. *throughput*) einer Containerbrücke ist definiert als die Anzahl der Containerbewegungen pro Stunde.

¹⁷⁵ Die Zielgröße *TW* ist nicht in der 2010 erschienenen Typologie von Bierwirth/Meisel (2010) enthalten, da eine entsprechende Zielsetzung bis dahin nicht verfolgt wurde.

¹⁷⁶ Abgeleitet vom englischen Wort *deviation* = Abweichung. In der Typologie von Bierwirth/Meisel (2010) wird anstelle des Attributs *dev* das Attribut *tard* verwendet. *tard* steht dabei für die Überschreitung des Abfertigungsendtermins eines Containerschiffs (Vgl. Bierwirth/Meisel (2010)). Das Attribut wurde verändert, da in der Literatur auch die Unterschreitung des Abfertigungsendtermins für die Beurteilung einer Lösung herangezogen wird, z. B. bei Tavakkoli-Moghaddam et al. (2009).

¹⁷⁷ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 619 und 622.

nerschiffs zu minimieren, wäre das beschriebene QCSP vom Typ *Group, prec | TW | cross, save | max(compl)*.

3.2 Literaturstudie

Probleme der Containerbrückeneinsatzplanung wurden in den vergangenen zwei Jahrzehnten verstärkt untersucht. In der Literatur lässt sich daher eine Vielzahl an unterschiedlichen mathematischen Modellen, verbalen Problembeschreibungen und Lösungsansätzen für das QCSP finden. Einen Literaturüberblick über bestehende Formulierungen und Lösungsansätze geben Bierwirth/Meisel (2010). Für die Klassifizierung der Problemformulierungen kam dabei die in Abschnitt 3.1.4 beschriebene Typologie zum Einsatz. Um den Stand der Forschung im Bereich Containerbrückeneinsatzplanung aufzuzeigen, wurden die Ergebnisse unter Verwendung derselben Typologie aktualisiert und erweitert (siehe Tabelle 3.2, S. 41). Der Publikationszeitraum wurde auf das Zeitintervall von 1989 bis Anfang 2015 festgelegt. Dabei wurden nur die im definierten Zeitraum veröffentlichten Beiträge klassifiziert, bei denen das QCSP isoliert betrachtet wird und damit die zentrale Problemstellung darstellt. Bierwirth/Meisel (2010) merkten bereits an, dass eine eindeutige Klassifizierung der in der Literatur untersuchten Problemstellungen auf Basis der in den Beiträgen gegebenen Informationen nicht immer möglich ist.¹⁷⁸ Daher wurden stets die aus Sicht des Autors am besten geeigneten Attribute zur Beschreibung des jeweiligen QCSP ausgewählt.

Wie der aktualisierte Literaturüberblick zeigt, lag der Fokus in den letzten Jahren auf der Untersuchung von Problemstellungen, bei denen die Aufträge auf der Basis von Containergruppen (+17 Beiträge) definiert werden. Problemstellungen, bei denen die Aufträge auf der Basis von Ladebuchtbereichen (+0 Beitrag), einzelnen Ladebuchten (+9 Beiträge), Stapeln (+1 Beiträge) oder einzelnen Containern (+1 Beiträge) definiert werden, wurden hingegen deutlich weniger oder gar nicht betrachtet. Die Mehrzahl der neu erschienenen Beiträge untersucht oder beschreibt Problemstellungen, bei denen Vorrangbeziehungen zwischen den auszuführenden Aufträgen (+19 Beiträge), Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken (+20 Beiträge), Fahrzeiten der Containerbrücken für Bewegungen entlang der Kaimauer (+21 Beiträge) sowie Startpositionen (und Endpositionen) der Containerbrücken (+19 Beiträge) berücksichtigt werden. Zudem wurden verstärkt Problemstellungen untersucht, bei denen die Verfügbarkeit der Containerbrücken am Containerschiff durch die Angabe von Startzeitpunkten (+11 Beiträge) oder Zeitfenstern (+5 Beiträge) eingeschränkt wird. Non-crossing constraints haben sich als feste Größe bei der Containerbrückeneinsatzplanung etabliert und werden bei fast allen neu erschienenen Ansätzen berücksichtigt (+26 Beiträge). Die Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs ist noch immer die am häufigsten untersuchte Zielsetzung (+26 Beiträge). Im

¹⁷⁸ Vgl. Bierwirth/Meisel (2010), S. 619 und S. 622.

Tabelle 3.2: Überblick über QCSP-Formulierungen (*Quelle:* aktualisierte und erweiterte Übersicht von Bierwirth/Meisel (2010), S. 223)

Problembeschreibung	Literaturangabe
<i>Area</i> - <i>cross, save</i> - $\sum (w \text{ through})$	Lim et al. (2002, 2004a)
<i>Bay</i> - <i>cross</i> <i>max(util)</i>	Winter (1999)**; Steenken et al. (2001)**
<i>Bay</i> - <i>cross</i> <i>max(compl)</i>	Lim et al. (2004b,c, 2007); Zhu/Lim (2006); Lee et al. (2007, 2008b); Wang et al. (2009)*; Lee/Chen (2010)*; Boysen et al. (2012a)*
<i>Bay</i> - <i>cross</i> $\sum (w \text{ compl})$	Lee et al. (2008a); Lee/Wang (2010)*
<i>Bay</i> - <i>cross, save</i> <i>max(compl)</i>	Lee et al. (2011)*; Hakam et al. (2012)*
<i>Bay</i> <i>move</i> <i>cross</i> $\sum (\text{move})$	Ak (2008)**
<i>Bay</i> <i>pos, move</i> - $w_1 \text{ max(compl)} + w_2 \sum (\text{move})$	Wang et al. (2012)*
<i>Bay</i> <i>pos, move</i> <i>cross</i> <i>max(compl)</i>	Yang (2012)*; Guan et al. (2013)*
<i>Bay</i> <i>pos, move</i> <i>cross, save</i> <i>max(compl)</i>	Liu et al. (2006)
<i>Bay, prmp</i> <i>pos, move</i> <i>cross, save</i> <i>max(compl)</i>	Liu et al. (2006)
<i>Bay, prmp</i> - - $\sum (w \text{ compl})$	Daganzo (1989); Peterkofsky/Daganzo (1990)
<i>Group, prec</i> <i>move</i> <i>cross, save</i> <i>max(compl)</i>	Lu et al. (2012)*; Yi et al. (2012)*
<i>Group, prec</i> <i>pos, move</i> <i>cross</i> <i>max(compl)</i>	Ng/Mak (2006)**
<i>Group, prec</i> <i>pos, move</i> <i>cross, save</i> <i>max(compl)</i>	Chen et al. (2011)*; Chung/Chan (2013)*
<i>Group, prec</i> <i>ready, pos, move</i> <i>cross, save</i> <i>max(compl)</i> ...	Bierwirth/Meisel (2009); Meisel (2011)*; Expósito-Izquierdo et al. (2011a)*; Expósito-Izquierdo et al. (2011b)*; Legato et al. (2012)*; Expósito-Izquierdo et al. (2013)*; Nguyen et al. (2013)*; Guo et al. (2014)*; Legato/Trunfio (2014)*
<i>Group, prec</i> <i>ready, pos, move</i> <i>cross, save</i> $\sum (w \text{ finish}) + \sum (w \text{ dev})$	Tavakkoli-Moghaddam et al. (2009)
<i>Group, prec</i> <i>ready, pos, move</i> <i>cross, save</i> $w_1 \text{ max(compl)} + w_2 \sum (\text{finish})$	Kim/Park (2004); Moccia et al. (2006); Sammorra et al. (2007); Chung/Choy (2012)*; Kaveshgar et al. (2012)*
<i>Group, prec</i> <i>TW</i> <i>cross, save</i> <i>max(compl)</i>	Jung et al. (2006)
<i>Group, prec</i> <i>TW, pos, move</i> <i>cross, save</i> <i>max(compl)</i>	Meisel (2009); Meisel (2011)* Legato et al. (2012)*; Chen et al. (2014)*
<i>Group, prec</i> <i>TW, pos, move</i> <i>cross, save</i> $w_1 \text{ max(compl)} + w_2 \sum (TW)$	Monaco/Sammorra (2011)*; Expósito-Izquierdo et al. (2012)*
<i>Stack, prec</i> - - <i>max(compl)</i>	Goodchild/Daganzo (2004); Zhang/Kim (2009), Lee et al. (2014)*
<i>Container</i> - <i>cross, save</i> <i>max(compl)</i>	Choo et al. (2010)*
<i>Container, prec</i> - - <i>max(compl)</i>	Meisel/Wichmann (2010)**
<i>Container, prec</i> <i>ready, pos, move</i> <i>cross, save</i> <i>max(compl)</i>	Choo et al. (2010)*

* Quelle ergänzt; ** Quelle aktualisiert; *** Klassifizierung geändert

Folgenden wird auf die in der Literatur untersuchten QCSP jeweils kurz eingegangen.

Planung auf der Basis von Ladebuchtbereichen

Lim et al. (2002) und Lim et al. (2004a) betrachten ein QCSP, bei dem die Aufträge auf der Basis von Ladebuchtbereichen definiert werden. Dabei werden non-crossing constraints und Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken berücksichtigt. Bei der Problemstellung

wird angenommen, dass der Durchsatz einer Containerbrücke sowohl von der Containerbrücke selbst als auch von dem Auftrag, der ihr zugeordnet wird, abhängig ist. Die Aufträge sind den Containerbrücken so zuzuordnen, dass der Gesamtdurchsatz, d. h. die Summe der Durchsätze der Containerbrücken, maximiert wird.¹⁷⁹ Zur Lösung des QCSP werden unter anderem ein auf Dynamischer Programmierung basierender Ansatz, ein Tabu Search Verfahren und eine Squeaky Wheel Optimization Heuristik in Kombination mit einem lokalen Suchverfahren vorgeschlagen.

Planung auf der Basis von Ladebuchten

QCSP, bei denen die Aufträge auf der Basis von Ladebuchten definiert sind, werden in Ak (2008), Boysen et al. (2012a), Daganzo (1989), Guan et al. (2013), Hakam et al. (2012), Lee et al. (2007, 2008a,b, 2011), Lee/Chen (2010), Lee/Wang (2010), Lim et al. (2004b,c, 2007), Liu et al. (2006), Peterkofsky/Daganzo (1990), Steenken et al. (2001), Wang et al. (2009), Wang et al. (2012), Winter (1999), Yang (2012) und Zhu/Lim (2006) betrachtet.

Winter (1999) und Steenken et al. (2001) untersuchen die Zuordnung von Ladebuchten zu den Containerbrücken unter der Bedingung, dass nur nebeneinanderliegende Ladebuchten derselben Containerbrücke zugewiesen werden dürfen. Dadurch sind die non-crossing constraints stets erfüllt. Die Zuordnung ist dabei so festzulegen, dass die maximale Differenz zwischen den Auslastungsraten zweier Containerbrücken minimiert wird. Die Autoren geben an, dass sich für Probleminstanzen, wie sie typischerweise in der Praxis vorkommen, optimale Lösungen in akzeptabler Zeit ermitteln lassen.¹⁸⁰

Ein weiteres QCSP mit non-crossing constraints wird von Lee et al. (2008a) und Lee/Wang (2010) untersucht. Bei dieser Problemstellung ist die Summe der gewichteten Fertigstellungszeitpunkte aller Aufträge zu minimieren. Über die Gewichte lassen sich Prioritäten bezüglich der Abfertigungsreihenfolge der Ladebuchten angeben. Dadurch kann der Einfluss der Abfertigungsreihenfolge auf vor- und nachgelagerte Prozesse, wie z. B. die Auslagerung der bereit-zustellenden Container im Lagerbereich oder der Abtransport der entladenen Container durch die Transportfahrzeuge, in die Planung einbezogen werden. Lee et al. (2008a) präsentieren ein gemischt-ganzzahliges Optimierungsmodell und lösen das Problem mit Hilfe eines Genetischen Algorithmus. Das gleiche mathematische Modell wird in Lee/Wang (2010) beschrieben. Zur Lösung des Problems schlagen Lee/Wang (2010) einen Approximationsalgorithmus vor.

¹⁷⁹ Lim et al. (2002) und Lim et al. (2004a) verwenden bei der Beschreibung der Problemstellung anstelle des Begriffs „throughput“ (Durchsatz) auch den Begriff „profit“ (Nutzen). Mit der Zuordnung eines Auftrags zu einer Containerbrücke ist demnach stets ein bestimmter Teilnutzen verbunden. Die Aufträge sind den Containerbrücken folglich so zuzuordnen, dass der Gesamtnutzen maximiert wird.

¹⁸⁰ An dieser Stelle sei angemerkt, dass das von Winter (1999) und Steenken et al. (2001) untersuchte QCSP in Bierwirth/Meisel (2010) aus Sicht des Autors unzutreffend klassifiziert wurde, da die einzuplanenden Aufträge nicht auf der Basis von Ladebuchtbereichen sondern auf der Basis einzelner Ladebuchten definiert werden. Das von Winter (1999) und Steenken et al. (2001) untersuchte QCSP wurde daher neu klassifiziert (siehe Tabelle 3.2).

In Lim et al. (2004b) wird ein QCSP untersucht, bei welchem non-crossing constraints berücksichtigt werden und die Abfertigungszeit des Containerschiffs zu minimieren ist. Die Autoren formulieren ein Constraint Programming Modell zur Beschreibung des QCSP und schlagen verschiedene Approximationsalgorithmen zu dessen Lösung vor. Lim et al. (2004c) untersuchen dieselbe Problemstellung und präsentieren einen Backtracking Algorithmus und ein Simulated Annealing Algorithmus zur Lösung des QCSP.

Zhu/Lim (2006) formulieren ein ganzzahliges lineares Optimierungsmodell zur Beschreibung eines QCSP, bei dem ebenfalls non-crossing constraints berücksichtigt werden und die Abfertigungszeit des Containerschiffs zu minimieren ist. Zur Lösung des QCSP werden ein Branch & Bound Algorithmus und ein Simulated Annealing Algorithmus vorgeschlagen. Dieselbe Problemstellung untersuchen Lee et al. (2007), Lim et al. (2007), Lee et al. (2008b), Wang et al. (2009) und Lee/Chen (2010). Lee et al. (2007) lösen das QCSP mit einem Approximationsalgorithmus. Lim et al. (2007) zeigen, wie sich die Anzahl der Entscheidungsvariablen bei der Problemstellung reduzieren lässt. Dadurch können kleine Probleminstanzen mit einem Backtracking Algorithmus optimal gelöst werden. Darüber hinaus schlagen Lim et al. (2007) einen auf Dynamischer Programmierung basierenden Ansatz und eine Simulated Annealing Heuristik zur Lösung mittlerer bzw. großer Probleminstanzen vor. Lee et al. (2008b) beschreiben das Problem als gemischt-ganzzahliges lineares Optimierungsmodell und verwenden einen Genetischen Algorithmus zu dessen Lösung. Basierend auf der Problemformulierung von Lee et al. (2008b) untersuchen Wang et al. (2009) die Problemstellung für den Fall, dass nur zwei Containerbrücken gleichzeitig an dem Containerschiff operieren. Die Autoren präsentieren für den Spezialfall ein angepasstes gemischt-ganzzahliges lineares Optimierungsmodell und entwickeln einen Genetischen Algorithmus zur Lösung des Problems.¹⁸¹ Lee/Chen (2010) decken Probleme bei früheren mathematischen Optimierungsmodellen auf und entwickeln anschließend ein neues ganzzahliges lineares Optimierungsmodell für das QCSP mit non-crossing constraints. Zur Lösung des Problems werden zwei Approximationsalgorithmen vorgeschlagen.

In der von Boysen et al. (2012a) untersuchten Problemstellung wird von einem eingebuchteten Liegeplatz (engl. *indented berth*) ausgegangen, d. h. der Kai verläuft entlang der beiden Längsseiten des Containerschiffs. Auf beiden Seiten stehen Containerbrücken für die Bearbeitung der Aufträge zur Verfügung. Es wird angenommen, dass sich die Containerbrücken, die auf unterschiedlichen Seiten des Liegeplatzes operieren, aneinander vorbeibewegen können, indem sie ihren Kranarm anheben. Non-crossing constraints sind daher nur bei den Containerbrücken zu berücksichtigen, die sich auf derselben Seite befinden. Boysen et al. (2012a) zeigen, dass es sich bei diesem QCSP um ein \mathcal{NP} -schweres Optimierungsproblem¹⁸² handelt. Zur Lösung des

¹⁸¹ An dieser Stelle sei erwähnt, dass den Autoren bei der Anpassung des Optimierungsmodells von Lee et al. (2008b) an die Problemstellung mit nur zwei Containerbrücken ein Fehler unterläuft. In dessen Folge sind die Nebenbedingungen (1.6) (non-crossing constraints) des im Beitrag von Wang et al. (2009) dargestellten Optimierungsmodells nicht korrekt.

¹⁸² Für eine Erläuterung dieses Begriffs siehe Abschnitt 4.4, S. 84ff.

Problems schlagen sie ein auf dynamischer Programmierung basierendes Verfahren sowie eine auf Beam Search basierende Heuristik vor.

In Lee et al. (2011) wird ebenfalls von einem eingebuchteten Liegeplatz ausgegangen. In der untersuchten Problemstellung werden non-crossing constraints und – im Unterschied zum QCSP in Boysen et al. (2012a) – auch Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken berücksichtigt. Die Problemstellung wird als gemischt-ganzzahliges Optimierungsmodell abgebildet. Zur Lösung des Problems stellen Lee et al. (2011) einen Tabu Search Ansatz vor.

Hakam et al. (2012) betrachten ein QCSP mit genau zwei Containerbrücken, bei dem non-crossing constraints und Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken berücksichtigt werden. Zur Lösung des Problems wird ein Genetischer Algorithmus vorgeschlagen.

Ak (2008) untersucht ein QCSP, bei dem mehrere Containerschiffe gleichzeitig abzufertigen sind. Bei der Einplanung der Aufträge besteht das Ziel darin, die Summe der Fahrzeiten der Containerbrücken entlang der Kaimauer zu minimieren.¹⁸³

Guan et al. (2013) stellen ein gemischt-ganzzahliges Optimierungsmodell für ein QCSP vor, bei dem neben non-crossing constraints auch die Startpositionen sowie die Fahrzeiten der Containerbrücken für Bewegungen entlang der Kaimauer berücksichtigt werden. Dabei ist die Abfertigungszeit des Containerschiffs zu minimieren. Zur Lösung praxisnaher Problemgrößen entwickelten Guan et al. (2013) eine Threshold Policy Heuristik sowie eine auf Dynamischer Programmierung basierende Heuristik. Yang (2012) betrachtet dieselbe Problemstellung wie Guan et al. (2013) und untersucht hierbei, inwiefern die Berücksichtigung der Fahrzeiten der Containerbrücken für Bewegungen entlang der Kaimauer bei der Containerbrückeneinsatzplanung von Bedeutung ist.

In dem von Wang et al. (2012) untersuchten QCSP werden ebenfalls die Startpositionen und die Fahrzeiten der Containerbrücken für die Bewegungen entlang der Kaimauer beachtet, jedoch keine non-crossing constraints. In der Zielfunktion der Problemstellung werden die Abfertigungszeit des Containerschiffs und die Summe der Fahrzeiten der Containerbrücken für die Bewegungen entlang der Kaimauer berücksichtigt. Zur Lösung des Problems schlagen Wang et al. (2012) einen auf Partikelschwarmoptimierung basierenden Ansatz vor.

In dem von Liu et al. (2006) untersuchten QCSP werden die Startpositionen der Containerbrücken, die Fahrgeschwindigkeit der Containerbrücken für Bewegungen entlang der Kaimauer, non-crossing constraints und Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken berücksichtigt. Liu et al. (2006) beschränken sich dabei auf die Generierung unidirektionaler Containerbrückeneinsatzpläne¹⁸⁴ und erstellen ein gemischt-ganzzahliges Optimierungsmodell für das Problem. Zusätzlich betrachten Liu et al. (2006) das QCSP unter der Annahme, dass die Auf-

¹⁸³ Vgl. Ak (2008), S. 88-91.

¹⁸⁴ Von einem unidirektionalen Containerbrückeneinsatzplan ist die Rede, wenn sich alle Containerbrücken im gesamten Planungszeitraum nur in eine identische Bewegungsrichtung entlang der Kaimauer bewegen. (Vgl. Bierwirth/Meisel (2009), S. 350.)

tragsbearbeitung unterbrochen und zu einem späteren Zeitpunkt fortgesetzt werden kann. Die Autoren zeigen, dass sich dadurch die Abfertigungszeit des gesamten Containerschiffs erheblich reduziert lässt.

In Daganzo (1989) wurde zum ersten Mal ein QCSP untersucht. In der beschriebenen Problemstellung ist die Abfertigung der Ladebuchten mehrerer Containerschiffe so zu planen, dass die Summe der gewichteten Abfertigungszeiten aller Containerschiffe minimiert wird. Über die Gewichte können den Containerschiffen Prioritäten hinsichtlich ihrer Abfertigung zugewiesen werden. Die Bearbeitung eines Auftrags kann unterbrochen und später von derselben oder einer anderen Containerbrücke fortgesetzt werden. Die Containerbrücken können sich frei bewegen. Non-crossing constraints und Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken werden nicht berücksichtigt. Zur Lösung des Problems wird eine Heuristik vorgeschlagen. Dieselbe Problemstellung wird in Peterkofsky/Daganzo (1990) betrachtet. Hier wird ein Branch & Bound Algorithmus zur Lösung des Problems vorgeschlagen.¹⁸⁵

Planung auf der Basis von Containergruppen

QCSP, bei denen die Aufträge auf der Basis von Containergruppen definiert sind, werden in Bierwirth/Meisel (2009), Chen et al. (2011, 2014), Chung/Choy (2012), Chung/Chan (2013), Expósito-Izquierdo et al. (2011a,b, 2012, 2013), Guo et al. (2014), Jung et al. (2006), Kaveshgar et al. (2012), Kim/Park (2004), Legato et al. (2012), Legato/Trunfio (2014), Lu et al. (2012), Meisel (2009, 2011), Moccia et al. (2006), Monaco/Sammarra (2011), Ng/Mak (2006), Nguyen et al. (2013), Sammarra et al. (2007), Tavakkoli-Moghaddam et al. (2009) und Yi et al. (2012) untersucht.

In dem von Ng/Mak (2006) untersuchten QCSP setzt sich eine Containergruppe (und damit ein Auftrag) entweder aus allen Einladeoperationen oder aus allen Ausladeoperationen zusammen, die innerhalb einer Ladebucht auszuführen sind. Pro Ladebucht sind folglich maximal zwei Aufträge einzuplanen, wobei die Ausladeoperationen vor den Einladeoperationen durchzuführen sind. Neben non-crossing constraints werden die Startpositionen der Containerbrücken und die Fahrzeiten der Containerbrücken berücksichtigt.¹⁸⁶ Die Problemstellung wird als ganzzahliges Optimierungsmodell formuliert.¹⁸⁷ Da sich die Ermittlung der optimalen Lösung selbst bei kleinen Probleminstanzen als sehr zeitaufwändig erweist, schlagen die Autoren eine Heuristik zur Lösung vor.

¹⁸⁵ Die von Daganzo (1989) und Peterkofsky/Daganzo (1990) untersuchte Problemstellung weicht von der allgemeinen Beschreibung des QCSP aus Abschnitt 3.1.1 ab. Zum einen kann die Auftragsbearbeitung unterbrochen werden. Zum anderen wird die Abfertigung mehrere Containerschiffe gleichzeitig geplant. Da dabei auch eine Zuordnung der Containerbrücken zu den Containerschiffen vorgenommen wird, handelt es sich um ein integriertes Planungsproblem bestehend aus Containerbrückenzuordnung und Containerbrückeneinsatzplanung.

¹⁸⁶ Die Startpositionen der Containerbrücken werden entgegen der Klassifizierung von Bierwirth/Meisel (2010) in der Problemstellung berücksichtigt (siehe Ng/Mak (2006), S. 727).

¹⁸⁷ In dem von Ng/Mak (2006) vorgestellten mathematischen Optimierungsmodell fehlen Restriktionen, welche die Einhaltung der Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen sicherstellen.

In Kim/Park (2004) wurde erstmals ein QCSP betrachtet, bei dem die Aufträge auf der Basis von Containergruppen definiert sind. In der Zielfunktion der Problemstellung werden neben der Abfertigungszeit des Containerschiffs auch die Zeitpunkte, zu denen die Containerbrücken jeweils die Bearbeitung ihres letzten zugewiesenen Auftrags abgeschlossen haben, berücksichtigt. Kim/Park (2004) stellen ein gemischt-ganzzahliges lineares Optimierungsmodell zur Beschreibung der Problemstellung vor. Darin werden Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen, non-crossing constraints, Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken, Fahrzeiten sowie Start- und Endpositionen der Containerbrücken berücksichtigt. Die Verfügbarkeit der Containerbrücken am Containerschiff kann durch die Angabe von Startzeitpunkten eingeschränkt werden. Zur Lösung des Planungsproblems wird ein Branch & Bound Algorithmus und ein GRASP-Ansatz vorgeschlagen. Dieselbe Problemstellung wie Kim/Park (2004) untersuchen Moccia et al. (2006), Sammarra et al. (2007), Chung/Choy (2012) und Kaveshgar et al. (2012). Moccia et al. (2006) modifizieren das von Kim/Park (2004) entwickelte, mathematische Optimierungsmodell und präsentieren einen Branch & Cut Algorithmus zur Lösung des Problems. Sammarra et al. (2007) lösen die Problemstellung mit einem Tabu Search Ansatz. Chung/Choy (2012) schlagen einen Genetischen Algorithmus vor. Der Genetische Algorithmus liefert zwar häufig etwas schlechtere Ergebnisse als der Tabu Search Ansatz und der Branch & Cut Algorithmus, jedoch sind die Rechenzeiten des Genetischen Algorithmus deutlich geringer. Kaveshgar et al. (2012) entwickeln ebenfalls einen Genetischen Algorithmus zur Lösung des QCSP. Das Verfahren liefert sehr gute Ergebnisse bei der Lösung kleiner und mittlerer Probleminstanzen.

Bierwirth/Meisel (2009) untersuchen im Wesentlichen die von Kim/Park (2004) beschriebene Problemstellung, verfolgen jedoch mit der Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs eine andere Zielsetzung. Dabei decken Bierwirth/Meisel (2009) Probleme in früheren mathematischen Formulierungen bezüglich der Sicherstellung von Sicherheitsabständen zwischen den Containerbrücken auf und modifizieren anschließend das von Sammarra et al. (2007) präsentierte mathematische Optimierungsmodell. Bei der Lösung des QCSP beschränken sich die Autoren auf die Generierung unidirektionaler Containerbrückeneinsatzpläne. Bei dem Lösungsverfahren (Unidirectional Scheduling (UDS) Heuristik) handelt es sich um einen Branch & Bound Algorithmus. Das Verfahren liefert bessere Ergebnisse als die von Kim/Park (2004), Moccia et al. (2006) und Sammarra et al. (2007) vorgeschlagenen Verfahren. Das in Bierwirth/Meisel (2009) beschriebene (modifizierte) QCSP wird auch in Expósito-Izquierdo et al. (2011a,b), Guo et al. (2014), Nguyen et al. (2013), Legato et al. (2012), Expósito-Izquierdo et al. (2013), Legato/Trunfio (2014) untersucht. Expósito-Izquierdo et al. (2011a) entwickeln zwei Varianten eines Estimation of Distribution Algorithmus (EDA) zur Lösung des Problems. Beide EDA-Ansätze liefern bei der Lösung der Benchmarkprobleme aus Kim/Park (2004) zufriedenstellende Ergebnisse. Dabei zeigt sich jedoch auch, dass im Hinblick auf die Lösungsgüte die UDS Heuristik von Bierwirth/Meisel (2009) den beiden EDA-Ansätzen jeweils vorzuziehen ist. Expósito-Izquierdo et al. (2011b) stellen einen Variable Neighbourhood Search

Algorithmus und Guo et al. (2014) einen Generalized Extremal Optimization Ansatz zur Lösung des Problems vor. Beide Verfahren liefern ähnlich gute Ergebnisse wie die UDS Heuristik von Bierwirth/Meisel (2009), haben jedoch im Vergleich zur UDS Heuristik insbesondere bei der Lösung großer Probleminstanzen jeweils einen deutlich geringeren Rechenzeitbedarf. In Nguyen et al. (2013) werden zwei hybride evolutionäre Algorithmen vorgeschlagen. Ein Genetischer Algorithmus und ein auf Genetischer Programmierung basierender Ansatz werden jeweils mit einem lokalen Suchverfahren kombiniert. Verglichen mit der UDS Heuristik von Bierwirth/Meisel (2009) erzielten die beiden Verfahren bei der Lösung der Benchmarkprobleme von Meisel/Bierwirth (2011) ähnlich gute Ergebnisse bei deutlich geringeren Rechenzeiten. Experimente haben zudem gezeigt, dass beide Verfahren hinsichtlich Lösungsgüte und Rechenzeit bessere Ergebnisse erzielen als der Genetische Algorithmus von Kaveshgar et al. (2012). Legato et al. (2012) präsentieren eine Weiterentwicklung der UDS Heuristik von Bierwirth/Meisel (2009) und generierten damit neue beste Lösungen für verschiedene Benchmarkprobleme. In Expósito-Izquierdo et al. (2013) wird ein EDA in Kombination mit einem lokalen Suchverfahren vorgeschlagen. Das Verfahren ist in der Lage, für kleine Probleminstanzen eine optimale unidirektionale Lösung und für große Probleminstanzen sehr gute Lösungen bei geringem Rechenaufwand zu generieren. Damit liefert der EDA ähnlich gute Lösungen wie der Ansatz von Legato et al. (2012). In Legato/Trunfio (2014) wird eine Erweiterung des Verfahrens von Legato et al. (2012) vorgestellt. Mit dem Algorithmus, welchen die Autoren Unidirectional Space Exploration (kurz: USE) nennen, konnten für eine Vielzahl von Benchmarkproblemen neue beste Lösungen generiert werden. Zudem zeigte sich, dass der Algorithmus dem Verfahren von Legato et al. (2012) vor allem im Hinblick auf die benötigte Rechenzeit und in einigen Fällen auch hinsichtlich der Lösungsqualität überlegen ist.

In der von Lu et al. (2012) beschriebenen Problemstellung werden Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen, non-crossing constraints, Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken und die Fahrzeiten der Containerbrücken berücksichtigt. Gesucht ist ein Containerbrückeneinsatzplan, welcher die Abfertigungszeit des Containerschiffs minimiert.¹⁸⁸ Zur Lösung des Problems stellen Lu et al. (2012) eine Heuristik vor. Das von Yi et al. (2012) untersuchte QCSP basiert auf dem Modell von Bierwirth/Meisel (2009). Im Unterschied zu Bierwirth/Meisel (2009) werden in Yi et al. (2012) jedoch weder die Startpositionen der Containerbrücken noch die Startzeitpunkte für die Verfügbarkeit der Containerbrücken berücksichtigt. Zur Lösung der Problemstellung wird ein heuristisches Verfahren vorgeschlagen.

In der von Chen et al. (2011) untersuchten Planungssituation wird von einem eingebuchten Liegeplatz ausgegangen. Bei der Problemformulierung werden Vorrangbeziehungen, non-crossing constraints, Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken sowie Startpositio-

¹⁸⁸ Lu et al. (2012) ordnen die Problemstellung den ladebuchtbasierten QCSP zu (Vgl. Lu et al. (2012), S. 2916). Aus Sicht des Autors erfolgt die Auftragsdefinition jedoch auf der Basis von Containergruppen. Die Klassifizierung des Problems erfolgte entsprechend.

nen und Fahrzeiten der Containerbrücken berücksichtigt. Als Zielsetzung wird die Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs herangezogen. Chen et al. (2011) entwickeln ein gemischt-ganzzahliges Optimierungsmodell zur Beschreibung der Problemstellung. Zur Lösung wird das QCSP in zwei Teilprobleme zerlegt: (1) die Zuordnung der Aufträge zu den Containerbrücken und (2) die Ermittlung der Starttermine für die Bearbeitung der Aufträge. Zur Lösung der Teilprobleme werden verschiedene Heuristiken entwickelt. Zur Verbesserung der durch die Heuristiken generierten Lösungen wird ein Tabu Search Ansatz vorgeschlagen. Auch Chung/Chan (2013) betrachten ein QCSP, bei dem die Abfertigungszeit des Containerschiffs zu minimieren ist und Vorrangbeziehungen, non-crossing constraints, Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken sowie Startpositionen und Fahrzeiten der Containerbrücken bei der Planung zu berücksichtigen sind. Chung/Chan (2013) gehen jedoch im Unterschied zu Chen et al. (2011) von einem herkömmlichen (nicht eingebuchteten) Liegeplatz aus. Zur Lösung des Problems wird ein Genetischer Algorithmus präsentiert. Mit dem Verfahren konnten für einige Benchmarkprobleme aus Bierwirth/Meisel (2009) neue beste Lösungen erzeugt werden. Experimente zeigen zudem, dass der Genetische Algorithmus der UDS Heuristik von Bierwirth/Meisel (2009) bei der Lösung großer Probleminstanzen im Hinblick auf die benötigte Rechenzeit deutlich überlegen ist.

In Tavakkoli-Moghaddam et al. (2009) ist die Abfertigung mehrerer Containerschiffe gleichzeitig zu planen. In der Zielfunktion des Problems werden die Über- bzw. Unterschreitungen der gegebenen Abfertigungsendtermine der Containerschiffe und die Zeitpunkte, zu denen die Containerbrücken jeweils die Bearbeitung ihres letzten zugewiesenen Auftrags beendet haben, berücksichtigt. Das Problem wird als gemischt-ganzzahliges Optimierungsmodell formuliert und mit einem Genetischen Algorithmus gelöst.

In der von Jung et al. (2006) beschriebenen Problemstellung werden Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen, Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken und non-crossing constraints berücksichtigt. Zudem stehen die Containerbrücken nur in bestimmten Zeitfenstern für die Be- und Entladung des Containerschiffs zur Verfügung. Zur Lösung des QCSP wird ein GRASP Ansatz verwendet. Meisel (2009) stellt ein mathematisches Optimierungsmodell für ein QCSP mit Zeitfensterrestriktionen vor, bei dem die Abfertigungszeit des Containerschiffs zu minimieren ist. In der untersuchten Problemstellung werden Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen, Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken, non-crossing constraints, die Start- und Endpositionen und die Fahrzeiten der Containerbrücken berücksichtigt. Die Lösung des QCSP erfolgt mit Hilfe der von Bierwirth/Meisel (2009) entwickelten und an die Problemstellung angepassten UDS Heuristik. Meisel (2011) untersucht dieselbe Problemstellung und präsentiert neben einem weiteren mathematischen Optimierungsmodell eine Weiterentwicklung der angepassten UDS Heuristik. Das Verfahren wurde auch zur Lösung von Probleminstanzen des in Bierwirth/Meisel (2009) untersuchten QCSP angewandt und erreichte dabei im Vergleich zur ursprünglichen UDS Heuristik stets die gleichen Zielfunktionswerte bei häufig geringeren Rechenzeiten. Legato et al. (2012) stellen ein mathematisches Optimierungsmodell für ein

QCSP mit Zeitfensterrestriktionen vor, welches die Generierung eines unidirektionalen Containerbrückeneinsatzplans impliziert und bei welchem die Bearbeitungszeiten der Aufträge von der zugewiesenen Containerbrücke abhängig sind. Durch den zuletzt genannten Aspekt können die unterschiedlichen Fähigkeiten der Kranführer sowie technische Unterschiede zwischen den Containerbrücken beachtet werden. Darüber hinaus präsentieren Legato et al. (2012) ein Lösungsverfahren für die Problemstellung. Mit dem Verfahren konnten neue beste Lösungen für einige Benchmarkprobleme gefunden werden. Die Rechenzeiten des Verfahrens lagen deutlich unter denen der UDS Heuristik von Bierwirth/Meisel (2009). Chen et al. (2014) zeigen Probleme in früheren mathematischen Formulierungen bei der Einschränkung der Verfügbarkeit der Containerbrücken auf. Die Autoren präsentieren ein diesbezüglich verbessertes gemischt-ganzzahliges Optimierungsmodell, welches ebenfalls die Generierung eines unidirektionalen Containerbrückeneinsatzplans impliziert. Dabei reduzieren sie die Anzahl der Binärvariablen im Vergleich zu früheren mathematischen Optimierungsmodellen deutlich, sodass auch große Probleminstanzen mit geeigneten Solvern (z. B. CPLEX) optimal gelöst werden können.

Im Unterschied zu Meisel (2009) und den darauf aufbauenden Arbeiten betrachten Monaco/Sammarra (2011) ein QCSP mit weichen Zeitfensterrestriktionen. In der Zielfunktion der Problemstellung werden die Abfertigungszeit des Containerschiffs und die Gesamtverspätung der Containerbrücken (Verletzung der Zeitfensterrestriktionen) berücksichtigt. Die Autoren formulieren das Problem als gemischt-ganzzahliges lineares Optimierungsmodell und stellen einen Tabu Search Ansatz zu dessen Lösung vor. Dasselbe QCSP untersuchen auch Expósito-Izquierdo et al. (2012). Die Autoren entwickeln einen EDA zur Lösung des Problems. Verglichen mit dem Tabu Search Ansatzes von Monaco/Sammarra (2011) erzielte der EDA bei der Lösung verschiedener Benchmarkprobleme stets gleich gute oder bessere Zielfunktionswerte bei deutlich geringeren Rechenzeiten.

Planung auf der Basis von Stapeln

Bei den von Goodchild/Daganzo (2004), Zhang/Kim (2009) und Lee et al. (2014) untersuchten QCSP werden die Aufträge auf der Basis von Stapeln definiert.

In Goodchild/Daganzo (2004) wird erstmals ein stapelbasiertes QCSP formuliert, wobei die Planung auf die Abfertigung einer Ladebucht beschränkt ist.¹⁸⁹ Für die Durchführung der Aufträge steht nur eine Containerbrücke zur Verfügung. Jeder Stapel in der betrachteten Ladebucht stellt einen Auftrag dar, welcher zu bearbeiten ist. Für die Bearbeitung eines Stapels (Auftrags) sind stets zwei Arbeitsgänge durchzuführen: (1) die Entladung des Stapels und (2) die Beladung des Stapels, wobei jeder Stapel erst entladen und dann beladen werden muss. Die Beladung eines Stapels kann parallel zur Entladung eines anderen Stapels ausgeführt werden. Dadurch wer-

¹⁸⁹ Die Problemstellung wurde in weiteren Aufsätzen der beiden Autoren untersucht: z. B. Goodchild/Daganzo (2005a,b, 2006, 2007).

den Doppelspiele¹⁹⁰ in der Problemstellung berücksichtigt. Das Problem beschränkt sich auf die Ermittlung einer Auftragsfolge (Stapelfolge) mit dem Ziel, die Abfertigungszeit der Ladebucht zu minimieren. Goodchild/Daganzo (2004) formulieren das Problem als Maschinenbelegungsproblem mit zwei Fertigungsstufen, wobei die Zykluszeit zu minimieren ist. Zur Ermittlung der optimalen Auftragsfolge wird der Johnson-Algorithmus¹⁹¹ verwendet.

Basierend auf dem Ansatz von Goodchild/Daganzo (2004) untersuchen Zhang/Kim (2009) eine erweiterte Problemstellung. Bei der Ermittlung einer Reihenfolge zur Abarbeitung der Stapel wird zusätzlich das Vorhandensein von Ladelukendeckeln berücksichtigt. Dadurch ergeben sich weitere Vorrangbeziehungen, welche bei der Ermittlung einer Stapelfolge berücksichtigt werden müssen. Zur Lösung der Problemstellung wird ein heuristisches Verfahren vorgestellt.

Lee et al. (2014) betrachten die gleiche Problemstellung wie Zhang/Kim (2009) und präsentieren einen exakten Algorithmus zur Maximierung der Anzahl der Doppelspiele.

Planung auf der Basis von Containern

Bei den Ansätzen von Choo et al. (2010) und Meisel/Wichmann (2010) werden die Aufträge auf der Basis von Containern definiert.

Choo et al. (2010) präsentieren zum einen ein mathematisches Optimierungsmodell für ein QCSP, bei dem die Entladung eines Containerschiffs mit mehreren Containerbrücken so zu planen ist, dass die für die Entladung benötigte Zeit minimiert wird. In dem Modell werden die Sicherheitsabstände zwischen den Containerbrücken und non-crossing constraints berücksichtigt. Darüber hinaus enthält das Modell Nebenbedingungen, die sicherstellen, dass mit den Containerbrücken nicht zu viele Container, die im Lagerbereich in denselben Lagerblock eingelagert werden müssen, gleichzeitig aus dem Containerschiff entladen werden. Dadurch soll ein Stau im Lagerbereich verhindert werden. Zum anderen stellen Choo et al. (2010) ein mathematisches Optimierungsmodell für eine (erweiterte) Problemstellung vor, bei der die Be- und Entladung mehrerer Containerschiffe simultan zu planen ist. Zusätzlich zu den zuvor genannten Nebenbedingungen werden hierbei die Startpositionen der Containerbrücken, die Fahrzeiten für Bewegungen der Containerbrücken entlang der Kaimauer und die Startzeitpunkte für die Verfügbarkeit der Containerbrücken berücksichtigt. Zudem wird sichergestellt, dass innerhalb einer Ladebucht stets erst alle Container entladen werden, bevor mit der Einladung begonnen wird (Vorrangbeziehungen). Die durch die Stapelung der Container an Bord des Containerschiffs bedingten Vorrangbeziehungen werden hingegen nicht beachtet. Durch die Zielfunktion wird der maximale Abfertigungsendzeitpunkt eines Containerschiffs minimiert. Zur Lösung der zwei Problemstellungen schlagen die Autoren einen Branch & Price Algorithmus vor.

¹⁹⁰ Von einem Doppelspiel ist die Rede, wenn eine Einladeoperation mit einer Ausladeoperation kombiniert wird. Dadurch können Leerfahrten bei der Auftragsbearbeitung reduziert werden. Siehe auch Abschnitt 4.1, S. 57-57.

¹⁹¹ Vgl. Johnson (1954).

Bei der von Meisel/Wichmann (2010) untersuchten Problemstellung ist die Planung auf die Abfertigung einer Ladebucht beschränkt. Für die Durchführung der Containerbewegungen steht nur eine Containerbrücke zur Verfügung. Bei der untersuchten Problemstellung werden erstmals schiffsinterne Umladungen von Rehandlecontainern¹⁹² (oder auch Reshuffles) innerhalb der betrachteten Ladebucht berücksichtigt. Zudem werden die aufgrund der Stapelung der Container bestehenden Vorrangbeziehungen zwischen den Containerbewegungen beachtet. Das Ziel besteht darin, eine Umladesequenz zu ermitteln, welche die Abfertigungszeit der Ladebucht minimiert. Die Autoren formulieren ein mathematisches Optimierungsmodell zur Beschreibung der Problemstellung und schlagen einen GRASP-Ansatz zur Lösung des Problems vor. Zur Bewertung der erzeugten Lösungen wird eine Berechnungsvorschrift zur Ermittlung einer unteren Schranke angegeben. Der GRASP-Ansatz wird mit dem an die Problemstellung angepassten stapelbasierten Lösungsansatz von Goodchild/Daganzo (2004) verglichen. Dabei zeigte sich, dass die Abfertigungszeit der Ladebucht durch die schiffsinterne Umladung von Rehandlecontainern im Vergleich zur reinen Doppelspielstrategie deutlich verringert werden kann.

In den oben klassifizierten Beiträgen stellt das QCSP jeweils die zentrale Problemstellung dar und wird dabei weitgehend isoliert betrachtet. Darüber hinaus sind in der Literatur einige Ansätze zu finden, bei denen das QCSP als Teil einer integrierten Problemstellung¹⁹³ gelöst wird, wie z. B. in Gambardella et al. (2001), Bish (2003), Kim et al. (2004), Imai et al. (2006), Chen et al. (2007), Canonaco et al. (2008), Ak (2008), Zhang et al. (2008), Liang et al. (2009), Han et al. (2010), Lu et al. (2011), Wang/Kim (2011), Chen et al. (2013), Meisel/Bierwirth (2013), Unsal/Oguz (2013), Rodriguez-Molins et al. (2014) oder Tang et al. (2014).

3.3 Zusammenfassung

Die Containerbrückeneinsatzplanung befasst sich mit der Erstellung der Einsatzpläne für die an den Containerschiffen eingesetzten Containerbrücken. Das zu lösende Planungsproblem wird QCSP genannt und zählt zu den kombinatorischen Optimierungsproblemen. Beim QCSP besteht die Planungsaufgabe darin, die an einem Containerschiff durchzuführenden Aufträge (Ein- und Ausladeroperationen) den am Containerschiff operierenden Containerbrücken zuzuordnen und die Reihenfolgen und Termine für die Durchführung der Aufträge festzulegen. Dabei ist eine bestimmte Zielsetzung zu erfüllen. Eine sinnvolle Zielsetzung bei der Containerbrückeneinsatzplanung stellt die Minimierung der entscheidungsrelevanten Kosten dar. Da jedoch die Erfassung der entscheidungsrelevanten Kosten (insbesondere der Opportunitätskosten) in der Praxis mit erheblichen Schwierigkeiten verbunden ist, werden beim QCSP anstelle von Kos-

¹⁹² Für eine Erläuterung des Begriffs siehe Abschnitt 4.1, S. 54f.

¹⁹³ Eine integrierte Problemstellung entsteht, wenn mindestens zwei operative Planungsprobleme und deren Interdependenzen zu einer einzigen Problemstellung zusammengefasst werden.

tenzielen ersatzweise Zeitziele verfolgt. Der Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs kommt dabei sowohl in der Praxis als auch in der Literatur die größte Bedeutung zu.

In der Literatur wird eine Vielzahl unterschiedlicher QCSP beschrieben, wobei sich bislang überwiegend mit Problemstellungen befasst wurde, bei denen die Aufträge auf der Basis von Ladebuchten oder Containergruppen definiert werden. Zur Lösung von QCSP werden überwiegend Heuristiken verwendet. Diese basieren häufig auf Metaheuristiken, wie z. B. Genetischen Algorithmen, Tabu Search, Simulated Annealing oder GRASP.

Im Folgenden wird ein QCSP betrachtet, bei dem die Aufträge auf der Basis von Containern definiert werden und die Reihenfolge der Containerbewegungen unter Berücksichtigung der mit der Stapelung der Container verbundenen Vorrangbeziehungen festzulegen ist. Die Planung beschränkt sich dabei auf die Abfertigung einer einzelnen Ladebucht mit nur einer Containerbrücke. Da die Reihenfolge der Containerbewegungen festzulegen ist, wird das Problem auch Container Sequencing Problem (CSP) genannt. Die Problemstellung wird im folgenden Kapitel näher beschrieben.

Kapitel 4

Charakterisierung des Container Sequencing Problems

In diesem Kapitel wird das Container Sequencing Problem (CSP) beschrieben. In Abschnitt 4.1 werden die Grundlagen erläutert und die wesentlichen im Zusammenhang mit dem CSP stehenden Begriffe eingeführt. In Abschnitt 4.2 werden zwei Ansätze zur Formulierung des CSP vorgestellt. Zunächst wird die ursprüngliche Problemformulierung von Meisel/Wichmann (2010) dargestellt. Anschließend wird eine (neue) auftragsbasierte Formulierung des CSP präsentiert, welche sich an der Formulierung des klassischen QCSP orientiert. Danach werden durch eine kritische Betrachtung der den beiden Ansätzen zugrundeliegenden Annahmen zusätzliche Anforderungen an eine erweiterte Problemstellung abgeleitet. Darauf aufbauend wird in Abschnitt 4.3 ein erweitertes CSP vorgestellt, welches die herausgearbeiteten Anforderungen erfüllt. Die neue Problemstellung wird zunächst verbal beschrieben. Anschließend wird eine mathematische Formulierung präsentiert. In Abschnitt 4.4 wird die neue Problemstellung aus komplexitätstheoretischer Sicht betrachtet und eingeordnet. Das Kapitel schließt mit einer Zusammenfassung (Abschnitt 4.5).

4.1 Grundlagen und Begriffsdefinitionen

QCSP, bei denen die Aufträge auf der Basis von Ladebuchten definiert sind, zählen zu den am häufigsten untersuchten Problemstellungen auf dem Gebiet der Containerbrückeneinsatzplanung. Bei diesen Problemstellungen ist zu entscheiden, wann welche Ladebucht mit welcher Containerbrücke abgefertigt werden soll.¹⁹⁴ Charakteristisch für den daraus resultierenden Containerbrückeneinsatzplan ist, dass jede Ladebucht mit genau einer Containerbrücke und in der Regel ohne Unterbrechung abgefertigt wird. Auf diese Weise wird dem Umstand Rechnung getragen, dass sich die Containerbrücken nur sehr langsam entlang der Kaimauer bewegen können¹⁹⁵, denn häufige Wechsel zwischen den Ladebuchten und folglich häufige Bewegungen der

¹⁹⁴ Siehe Abschnitt 3.1.1, S. 27.

¹⁹⁵ Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 570.

Containerbrücken entlang der Kaimauer werden vermieden. Unbeantwortet bleibt allerdings die Frage, wie die einzelnen Ladebuchten mit der jeweiligen Containerbrücke abgefertigt werden sollen, d. h. welche Folge an Containerbewegungen bei der Abfertigung der jeweiligen Ladebucht durchzuführen ist. Aus dieser Fragestellung leitet sich das CSP ab.

Zur Heranführung an die Problemstellung ist in Abbildung 4.1 die Ankunfts- und die Abfahrtskonfiguration einer abzufertigenden Ladebucht dargestellt. Die Ankunftsconfiguration zeigt den Beladungszustand der Ladebucht bei der Ankunft des Containerschiffs. Die Abfahrtskonfiguration zeigt den herzustellenden Beladungszustand der Ladebucht, wie er vom Reeder durch den groben Stauplan vorgegeben ist.¹⁹⁶ Welche Container eingeladen und welche ausgeladen werden müssen, kann aus den beiden Ladebuchtkonfigurationen abgeleitet werden.

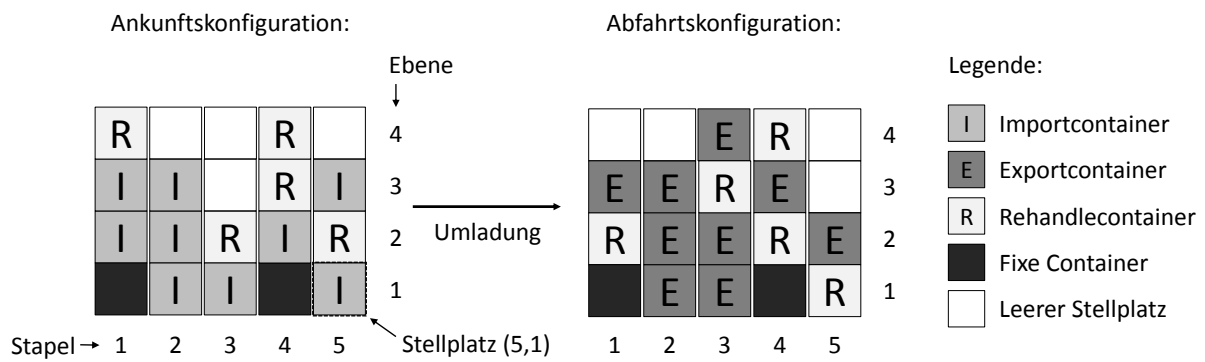


Abbildung 4.1: Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration einer Ladebucht (*Quelle:* in Anlehnung an Meisel/Wichmann (2010), S. 570)

Die abgebildete Ladebucht besteht aus fünf Stapeln und vier Ebenen. Jeder Stellplatz der Ladebucht wird durch die Angabe des Stapels und der Ebene eindeutig beschrieben. Die Ladebucht verfügt somit über insgesamt $5 \cdot 4 = 20$ Stellplätze. Auf jedem Stellplatz kann maximal ein Container abgesetzt werden. Für die Abfertigung der Ladebucht werden die Container in *Importcontainer*, *Exportcontainer*, *Rehandlecontainer* und *fixe Container* unterteilt.¹⁹⁷ Importcontainer müssen ausgeladen werden und sind deshalb nur in der Ankunftsconfiguration der Ladebucht zu finden. Exportcontainer müssen eingeladen werden und kommen nur in der Abfahrtskonfiguration der Ladebucht vor. Rehandlecontainer sind Container, die sich bei der Ankunft und bei der Abfahrt des Containerschiffs in der Ladebucht befinden, jedoch im Zuge der Be- und Entladung von ihrem aktuellen Stellplatz entfernt werden müssen, um beispielsweise den Zugriff auf einen Importcontainer zu ermöglichen oder um einen Exportcontainer auf seinen entsprechenden Stellplatz stellen zu können.¹⁹⁸ Beide Ladebuchtkonfigurationen weisen

¹⁹⁶ Siehe dazu auch die Ausführungen zur Stauplanung in Abschnitt 2.3.1, S. 21.

¹⁹⁷ Vgl. hier und im Folgenden Meisel/Wichmann (2010), S. 570f.

¹⁹⁸ Zu den Rehandlecontainern zählen auch die Container, denen im Rahmen der Stauplanung (z. B. aus Stabilitätsgründen) ein neuer Stellplatz innerhalb der Ladebucht zugewiesen wurde.

daher die gleiche Anzahl an Rehandlecontainern auf.¹⁹⁹ Die Stellplätze der Rehandlecontainer in der Ankunfts- und in der Abfahrtskonfiguration der Ladebucht können jedoch verschieden sein. Unter der Annahme, dass alle Rehandlecontainer der gleichen Containerkategorie angehören, sind die Rehandlecontainer untereinander austauschbar. Jeder Rehandlecontainer in der Ankunftsconfiguration der Ladebucht kann dann auf jeden für einen Rehandlecontainer vorgesehenen Stellplatz in der Abfahrtskonfiguration der Ladebucht gestellt werden. Fixe Container verbleiben an ihrer aktuellen Position und müssen nicht bewegt werden.

Zur Abfertigung der Ladebucht ist eine Folge an Containerbewegungen durchzuführen, welche die Ankunftsconfiguration in die Abfahrtskonfiguration überführt. Zur Durchführung der Containerbewegungen steht genau eine Containerbrücke zur Verfügung. Es wird angenommen, dass diese Containerbrücke mit einem Single-Lift-Spreader ausgerüstet ist. Folglich kann mit der Containerbrücke maximal ein Container zeitgleich bewegt werden. Mit dem Spreader kann nur von oben auf die Container zugegriffen werden. Um einen Container aufnehmen zu können, müssen daher zunächst alle auf ihm gestapelten Container entfernt werden. Soll beispielsweise der in Abbildung 4.1 auf Stellplatz (1,2) stehende Importcontainer bewegt werden, müssen zuvor der auf Stellplatz (1,3) stehende Importcontainer und davor wiederum der auf Stellplatz (1,4) stehende Rehandlecontainer entfernt werden.

Für jeden Importcontainer ist eine *Ausladeoperation* durchzuführen, d. h. der Container muss von seinem Stellplatz an Bord des Containerschiffs entnommen, zur Übergabestation auf der Landseite transportiert und dort auf den Boden (beim Einsatz aktiver Flurfördermittel) oder auf ein bereitstehendes Transportfahrzeug (beim Einsatz passiver Flurfördermittel) gestellt werden. Für jeden Exportcontainer ist eine *Einladeoperation* durchzuführen, d. h. der durch ein Transportfahrzeug an der Übergabestation bereitgestellte Container muss aufgenommen, zu seinem Stellplatz an Bord des Containerschiffs transportiert und dort abgesetzt werden. Rehandlecontainer können entweder schiffsintern oder extern umgeladen werden.²⁰⁰ Bei einer *schiffsinternen Umladung* wird der Rehandlecontainer direkt von seinem aktuellen Stellplatz gemäß Ankunftsconfiguration zu seinem neuen Stellplatz gemäß Abfahrtsconfiguration transportiert. Bei einer *externen Umladung* wird der Rehandlecontainer hingegen erst ausgeladen und zu einem späteren Zeitpunkt wieder eingeladen. Es ist folglich eine Ausladeoperation und eine Einladeoperation durchzuführen. Zwischenzeitlich wird der Rehandlecontainer auf der Landseite in einem eigens dafür vorgesehenen Bereich, dem *Pufferbereich* (engl. *buffer area*), gelagert. Befindet

¹⁹⁹ Ein Container, der aus der betrachteten Ladebucht entladen und später in einer anderen Ladebucht des Containerschiffs eingeladen werden soll, wird hier als Importcontainer aufgefasst. Ein Container, der zuvor aus einer anderen Ladebucht des Containerschiffs entladen wurde und in der betrachteten Ladebucht eingeladen werden soll, wird hier als Exportcontainer aufgefasst.

²⁰⁰ Meisel/Wichmann (2010) sprechen in diesem Zusammenhang von „*internal reshuffles*“ und „*external reshuffles*“. (Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 571.)

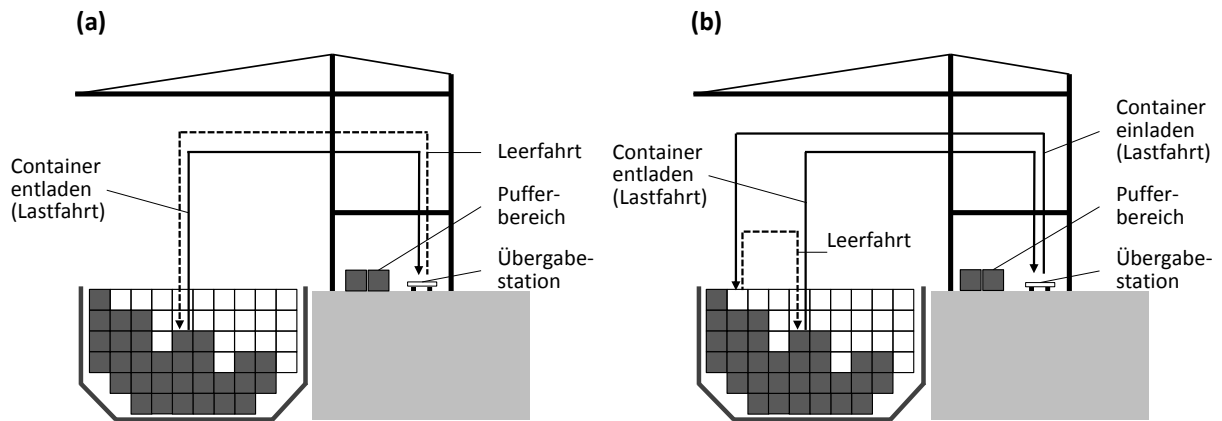


Abbildung 4.2: Einzelspiel (a) und Doppelspiel (b) bei der Abfertigung einer Ladebucht

sich der Pufferbereich unter der Containerbrücke (siehe Abbildung 4.2), kann der Rehandlecontainer bei der Ausladung direkt im Pufferbereich abgesetzt und bei der Einladung wieder aus dem Pufferbereich entnommen werden. Andernfalls wird der Rehandlecontainer bei der Ausladung an der Übergabestation abgesetzt. Von dort wird er mit einem Transportfahrzeug zum Pufferbereich transportiert. Ist der Rehandlecontainer wieder einzuladen, muss er mit einem Transportfahrzeug aus dem Pufferbereich geholt und an der Übergabestation bereitgestellt werden. Dort wird er von der Containerbrücke aufgenommen und zu seinem (neuen) Stellplatz an Bord des Containerschiffs transportiert. Während der Rehandlecontainer bei einer externen Umladung zweimal mit der Containerbrücke bewegt werden muss, fällt bei einer schiffsinternen Umladung nur eine Containerbewegung an. Zudem kann davon ausgegangen werden, dass der direkte Transport eines Rehandlecontainers zu seinem neuen Stellplatz kürzer und weniger zeitaufwändig ist, als der Umweg über den Pufferbereich.²⁰¹ Um einen Rehandlecontainer von seinem aktuellen Stellplatz gemäß Ankunftsconfiguration zu seinen neuen Stellplatz gemäß Abfahrtsconfiguration zu bewegen, ist daher die schiffsinterne Umladung der externen Umladung vorzuziehen.

Die Bewegungen des Spreaders können generell in *Lastfahrten* und *Leerfahrten* unterteilt werden. Als *Lastfahrt* wird eine Bewegung des Spreaders bezeichnet, bei der ein Container oder ein Ladelukendeckel von seiner aktuellen Position, der *Aufnahmeposition* des Containers/Ladelukendeckels, zu einer anderen Position, der *Abgabeposition* des Containers/Ladelukendeckels, bewegt wird. Die *Lastfahrt* umfasst zudem den Vorgang der Verankerung des Containers/Ladelukendeckels am Spreader an der *Aufnahmeposition* und den Vorgang der Entkopplung des Containers/Ladelukendeckels vom Spreader an der *Abgabeposition*. Eine *Leerfahrt* bezeichnet eine (unproduktive) Bewegung des Spreaders, bei der kein Container oder Ladelukendeckel bewegt wird. Eine *Leerfahrt* ist immer dann erforderlich, wenn der Spreader nach der Vollendung

²⁰¹ Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 571 und S. 574f.

einer Lastfahrt zur Aufnahmeposition des als nächstes zu bewegenden Containers/Ladeluken-deckels bewegt werden muss.

Bei der Durchführung der Ein- und Ausladeoperationen kann grundsätzlich zwischen *Einzel-* und *Doppelspielen* unterschieden werden.²⁰² Ein Einzelspiel setzt sich aus einer Leerfahrt und einer Lastfahrt mit jeweils gleicher Weglänge zusammen. Abbildung 4.2a stellt das Prinzip des Einzelspiels am Beispiel einer Ausladeoperation dar. Das Einzelspiel beginnt mit einer Leerfahrt von der Übergabestation auf der Landseite zum Stellplatz des auszuladenden Containers an Bord des Containerschiffs. Anschließend findet eine Lastfahrt zurück zur Übergabestation statt.²⁰³ Eine große Anzahl an Einzelspielen wird erreicht, wenn zunächst alle Importcontainer und Rehandlecontainer aus der Ladebucht ausgeladen werden und anschließend alle Exportcontainer und Rehandlecontainer eingeladen werden.²⁰⁴ Dabei kann zum Beispiel stapel- oder ebenenweise vorgegangen werden. Derartige Strategien (Einzelspielstrategien) kommen in der Praxis häufig zur Anwendung.²⁰⁵ Sie zeichnen sich durch einen geringen (Rechen-)Aufwand bei der Generierung der Folge an Containerbewegungen und durch einfache Anweisungen für die Kranführer aus.²⁰⁶ Allerdings führt die Anwendung von Einzelspielstrategien zu einem relativ hohen Anteil unproduktiver Leerfahrten an der gesamten Distanz, über die der Spreader bei der Abfertigung der Ladebucht bewegt wird, und damit zu einer relativ geringen Produktivität der Containerbrücke. Folglich ist mit einer langen Abfertigungszeit der Ladebucht zu rechnen. Bei einem Doppelspiel wird eine Einladeoperation mit einer Ausladeoperation kombiniert. Das Prinzip eines Doppelspiels wird in Abbildung 4.2b veranschaulicht. Auf die Einladung eines Containers (Lastfahrt) folgt eine Leerfahrt zum Stellplatz eines auszuladenden Containers. Dann wird dieser Container ausgeladen, indem eine Lastfahrt zur Übergabestation auf der Landseite durchgeführt wird. Durch die Anwendung von Doppelspielen bei der Abfertigung der Ladebucht verringert sich der Leerfahrtenanteil im Vergleich zu reinen Einzelspielstrategien, was zu einer höheren Produktivität der Containerbrücke und zu einer kürzeren Abfertigungszeit der Ladebucht führt.²⁰⁷

Die Planungsaufgabe beim CSP besteht letztlich darin, eine zulässige Folge an Containerbewegungen zu ermitteln, welche die Ankunftsconfiguration der betrachteten Ladebucht in deren

²⁰² Einzelspiele und Doppelspiele sind gängige Prinzipien bei der Steuerung von Regelbediengeräten zur Ein- und Auslagerung in Hochregallagern. (Vgl. Gudehus (2006), S. 618 oder Günther/Tempelmeier (2012), S. 319f.)

²⁰³ Bei einer Einladeoperation beginnt das Einzelspiel mit einer Lastfahrt von der Übergabestation auf der Landseite zum Stellplatz des Containers an Bord des Containerschiffs. Danach folgt eine Leerfahrt, bei der der Spreader zurück zur Übergabestation bewegt wird.

²⁰⁴ Alle Rehandlecontainer in der betrachteten Ladebucht werden somit extern umgeladen.

²⁰⁵ Vgl. Goodchild/Daganzo (2006), S. 473f., Zhang/Kim (2009), S. 980 und Meisel/Wichmann (2010), S. 571.

²⁰⁶ Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 571.

²⁰⁷ Vgl. Goodchild/Daganzo (2006), S. 473f., Zhang/Kim (2009), S. 980 und Meisel/Wichmann (2010), S. 571. Für eine umfangreiche Untersuchung des Potenzials von Doppelspielen bei der Abfertigung von Containerschiffen siehe Goodchild/Daganzo (2006) und Goodchild/Daganzo (2007).

Abfahrtskonfiguration überführt. Hierbei ist ein bestimmtes Ziel oder Zielsystem zu erfüllen. Auch bei dieser Problemstellung stellt die Minimierung der entscheidungsrelevanten Kosten aus betriebswirtschaftlicher Sicht eine sinnvolle Zielsetzung dar. Wie die Gegenüberstellung von Einzelspielen und Doppelspielen zeigt, hängt die Abfertigungszeit der Ladebucht von der Folge der Containerbewegungen ab. Dauert die Abfertigung der Ladebucht zu lang, kann dies zu Terminüberschreitungskosten führen, wenn infolgedessen beispielsweise der Abfertigungsendtermin des Containerschiffs nicht eingehalten werden kann oder das vorgegebene Zeitfenster für den Einsatz der Containerbrücke an dem Containerschiff verletzt wird. Des Weiteren sind die mit der Containerbrücke durchzuführenden Leerfahrten (Einzelspiel vs. Doppelspiel) und Lastfahrten (schiffsinterne Umladung vs. externe Umladung von Rehandlecontainern) und folglich auch die damit verbundenen Fahrkosten von der Folge der Containerbewegungen abhängig. Ferner beeinflusst die Folge der Containerbewegungen die Reihenfolge, in welcher die Container an der Containerbrücke bereitgestellt bzw. abtransportiert werden. Demnach sind die Dauer der Lagerung der einzelnen Container und somit auch die Lagerkosten von der beim CSP zu treffenden Entscheidung abhängig. In Abschnitt 3.1.2 wurde bereits dargelegt, dass die Erfassung der genannten Kosten in der Praxis zum Teil mit erheblichen Schwierigkeiten verbunden ist. Vor diesem Hintergrund erscheint auch beim CSP die Verwendung eines geeigneten Zeitziels anstelle eines Kostenziels zweckmäßig. Ein geeignetes Zeitziel beim CSP ist die Minimierung der Abfertigungszeit der Ladebucht. Diese Zielsetzung wurde bereits bei der erstmaligen Formulierung eines CSP durch Meisel/Wichmann (2010) herangezogen. Die Minimierung der Abfertigungszeit der Ladebucht steht in Einklang mit einem der bedeutendsten Zeitziele bei der Planung des Containerumschlags im seeseitigen Umschlagbereich eines Containerterminals – der Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs – und zielt im Wesentlichen auf eine Vermeidung bzw. eine Verringerung der Terminüberschreitungskosten ab.

4.2 Ansätze zur Formulierung des Container Sequencing Problems

Im Folgenden werden zwei verschiedene Ansätze zur Formulierung des CSP vorgestellt. In Abschnitt 4.2.1 wird die ursprüngliche Formulierung des CSP nach Meisel/Wichmann (2010) beschrieben. In Abschnitt 4.2.2 wird eine (neue) Formulierung des CSP auf der Basis von Aufträgen präsentiert. In Abschnitt 4.2.3 werden die den Ansätzen zugrundeliegenden Annahmen kritisch betrachtet und die Anforderungen an eine neue Problemstellung abgeleitet.

4.2.1 Problemformulierung nach Meisel/Wichmann (2010)

Dieser Abschnitt untergliedert sich wie folgt. Zuerst wird der Ansatz von Meisel/Wichmann (2010) verbal beschrieben und anhand eines Beispiels veranschaulicht. Dabei werden auch

die zugrundeliegenden Annahmen der Problemstellung vorgestellt (Abschnitt 4.2.1.1). Danach werden die für die mathematische Formulierung benötigten Symbole eingeführt (Abschnitt 4.2.1.2). Schließlich wird die mathematische Formulierung des CSP nach Meisel/Wichmann (2010) dargestellt und erläutert (Abschnitt 4.2.1.3).

4.2.1.1 Verbale Problembeschreibung und Annahmen

Meisel/Wichmann (2010) formulieren das CSP wie folgt. Ausgehend von der Ankunftsconfiguration und der Abfahrtsconfiguration einer Ladebucht besteht die Aufgabe darin, eine zulässige Folge an Containerbewegungen zu finden, welche die Ankunftsconfiguration in kürzestmöglicher Zeit in die Abfahrtsconfiguration überführt. Dabei sind die Restriktionen, die sich aus der Stapelung der Container an Bord des Containerschiffs ergeben, zu berücksichtigen. Die Autoren unterscheiden zwischen den fünf Containerbewegungstypen VY, YV, VB, BV und VV, wobei in einer zulässigen Lösung nur Containerbewegungen dieser fünf Containerbewegungstypen erlaubt sind.²⁰⁸

- VY* Ein Importcontainer wird von seinem Stellplatz an Bord des Containerschiffs entnommen und an der Übergabestation auf der Landseite abgesetzt.
- YV* Ein Exportcontainer wird an der Übergabestation auf der Landseite aufgenommen und auf seinem Stellplatz an Bord des Containerschiffs abgesetzt.
- VB* Ein Rehandlecontainer wird von seinem Stellplatz an Bord des Containerschiffs entnommen und im Pufferbereich auf der Landseite abgesetzt.
- BV* Ein Rehandlecontainer wird aus dem Pufferbereich auf der Landseite entnommen und auf einem Stellplatz an Bord des Containerschiffs abgesetzt.
- VV* Ein Rehandlecontainer wird von seinem Stellplatz an Bord des Containerschiffs entnommen und auf einem anderen Stellplatz an Bord des Containerschiffs abgesetzt (= schiffsinterne Umladung).

Neben der Ankunfts- und Abfahrtsconfiguration der Ladebucht sind die Durchführungszeiten der Containerbewegungen (Lastfahrten) und der Leerfahrten gegeben. Um die Problemformulierung zu vereinfachen, verzichten Meisel/Wichmann (2010) auf die Berücksichtigung von stellplatzabhängigen Durchführungszeiten. Stattdessen wird angenommen, dass die Zeit, die für die Durchführung einer Containerbewegung benötigt wird, nur von ihrem Containerbewegungstyp abhängig ist. Zudem wird angenommen, dass die Zeit, die für die Durchführung einer Leerfahrt zwischen zwei direkt aufeinanderfolgenden Containerbewegungen benötigt wird, nur von den Containerbewegungstypen dieser beiden Containerbewegungen abhängig ist. Darüber

²⁰⁸ Vgl. hierzu und im Folgenden Meisel/Wichmann (2010), S. 573-575. Die Bezeichnungen der Containerbewegungstypen wurden aus Meisel/Wichmann (2010) übernommen. Sie leiten sich von den englischen Begriffen Vessel (dt. Schiff), Yard (dt. Hof, Platz) und Buffer area (dt. Pufferbereich, Pufferzone) ab. Der Begriff *Yard* steht stellvertretend für die Übergabestation auf der Landseite.

hinaus liegen der Problemformulierung nach Meisel/Wichmann (2010) noch die folgenden Annahmen zugrunde:²⁰⁹

- A1: Jede Ausladung eines Importcontainers, jede Einladung eines Exportcontainers und jede schiffsinterne Umladung eines Rehandlecontainers wird durch genau eine Containerbewegung vollzogen. So kann beispielsweise ein Exportcontainer während seiner Einladung nicht vorübergehend auf einem anderen Stellplatz abgestellt werden. Für die externe Umladung eines Rehandlecontainers werden genau zwei Containerbewegungen durchgeführt. Erst wird der Rehandlecontainer von seinem Stellplatz entnommen und in den Pufferbereich auf der Landseite transportiert (1). Später wird der Rehandlecontainer aus dem Pufferbereich auf der Landseite entnommen und zurück an Bord des Containerschiffs transportiert (2).²¹⁰
- A2: Die Ankunftsconfiguration, die Abfahrtsconfiguration sowie alle Ladebuchtkonfigurationen, die während der Umladung entstehen können, erfüllen die Stabilitätsbedingungen des Containerschiffs.
- A3: Es wird von einer Ladebucht ohne Ladelukendeckel ausgegangen. Die Container über und unter Deck werden nicht durch Ladelukendeckel voneinander getrennt.
- A4: Auf der Landseite stehen an der Containerbrücke jederzeit ausreichend Transportfahrzeuge zur Verfügung, um ausgeladene Container abzutransportieren oder einzuladende Container bereitzustellen. Der Abtransport der ausgeladenen Container und die Bereitstellung der einzuladenden Container erfolgt so, dass keine zusätzlichen Wartezeiten vor dem Absetzen bzw. dem Aufnehmen eines Containers auf der Landseite auftreten.
- A5: Die Rehandlecontainer sind untereinander austauschbar. Jeder Rehandlecontainer in der Ankunftsconfiguration kann auf jeden für einen Rehandlecontainer vorgesehenen Stellplatz in der Abfahrtsconfiguration der Ladebucht gesetzt werden.
- A6: Die Anzahl der Rehandlecontainer innerhalb eines Stapels ist in der Ankunftsconfiguration stets genauso groß wie in der Abfahrtsconfiguration der Ladebucht. Dadurch stehen nach der Durchführung aller einen Stapel betreffenden Ausladeoperationen stets genügend Rehandlecontainer im Pufferbereich zur Verfügung, um auch alle den Stapel betreffenden Einladeoperationen durchführen zu können.

²⁰⁹ Vgl. hierzu und im Folgenden Meisel/Wichmann (2010), S. 574-576.

²¹⁰ Meisel/Wichmann (2010) geben an, dass die Rehandlecontainer theoretisch auch auf anderen Stellplätzen an Bord des Containerschiffs zwischenzeitlich abgesetzt werden können. Sie stellen die Zweckmäßigkeit dieses Vorgehens allerdings in Frage, da die zwischenzeitlich abgestellten Rehandlecontainer das Ein- und Ausladen von Containern in den entsprechenden Stapeln verhindern. Zudem müssten die exakten Positionen der Rehandlecontainer verfolgt werden, was einen erhöhten organisatorischen Aufwand zur Folge hat. Das Vorgehen wurde daher aus der weiteren Betrachtung ausgeschlossen. (Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 575.)

Beispiel 4.1: Abbildung 4.3 zeigt eine zulässige Lösung für die in Abbildung 4.1 (siehe S. 54) dargestellte Problem Instanz. Die Abfertigung der Ladebucht, d. h. die Überführung der Ladebucht von der Ankunftsconfiguration in die Abfahrtsconfiguration, erfolgt in 25 Zügen. In jedem Zug wird eine Containerbewegung ausgeführt, die einem der fünf Containerbewegungstypen entspricht. Zur Beschreibung der Containerbewegungen ist jeweils die Aufnahme- und die Abgabeposition des Containers angegeben. Handelt es sich bei der Aufnahme- und Abgabeposition um einen Stellplatz an Bord des Containerschiffs, wird der Stapel und die Ebene des Stellplatzes angegeben. Befindet sich die Aufnahme- und Abgabeposition des Containers hingegen an der Übergabestation oder im Pufferbereich werden die Buchstaben Y bzw. B verwendet. Zwischen zwei unmittelbar aufeinanderfolgenden Containerbewegungen ist jeweils eine Leerfahrt durchzuführen. Dabei wird der Spreader von der Abgabeposition des ge-

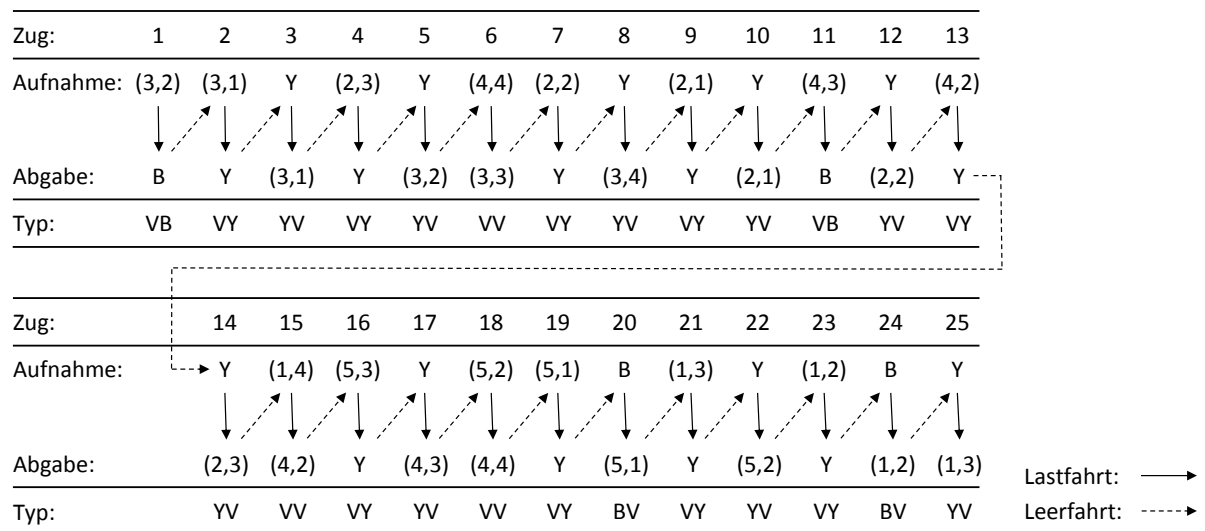


Abbildung 4.3: Beispiel für eine Folge an Containerbewegungen (*Quelle:* in Anlehnung an Meisel/Wichmann (2010), S. 574)

rade bewegten Containers zur Aufnahme- und Abgabeposition des als nächstes zu bewegenden Containers bewegt. Im ersten Zug wird der Rehandlecontainer von Stellplatz (3,2) in den Pufferbereich (B) gebracht. Diese Containerbewegung ist vom Containerbewegungstyp VB. Im zweiten Zug wird der Importcontainer von Stellplatz (3,1) zur Übergabestation (Y) transportiert, was dem Containerbewegungstyp VY entspricht. Anschließend wird ein Exportcontainer an der Übergabestation aufgenommen und zum Stellplatz (3,1) transportiert (Containerbewegungstyp YV). Im vierten Zug wird der Importcontainer von Stellplatz (2,3) ausgeladen (Containerbewegungstyp VY) usw. Bei den Zugpaaren [3,4], [8,9], [10,11], [12,13], [20,21] und [22,23] folgt jeweils auf eine Einladeoperation eine Ausladeoperation, d. h. es werden Doppelspiele durchgeführt. Zu schiffsinternen Umladungen von Rehandlecontainern (Containerbewegungstyp VV) kommt es in den Zügen 6, 15 und 18. In Zug 6 wird der Rehandlecontainer von Stellplatz (4,4) zum Stellplatz (3,3) transportiert, in Zug 15 wird der Rehandlecontainer von Stellplatz (1,4) zum Stellplatz (4,2) transportiert und in Zug 18 wird der Rehandlecontainer von Stellplatz (5,2) zum

Stellplatz (4,4) transportiert. Die beiden anderen Rehandlecontainer werden zunächst in den Pufferbereich gebracht (Zug 1 und 11) und später in den Zügen 20 und 24 aus dem Pufferbereich zum Stellplatz (5,1) bzw. (1,2) transportiert.

4.2.1.2 Notationen

Für die mathematische Formulierung des CSP nach Meisel/Wichmann (2010) werden die folgenden Symbole benötigt.

Parameter zur Beschreibung der betrachteten Ladebucht und ihrer Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration:

i_A	Anzahl der Stapel in der Ladebucht.
j_A	Anzahl der Ebenen in der Ladebucht.
I	Indexmenge an Stapeln, $I = \{1, 2, \dots, i_A\}$.
J	Indexmenge an Ebenen, $J = \{1, 2, \dots, j_A\}$.
(i, j)	Stellplatz in Ebene $j \in J$ des Stapels $i \in I$.
S	Menge aller Stellplätze (i, j) in der Ladebucht mit $i \in I$ und $j \in J$.
A^I	Menge der Stellplätze, auf denen in der Ankunftsconfiguration ein Importcontainer steht, wobei $A^I \subseteq S$.
A^R	Menge der Stellplätze, auf denen in der Ankunftsconfiguration ein Rehandlecontainer steht, wobei $A^R \subseteq S$.
A	Menge der Stellplätze, von denen ein Container entfernt werden muss, wobei $A = A^I \cup A^R$ und $A \subseteq S$.
D^E	Menge der Stellplätze, auf denen in der Abfahrtsconfiguration ein Exportcontainer steht, wobei $D^E \subseteq S$.
D^R	Menge der Stellplätze, auf denen in der Abfahrtsconfiguration ein Rehandlecontainer steht, wobei $D^R \subseteq S$.
D	Menge der Stellplätze, auf denen ein Container zu platzieren ist, wobei $D = D^E \cup D^R$ und $D \subseteq S$.

Da ein Stellplatz nicht mehrfach belegt werden kann, sind die Mengen A^I und A^R sowie die Mengen D^E und D^R disjunkt. Es gilt folglich: $A^I \cap A^R = \emptyset$ und $D^E \cap D^R = \emptyset$.

Parameter zur Beschreibung des Umladeprozesses:

T	Menge der Containerbewegungstypen, $T = \{VY, YV, VB, BV, VV\}$.
d^t	benötigte Zeit für die Durchführung einer Containerbewegung (Lastfahrt) des Typs $t \in T$.
d^{tu}	benötigte Zeit für die Durchführung der Leerfahrt zwischen einer Containerbewegung des Typs t und einer Containerbewegung des Typs u mit $t, u \in T$.

- \overline{k}_A obere Schranke für die Anzahl der Züge, die für die Abfertigung der Ladebucht benötigt wird.
- K, \overline{K} Indexmengen von Zügen, $K = \{1, 2, \dots, \overline{k}_A\}$, $\overline{K} = K \setminus \{\overline{k}_A\}$.

Für die Handhabung eines Rehandlecontainer gibt es grundsätzlich zwei Möglichkeiten:

- (1) Der Rehandlecontainer wird in einem Zug $k \in K$ von seinem Stellplatz $(i, j) \in A^R$ entnommen und in den Pufferbereich gebracht. In einem späteren Zug k' ($k' > k$) wird der Rehandlecontainer im Pufferbereich aufgenommen und zu einem Stellplatz $(i', j') \in D^R$ an Bord des Containerschiffs gebracht.
- (2) Der Rehandlecontainer wird in einem Zug $k \in K$ von seinem Stellplatz $(i, j) \in A^R$ entnommen und auf einem Stellplatz $(i', j') \in D^R$ an Bord des Containerschiffs abgesetzt.

Die Umladung des Rehandlecontainers von Stellplatz $(i, j) \in A^R$ auf Stellplatz $(i', j') \in D^R$ benötigt im ersten Fall zwei Züge und im zweiten Fall einen Zug. Die Anzahl der Züge, die für die Abfertigung der Ladebucht benötigt wird, ist somit von der zu ermittelnden Lösung abhängig. Eine obere Schranke für die Anzahl der zur Abfertigung der Ladebucht benötigten Züge kann wie folgt bestimmt werden:

$$\overline{k}_A = |A^I| + |A^R| + |D^R| + |D^E| = |A| + |D|. \quad (4.1)$$

Dabei wird davon ausgegangen, dass jeder Rehandlecontainer zunächst in den Pufferbereich gebracht wird (Möglichkeit (1)).

Entscheidungsvariablen:

$$\begin{aligned}
 x_{ijk}^V &= \begin{cases} 1, & \text{falls in Zug } k \text{ der Container auf Stellplatz } (i, j) \text{ aufgenommen wird} \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases} \\
 x_k^Y &= \begin{cases} 1, & \text{falls in Zug } k \text{ ein Container an der Übergabestation aufgenommen wird} \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases} \\
 x_k^B &= \begin{cases} 1, & \text{falls in Zug } k \text{ ein Container aus dem Pufferbereich entnommen wird} \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases} \\
 y_{ijk}^V &= \begin{cases} 1, & \text{falls in Zug } k \text{ ein Container auf Stellplatz } (i, j) \text{ gestellt wird} \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases} \\
 y_k^Y &= \begin{cases} 1, & \text{falls in Zug } k \text{ ein Container an der Übergabestation abgestellt wird} \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases} \\
 y_k^B &= \begin{cases} 1, & \text{falls in Zug } k \text{ ein Container im Pufferbereich abgestellt wird} \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases}
 \end{aligned}$$

$$\tau_k^t = \begin{cases} 1, & \text{falls die Containerbewegung in Zug } k \text{ vom Containerbewegungstyp} \\ & t \in T \text{ ist} \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases}$$

$$e_k^{tu} = \begin{cases} 1, & \text{falls die Containerbewegung in Zug } k \text{ vom Containerbewegungstyp} \\ & t \in T \text{ und die Containerbewegung in Zug } k + 1 \text{ vom Container-} \\ & \text{bewegungstyp } u \in T \text{ ist} \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases}$$

b_k integer: Anzahl der Rehandlecontainer, die sich am Ende des Zuges k im Pufferbereich befinden.

4.2.1.3 Mathematisches Optimierungsmodell

Das mathematische Modell von Meisel/Wichmann (2010) zur Abbildung des CSP lautet:

$$\text{Minimiere } Z = \sum_{k \in K} \sum_{t \in T} d^t \cdot \tau_k^t + \sum_{k \in \bar{K}} \sum_{t, u \in T} d^{tu} \cdot e_k^{tu} \quad (4.2)$$

unter den Nebenbedingungen:

$$\sum_{k \in K} x_{ijk}^V = 1 \quad \forall (i, j) \in A \quad (4.3)$$

$$\sum_{k \in K} y_{ijk}^V = 1 \quad \forall (i, j) \in D \quad (4.4)$$

$$\sum_{k \in K} x_{i,j+1,k}^V \cdot k \leq \sum_{k \in K} x_{ijk}^V \cdot k \quad \forall (i, j), (i, j+1) \in A \quad (4.5)$$

$$\sum_{k \in K} y_{ijk}^V \cdot k \leq \sum_{k \in K} y_{i,j+1,k}^V \cdot k \quad \forall (i, j), (i, j+1) \in D \quad (4.6)$$

$$\sum_{k \in K} x_{ijk}^V \cdot k \leq \sum_{k \in K} y_{ijk}^V \cdot k \quad \forall (i, j) \in A \cap D \quad (4.7)$$

$$\tau_k^{VY} = \sum_{(i,j) \in A^I} x_{ijk}^V \quad \forall k \in K \quad (4.8)$$

$$\tau_k^{YV} = \sum_{(i,j) \in D^E} y_{ijk}^V \quad \forall k \in K \quad (4.9)$$

$$\tau_k^{VV} + \tau_k^{VB} = \sum_{(i,j) \in A^R} x_{ijk}^V \quad \forall k \in K \quad (4.10)$$

$$\tau_k^{VV} + \tau_k^{BV} = \sum_{(i,j) \in D^R} y_{ijk}^V \quad \forall k \in K \quad (4.11)$$

$$\sum_{t \in T} \tau_k^t \leq 1 \quad \forall k \in K \quad (4.12)$$

$$\tau_k^{VY} = y_k^Y \quad \forall k \in K \quad (4.13)$$

$$\tau_k^{YV} = x_k^Y \quad \forall k \in K \quad (4.14)$$

$$\tau_k^{VB} = y_k^B \quad \forall k \in K \quad (4.15)$$

$$\tau_k^{BV} = x_k^B \quad \forall k \in K \quad (4.16)$$

$$\sum_{t \in T} \tau_k^t \geq \sum_{t \in T} \tau_{k+1}^t \quad \forall k \in \bar{K} \quad (4.17)$$

$$e_k^{tu} \geq \tau_k^t + \tau_{k+1}^u - 1 \quad \forall t, u \in T, k \in \bar{K} \quad (4.18)$$

$$b_0 = 0 \quad (4.19)$$

$$b_k = b_{k-1} - x_k^B + y_k^B \quad \forall k \in K \quad (4.20)$$

$$b_k \geq 0, \text{ integer} \quad \forall k \in \bar{K} \quad (4.21)$$

$$x_{ijk}^V, x_k^Y, x_k^B \in \{0; 1\} \quad \forall (i, j) \in A, k \in K \quad (4.22)$$

$$y_{ijk}^V, y_k^Y, y_k^B \in \{0; 1\} \quad \forall (i, j) \in D, k \in K \quad (4.23)$$

$$\tau_k^t, e_k^{tu} \in \{0; 1\} \quad \forall t, u \in T, k \in K \quad (4.24)$$

Die Zielfunktion (4.2) minimiert die Summe der für die Durchführung der Last- und Leerfahrten benötigten Zeiten und damit die für die Abfertigung der Ladebucht insgesamt benötigte Zeit Z (= Abfertigungszeit der Ladebucht).

Die Nebenbedingungen (4.3) stellen sicher, dass von jedem Stellplatz, auf dem in der Ankonfigurationskonfiguration ein Import- oder ein Rehandlecontainer steht, genau einmal ein Container entnommen wird. Die Nebenbedingungen (4.4) stellen sicher, dass auf jedem Stellplatz, auf dem in der Abfahrtskonfiguration ein Export- oder ein Rehandlecontainer steht, genau einmal ein Container abgesetzt wird.

Die Einhaltung der zu berücksichtigenden Vorrangbeziehungen wird durch die Nebenbedingungen (4.5) - (4.7) sichergestellt. Die Nebenbedingungen (4.5) erzwingen, dass die Entnahme des Containers auf Stellplatz $(i, j + 1)$ in einem früheren Zug erfolgt als die Entnahme des Containers auf dem unmittelbar darunterliegenden Stellplatz (i, j) . Die Nebenbedingungen (4.6) stellen sicher, dass das Absetzen eines Containers auf dem Stellplatz (i, j) in einem früheren Zug erfolgt als das Absetzen eines Containers auf dem direkt darüberliegenden Stellplatz $(i, j + 1)$. Die Nebenbedingungen (4.7) gewährleisten, dass der auf einem Stellplatz stehende Container erst entfernt wird, bevor auf dem Stellplatz ein (neuer) Container abgesetzt wird.

Die Nebenbedingungen (4.8) - (4.11) legen den Containerbewegungstyp der in Zug k durchzuführenden Containerbewegung fest. Die Nebenbedingungen (4.8) weisen der Containerbewegung in Zug k den Containerbewegungstyp VY zu, falls in Zug k ein Importcontainer von seinem Stellplatz entnommen wird. Die Nebenbedingungen (4.9) weisen der Containerbewe-

gung in Zug k den Containerbewegungstyp YV zu, falls in Zug k ein Exportcontainer auf seinem Stellplatz abgesetzt wird. Die Nebenbedingungen (4.10) weisen der Containerbewegung in Zug k den Containerbewegungstyp VV oder den Containerbewegungstyp VB zu, falls in Zug k ein Rehandlecontainer von seinem Stellplatz in der Ankunftsconfiguration entnommen wird. Die Nebenbedingungen (4.11) weisen der Containerbewegung in Zug k den Containerbewegungstyp VV oder den Containerbewegungstyp BV zu, falls in Zug k ein Rehandlecontainer auf einem zulässigen Stellplatz $((i, j) \in D^R)$ in der Abfahrtsconfiguration abgesetzt wird. Die Nebenbedingungen (4.12) stellen sicher, dass in jedem Zug k maximal eine Containerbewegung durchgeführt wird. Wird in Zug k kein Container bewegt, gilt $\sum_{t \in T} \tau_k^t = 0$.

Die Nebenbedingungen (4.13) bewirken, dass in Zug k ein Container an der Übergabestation abgesetzt wird ($y_k^Y = 1$), wenn in Zug k eine Containerbewegung des Typs VY ausgeführt wird. Durch die Nebenbedingungen (4.14) wird gewährleistet, dass in Zug k ein Container an der Übergabestation aufgenommen wird ($x_k^Y = 1$), wenn in Zug k eine Containerbewegung des Typs YV ausgeführt wird. Die Nebenbedingungen (4.15) stellen sicher, dass in Zug k ein Container im Pufferbereich abgesetzt wird ($y_k^B = 1$), wenn in Zug k eine Containerbewegung des Typs VB ausgeführt wird. Durch die Nebenbedingungen (4.16) wird sichergestellt, dass in Zug k ein Container aus dem Pufferbereich entnommen wird ($x_k^B = 1$), wenn in Zug k eine Containerbewegung des Typs BV ausgeführt wird.

Durch die Nebenbedingungen (4.17) kann in einem Zug $k + 1$ nur dann eine Containerbewegung durchgeführt werden, wenn auch in Zug k eine Containerbewegung durchgeführt wurde. Dadurch sind die Entscheidungsvariablen so zu setzen, dass eine unterbrechungsfreie Folge an Containerbewegungen entsteht. Durch die Nebenbedingungen (4.18) erhält e_k^{tu} den Wert 1, wenn die Containerbewegung in Zug k vom Containerbewegungstyp $t \in T$ und die Containerbewegung in Zug $k + 1$ vom Containerbewegungstyp $u \in T$ ist. Die Nebenbedingung (4.19) initialisiert die Anzahl der Rehandlecontainer im Pufferbereich. Die Nebenbedingungen (4.20) ermitteln die Anzahl der Rehandlecontainer, die sich am Ende des Zuges k im Pufferbereich befinden.

Die Nebenbedingungen (4.21) - (4.24) geben die Definitionsbereiche der Entscheidungsvariablen an.

Die Anzahl der Variablen und Nebenbedingungen des Modells von Meisel/Wichmann (2010) lässt sich durch einfache Überlegungen reduzieren. Die Variablen y_k^Y und x_k^Y erhalten durch die Nebenbedingungen (4.13) und (4.14) stets die Werte der Variablen τ_k^{VY} bzw. τ_k^{YV} . Informationen, die aus y_k^Y und x_k^Y abgeleitet werden, können stattdessen auch aus τ_k^{VY} bzw. τ_k^{YV} abgeleitet werden. Da y_k^Y und x_k^Y in keiner weiteren Nebenbedingung benötigt werden, kann sowohl auf die Variablen y_k^Y und x_k^Y als auch auf die Nebenbedingungen (4.13) und (4.14) verzichtet werden. Ähnlich verhält es sich mit den Variablen y_k^B und x_k^B . Sie erhalten durch die Nebenbedingungen (4.15) und (4.16) stets die Werte der Variablen τ_k^{VB} bzw. τ_k^{BV} . Folglich können Informationen, die aus y_k^B und x_k^B abgeleitet werden, stattdessen auch aus τ_k^{VB} bzw. τ_k^{BV} ab-

geleitet werden. Wird dann in den Nebenbedingungen (4.20) y_k^B durch τ_k^{VB} und x_k^B durch τ_k^{BV} ersetzt, kann sowohl auf die Variablen y_k^B und x_k^B als auch auf die Nebenbedingungen (4.15) und (4.16) verzichtet werden. Des Weiteren werden die Nebenbedingungen (4.19), (4.20) und (4.21) und die Variablen b_k nicht zwingend benötigt, da ein negativer Bestand an Rehandlecontainern im Pufferbereich bereits aufgrund der getroffenen Annahme A6 und der bestehenden Vorrangbeziehungen ausgeschlossen ist. In Anhang A ist ein modifiziertes mathematisches Optimierungsmodell zu finden, welches alle gerade beschriebenen Überlegungen berücksichtigt.

4.2.2 Problemformulierung auf der Basis von Aufträgen

Bei der Formulierung des CSP nach Meisel/Wichmann (2010) handelt es sich nicht um ein klassisches QCSP, wie es in Abschnitt 3.1.1 beschrieben wurde, denn beim klassischen QCSP sind alle durchzuführenden Operationen in Form von Aufträgen bereits gegeben. Steht nur eine Containerbrücke für die Ausführung der Aufträge zur Verfügung, beschränkt sich die Aufgabe beim klassischen QCSP auf die Festlegung einer zeitlichen Reihenfolge, in der die einzelnen Aufträge von der Containerbrücke ausgeführt werden sollen.²¹¹ Bei der von Meisel/Wichmann (2010) beschriebenen Problemstellung werden die durchzuführenden Operationen (Containerbewegungen) nur zum Teil vorgegeben, während ein anderer Teil bei der Lösung des Problems festzulegen ist.²¹²

In diesem Abschnitt wird eine Formulierung des CSP auf der Basis von Aufträgen vorgeschlagen (auftragsbasiertes CSP), welche sich an der allgemeinen Beschreibung des klassischen QCSP aus Abschnitt 3.1.1 orientiert und im Vergleich zur Problemformulierung von Meisel/Wichmann (2010) die Berücksichtigung stellplatzabhängiger Durchführungszeiten ermöglicht.²¹³ Der Ansatz wird zunächst verbal beschrieben und anhand eines Beispiels veran-

²¹¹ Siehe hierzu Abschnitt 3.1.1, S. 27.

²¹² In dem Modell (4.2) - (4.24) sind die Bewegungen der Importcontainer und die Bewegungen der Exportcontainer durch die Nebenbedingungen eindeutig definiert. Wird in einem Zug k ein Importcontainer von seinem Stellplatz entnommen, d. h. $x_{ijk}^V = 1$, wobei $(i, j) \in A^I$, dann ergibt sich durch die Nebenbedingungen (4.8), dass eine Containerbewegung vom Typ VY durchzuführen ist. Aus dem Containerbewegungstyp VY leitet sich durch die Nebenbedingungen (4.13) ab, dass der Importcontainer auf der Landseite an der Übergabestation abgesetzt werden muss. Damit stehen die Aufnahme- und die Abgabeposition des Containers fest und die Containerbewegung ist eindeutig definiert. Wird in einem Zug k ein Exportcontainer auf seinen Stellplatz gestellt, d. h. $y_{ijk}^V = 1$, wobei $(i, j) \in D^E$, dann ergibt sich durch die Nebenbedingungen (4.9), dass eine Containerbewegung vom Typ YV durchzuführen ist. Aus dem Containerbewegungstyp YV leitet sich durch die Nebenbedingungen (4.14) ab, dass der Exportcontainer auf der Landseite an der Übergabestation aufgenommen werden muss. Somit ist auch hier die Containerbewegung eindeutig definiert. Durch die Nebenbedingungen (4.3) und (4.4) wird sichergestellt, dass (unter anderem) jeder Importcontainer von seinem Stellplatz in der Ankunftsconfiguration entnommen wird bzw. jeder Exportcontainer auf seinen Stellplatz in der Abfahrtsconfiguration gestellt wird. Folglich müssen auch die damit verbundenen Containerbewegungen ausgeführt werden. Die Bewegungen der Rehandlecontainer sind hingegen nicht eindeutig definiert.

²¹³ Bei der Problemformulierung von Meisel/Wichmann (2010) werden die Durchführungszeiten der Leer- und Lastfahrten nur oberflächlich (in Abhängigkeit von den Containerbewegungstypen) angegeben. Beispielsweise hat die Lastfahrt bei der Entladung eines Importcontainers immer die gleiche Durchführungszeit d^{VY} , unabhängig davon, wie weit der Stellplatz des Importcontainers von der Übergabestation entfernt ist.

schaulich (Abschnitt 4.2.2.1). Anschließend werden in Abschnitt 4.2.2.2 die für die formale Darstellung des auftragsbasierten CSP notwendigen Symbole eingeführt und erläutert. In Abschnitt 4.2.2.3 wird ein mathematisches Optimierungsmodell für das auftragsbasierte CSP vorgestellt und beschrieben.

4.2.2.1 Verbale Problembeschreibung und Annahmen

Das auftragsbasierte CSP kann wie folgt beschrieben werden. Gegeben ist eine Menge an Aufträgen, wobei jeder Auftrag die Einladung oder die Ausladung eines Containers vorsieht. Die Aufträge leiten sich aus der Ankunfts- und der Abfahrtskonfiguration einer abzufertigenden Ladebucht ab. Unter der Annahme, dass die Rehandlecontainer nicht schiffsintern sondern stets extern umgeladen werden, sind alle Importcontainer und alle Rehandlecontainer in der Ankunftsconfiguration auszuladen und alle Exportcontainer und alle Rehandlecontainer in der Abfahrtskonfiguration einzuladen. Die Aufträge werden somit wie folgt gebildet:

- Für jeden Importcontainer und jeden Rehandlecontainer in der Ankunftsconfiguration wird ein Entladungsauftrag erstellt. Ein solcher Entladungsauftrag sieht vor, dass der Container von seinem Stellplatz entnommen, auf die Landseite transportiert und dort (an der Übergabestation bzw. im Pufferbereich) abgesetzt wird. Die Menge der Entladungsaufträge wird im Folgenden mit C^A bezeichnet.
- Für jeden Exportcontainer und jeden Rehandlecontainer in der Abfahrtskonfiguration wird ein Einladungsauftrag erstellt. Ein solcher Einladungsauftrag sieht vor, dass der Container auf der Landseite (an der Übergabestation bzw. im Pufferbereich) aufgenommen, zu seinem Stellplatz transportiert und dort abgesetzt wird. Die Menge der Einladungsaufträge wird im Folgenden mit C^E bezeichnet.

Jeder Auftrag muss genau einmal ausgeführt werden. Für die Auftragsbearbeitung steht nur eine Containerbrücke zur Verfügung. Die Containerbrücke kann zu jedem Zeitpunkt genau einen Auftrag ausführen. Hat die Containerbrücke mit der Ausführung eines Auftrags begonnen, ist dieser unterbrechungsfrei auszuführen. Die zeitliche Reihenfolge, in der die einzelnen Aufträge von der Containerbrücke ausgeführt werden, wird Auftragsfolge genannt. Die reihenfolgeabhängigen Durchführungszeiten der bei der Ausführung der Aufträge zu vollziehenden Leerfahrten und Lastfahrten sind gegeben. Das Problem besteht in der Ermittlung einer Auftragsfolge, welche die für die Ausführung aller Aufträge insgesamt benötigte Zeit minimiert. Dabei sind zwischen den Aufträgen bestehende Vorrangbeziehungen zu berücksichtigen. Zudem gelten die Annahmen A2 bis A6 aus Abschnitt 4.2.1.1 auf S. 60.

Bei der Bildung der Aufträge wird angenommen, dass jeder Rehandlecontainer extern umgeladen wird. Für jeden Rehandlecontainer sind daher immer zwei Aufträge, ein Einladungsauftrag und ein Entladungsauftrag, auszuführen. Wird ein solcher Einladungsauftrag jedoch unmittelbar nach einem solchen Entladungsauftrag ausgeführt, könnte anstelle der externen

Umladung eine schiffsinterne Umladung durchgeführt werden. Diese spezielle Konstellation in der Auftragsfolge – ein Auftrag, der die Einladung eines Rehandlecontainers vorsieht, folgt unmittelbar nach einem Auftrag, der die Entladung eines Rehandlecontainers vorsieht – wird daher stets als schiffsinterne Umladung aufgefasst.

Beispiel 4.2: Abbildung 4.4 zeigt die Probleminstanz aus Abbildung 4.1 (siehe S. 54) aus einer auftragsorientierten Perspektive. Aus der Ankunftsconfiguration der Ladebucht leiten sich 14 Entladungsaufträge (A1, A2, ..., A14) ab: neun Aufträge (A2, A3, A4, A5, A6, A8, A11, A12 und A14) sehen jeweils die Entladung eines Importcontainers vor und fünf Aufträge (A1, A7, A9, A10 und A13) sehen jeweils die Entladung eines Rehandlecontainers vor. Aus der Abfahrtsconfiguration der Ladebucht leiten sich 14 Einladungsaufträge (A15, A16, ..., A28) ab. Davon stehen neun Aufträge (A16, A17, A18, A19, A20, A21, A23, A25 und A28) jeweils für die Einladung eines Exportcontainers und fünf Aufträge (A15, A22, A24, A26 und A27) jeweils für die Einladung eines Rehandlecontainers.

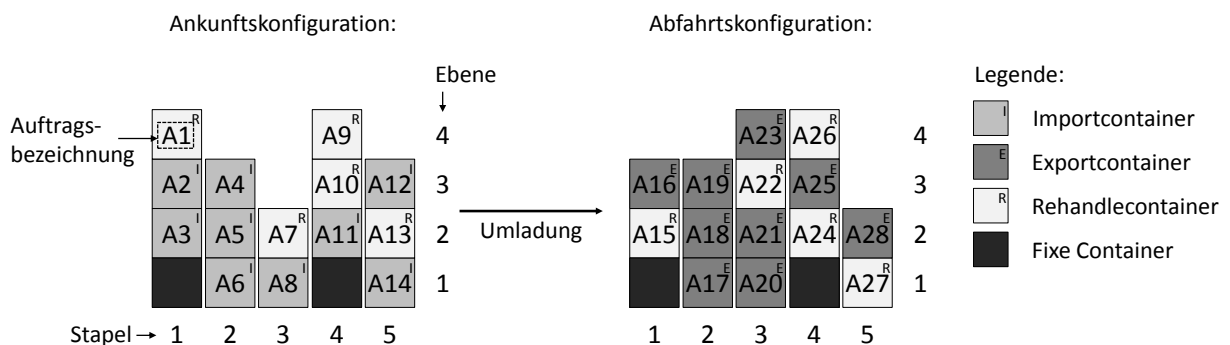


Abbildung 4.4: Bildung von Aufträgen aus der Ankunfts- und Abfahrtsconfiguration einer Ladebucht

Zwischen den Aufträgen sind die folgenden Vorrangbeziehungen einzuhalten. Ein Container kann erst entladen werden, wenn der auf ihm stehende Container entladen wurde. Daher ist A1 vor A2, A2 vor A3, A4 vor A5, A5 vor A6, A7 vor A8, A9 vor A10, A10 vor A11, A12 vor A13 und A13 vor A14 auszuführen. Ein Container kann erst eingeladen werden, nachdem der Container, auf dem er abgesetzt werden soll, eingeladen wurde. Somit muss A15 vor A16, A17 vor A18, A18 vor A19, A20 vor A21, A21 vor A22, A22 vor A23, A24 vor A25, A25 vor A26 und A27 vor A28 ausgeführt werden. Innerhalb eines Stapels kann erst mit der Einladung von Containern begonnen werden, wenn der letzte zu entladende Container aus dem Stapel entladen wurde. Folglich ist A3 vor A15, A6 vor A17, A8 vor A20, A11 vor A24 und A14 vor A27 auszuführen. In Abbildung 4.5 (siehe S. 70) werden alle Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen der Beispielinstanz in einer Übersicht zusammengefasst.

Abbildung 4.6 (siehe S. 70) zeigt eine zulässige Auftragsfolge für die Probleminstanz. Als Erstes wird der Auftrag A7 ausgeführt. Dieser Auftrag sieht die Entladung des Rehandlecontainers von Position (3,2) vor. Dann wird der Auftrag A8 ausgeführt, was der Entladung des

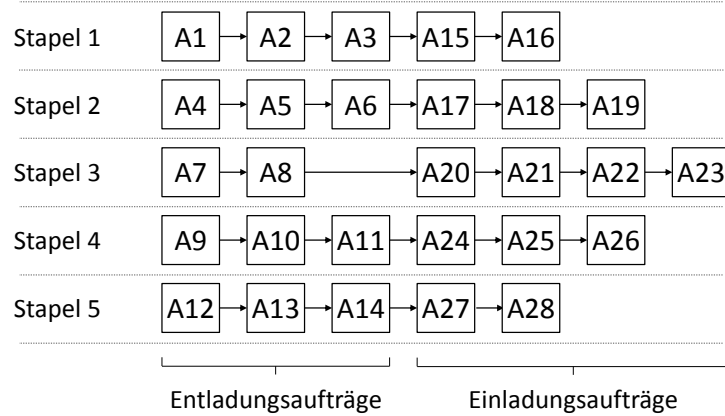


Abbildung 4.5: Einzuhaltende Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen der Beispielinstantz für das auftragsbasierte CSP

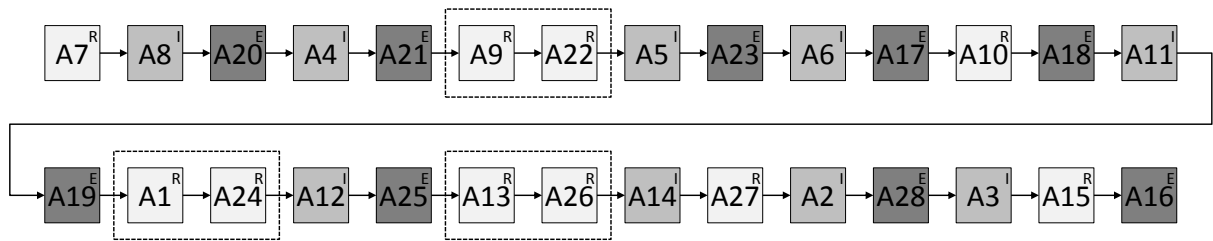


Abbildung 4.6: Beispiel einer zulässigen Auftragsfolge

Importcontainers von Stellplatz (3,1) entspricht. Es folgt Auftrag A20, d. h. es wird ein Exportcontainer an der Übergabestation aufgenommen und zum Stellplatz (3,1) transportiert. Anschließend wird der Importcontainer von Stellplatz (2,3) ausgeladen (Auftrag A4), dann ein Exportcontainer an der Übergabestation aufgenommen und zum Stellplatz (3,2) transportiert (Auftrag A21) usw. An drei verschiedenen Stellen der Auftragsfolge folgt unmittelbar auf eine Entladung eines Rehandlecontainers eine Einladung eines Rehandlecontainers; auf A9 folgt A22, auf A1 folgt A24 und auf A13 folgt A26. Jede dieser drei Konstellationen in der Auftragsfolge ermöglicht die schiffsinterne Umladung eines Rehandlecontainers. Beispielsweise steht Auftrag A9 für die Entladung des Rehandlecontainer von Stellplatz (4,4) und der unmittelbar darauffolgende Auftrag A22 sieht die Einladung eines Rehandlecontainers auf Stellplatz (3,3) vor. Statt die Entladung und die Einladung durchzuführen (externe Umladung) wird der Rehandlecontainer von Stellplatz (4,4) direkt zum Stellplatz (3,3) transportiert, was einer schiffsinternen Umladung des Rehandlecontainers entspricht.

4.2.2.2 Notationen

Für die mathematische Formulierung des auftragsbasierten CSP werden folgende Symbole definiert.

Parameter:

- c_A Anzahl der auszuführenden Aufträge, die sich aus der Ankunfts- und der Abfahrtskonfiguration der Ladebucht ergeben, wobei $c_A = |C^A| + |C^E|$.
- C Menge der auszuführenden Aufträge, wobei der Auftrag 0 ein Dummyauftrag ist. Es gilt: $C = C^A \cup C^E \cup \{0\}$.
- C^{AR} Menge der Aufträge, die die Entladung eines Rehandlecontainers vorsehen, wobei $C^{AR} \subseteq C^A$.
- C^{ER} Menge der Aufträge, die die Einladung eines Rehandlecontainers vorsehen, wobei $C^{ER} \subseteq C^E$.
- V Menge der Auftragspaare (s, r) mit $s, r \in C$ für die gilt, dass Auftrag s vor Auftrag r ausgeführt werden muss (Vorrangbeziehungen). Es gilt: $(0, r) \in V$ für alle $r \in C \setminus \{0\}$.
- c_{sr} benötigte Zeit für die Ausführung des Auftrags $r \in C$ (Leerfahrt + Lastfahrt), falls Auftrag r unmittelbar nach Auftrag $s \in C$ ausgeführt wird und Rehandlecontainer stets extern umgeladen werden.
- d_{sr} Höhe der Zeitersparnis, die sich durch eine schiffsinterne Umladung ergibt, falls Auftrag $r \in C$ unmittelbar nach Auftrag $s \in C$ ausgeführt wird. Es gilt:
 $d_{sr} > 0$, wenn sich Auftrag s und Auftrag r zu einer schiffsinternen Umladung zusammenfassen lassen. Dies ist der Fall, wenn $s \in C^{AR}$ und $r \in C^{ER}$.
 $d_{sr} = 0$, sonst.

Entscheidungsvariablen:

$$x_{sr} = \begin{cases} 1, & \text{falls Auftrag } r \in C \text{ unmittelbar nach Auftrag } s \in C \text{ ausgeführt wird} \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases}$$

- u_r Hilfsvariablen zur Verhinderung paralleler Auftragsfolgen und zur Abbildung der Vorrangbeziehungen, wobei $r \in C$.

Für die Bearbeitung eines Auftrags $r \in C$ sind stets eine Leerfahrt und eine Lastfahrt durchzuführen. Die Leerfahrt umfasst die Bewegung des Spreaders zur Aufnahmeposition des zu bewegenden Containers. Die dabei zurückzulegende Entfernung und damit auch die für die Leerfahrt benötigte Zeit ist von der Abgabeposition des zuvor bewegten Containers abhängig und wird folglich durch den unmittelbar zuvor bearbeiteten Auftrag $s \in C$ festgelegt. Die Lastfahrt umfasst den eigentlichen Transport des zu bewegenden Containers von dessen Aufnahmeposition zu dessen Abgabeposition. Die für die Lastfahrt eines Auftrags r benötigte Zeit ist unabhängig von der Auftragsfolge. Es sei

- t_{sr}^{LE} die für die Leerfahrt des Auftrags $r \in C$ benötigte Zeit, wenn dieser unmittelbar nach Auftrag $s \in C$ ausgeführt wird und

t_r^{LA} die für die Lastfahrt des Auftrags $r \in C$ benötigte Zeit, wenn angenommen wird, dass Rehandlecontainer stets extern umgeladen werden.

Die für die Ausführung des Auftrags $r \in C$ benötigte Zeit berechnet sich dann wie folgt:

$$c_{sr} = t_{sr}^{LE} + t_r^{LA}. \quad (4.25)$$

Der Dummyauftrag 0 markiert den Beginn und das Ende der Auftragsfolge. Die für die Ausführung des Dummyauftrags 0 benötigte Zeit $c_{s0} = 0 \quad \forall s \in C$. Die für die Ausführung des Auftrags $r \in C$ benötigte Zeit, wenn dieser unmittelbar nach dem Dummyauftrag 0 ausgeführt wird, entspricht der für die Lastfahrt des Auftrags r benötigten Zeit, d. h. $c_{0r} = t_r^{LA} \quad \forall r \in C$. Auf diese Weise verursacht der Dummyauftrag 0 keinen zusätzlichen Zeitaufwand und die optimale Auftragsfolge ist nicht vom Dummyauftrag 0 abhängig.

Für die Umladung eines Rehandlecontainers sind stets zwei Aufträge auszuführen, ein Entladungsauftrag $s \in C^{AR}$ und ein Einladungsauftrag $r \in C^{ER}$. Wird der Auftrag s unmittelbar nach dem Auftrag v und der Auftrag r unmittelbar nach dem Auftrag v' ausgeführt, mit $v, v' \in C$, dann fällt in der Zielfunktion c_{vs} für die Entladung und $c_{v'r}$ für die Einladung des Rehandlecontainers an, d. h. $c_{vs} + c_{v'r}$ ist die benötigte Zeit für die externe Umladung des Rehandlecontainers. Folgt in der Auftragsfolge der Einladungsauftrag r unmittelbar nach dem Entladungsauftrag s (d. h. $v' = s$), kann der Rehandlecontainer schiffsintern umgeladen werden. Die in c_{vs} berücksichtigte Zeit t_s^{LA} für den Transport des Rehandlecontainers auf die Landseite in den Pufferbereich und die für die Einladung des Rehandlecontainers benötigte Zeit $c_{v'r} = c_{sr} = t_{sr}^{LE} + t_r^{LA}$ entfallen. Stattdessen findet eine schiffsinterne Lastfahrt vom Stellplatz des Rehandlecontainers gemäß Ankunftsconfiguration (bestimmt durch Auftrag s) zum neuen Stellplatz des Rehandlecontainers gemäß Abfahrtsconfiguration (bestimmt durch Auftrag r) statt. Die zeitliche Berücksichtigung schiffsinterner Umladungen von Rehandlecontainern erfolgt in der Zielfunktion über die Zeitersparnis d_{sr} . Es sei

$t_{sr}^{LA,int}$ die für die schiffsinterne Lastfahrt benötigte Zeit vom Stellplatz eines Rehandlecontainers gemäß Ankunftsconfiguration, welcher durch den Auftrag $s \in C^{AR}$ bestimmt wird, zum Stellplatz eines Rehandlecontainers gemäß Abfahrtsconfiguration, welcher durch den Auftrag $r \in C^{ER}$ bestimmt wird.

Es wird davon ausgegangen, dass der direkte Transport eines Rehandlecontainers zu seinem neuen Stellplatz an Bord stets weniger zeitaufwändig ist, als der Umweg über den Pufferbereich, d. h. $t_{sr}^{LA,int} < t_s^{LA} + t_{sr}^{LE} + t_r^{LA}$. Für die Höhe der Zeitersparnis gilt dann:

$$d_{sr} = \begin{cases} t_s^{LA} + t_{sr}^{LE} + t_r^{LA} - t_{sr}^{LA,int} & , \text{ falls } s \in C^{AR} \text{ und } r \in C^{ER} \\ 0 & , \text{ sonst.} \end{cases} \quad (4.26)$$

4.2.2.3 Mathematisches Optimierungsmodell

Das Modell für das auftragsbasierte CSP lautet:

$$\text{Minimiere } Z = \sum_{s,r \in C} (c_{sr} - d_{sr}) \cdot x_{sr} \quad (4.27)$$

unter den Nebenbedingungen:

$$\sum_{s \in C} x_{sr} = 1 \quad \forall r \in C \quad (4.28)$$

$$\sum_{r \in C} x_{sr} = 1 \quad \forall s \in C \quad (4.29)$$

$$u_s + 1 \leq u_r + c_A \cdot (1 - x_{sr}) \quad \forall s \in C, r \in C \setminus \{0\} \quad (4.30)$$

$$u_s + 1 \leq u_r \quad \forall (s, r) \in V \quad (4.31)$$

$$x_{sr} \in \{0, 1\} \quad \forall s, r \in C \quad (4.32)$$

$$u_r \geq 0, \text{ integer} \quad \forall r \in C \quad (4.33)$$

Die Zielfunktion (4.27) minimiert die für die Ausführung aller Aufträge insgesamt benötigte Zeit (= Abfertigungszeit der Ladebucht). Die Nebenbedingungen (4.28), (4.29) und (4.30) stellen sicher, dass eine Auftragsfolge erzeugt wird, in der jeder Auftrag genau einmal ausgeführt wird. Dabei stellt der Dummyauftrag 0 den Beginn und das Ende der Auftragsfolge dar. Durch die Nebenbedingungen (4.28) wird jedem Auftrag genau ein Vorgänger zugewiesen. Durch die Nebenbedingungen (4.29) erhält jeder Auftrag genau einen Nachfolger. Die Nebenbedingungen (4.30) stellen sicher, dass genau eine Auftragsfolge erzeugt wird. Die Nebenbedingungen (4.31) sorgen dafür, dass die zwischen den Aufträgen bestehenden Vorrangbeziehungen eingehalten werden. Die Nebenbedingungen (4.32) und (4.33) legen die Definitionsbereiche der Entscheidungsvariablen fest. Da alle Entscheidungsvariablen nur ganzzahlige Werte annehmen können, zählt das Modell zu den ganzzahligen Optimierungsmodellen. Da die Zielfunktion eine lineare Funktion der Entscheidungsvariablen ist und alle Nebenbedingungen für die Entscheidungsvariablen in Form linearer Gleichungen oder Ungleichungen gegeben sind, zählt das Modell außerdem zu den linearen Optimierungsmodellen. Insgesamt handelt es sich somit um ein ganzzahliges lineares Optimierungsmodell.²¹⁴

Das Modell (4.27) - (4.33) für das auftragsbasierte CSP entspricht dem eines Asymmetrischen Traveling Salesman Problems (ATSP) mit Vorrangbeziehungen.²¹⁵ Beim ATSP mit Vorrangbe-

²¹⁴ Vgl. Neumann/Morlock (2004), S. 35 und S. 380-382.

²¹⁵ Zur Modellierung des ATSP siehe z. B. Roberti/Toth (2012).

ziehungen sind eine Menge von Orten sowie die Distanzen zwischen den Orten gegeben. Dabei kann die Distanz von einem Ort A zu einem Ort B ungleich der Distanz vom Ort B zu Ort A sein. Jeder Ort ist genau einmal aufzusuchen. Zwischen den Orten können Vorrangbeziehungen bestehen. Die Aufgabe besteht darin, die Reihenfolge, in der die Orte aufgesucht werden, so festzulegen, dass die insgesamt zurückzulegende Strecke minimal wird. Die zwischen den Orten bestehenden Vorrangbeziehungen sind dabei zu berücksichtigen.

Im Falle eines ATSP mit Vorrangbeziehungen ist das Modell (4.27) - (4.33) unter Verwendung der gleichen Symbole wie folgt zu interpretieren. C entspricht dann der Menge der zu besuchenden Orte und der Ausdruck $c_{sr} - d_{sr}$ entspricht der Distanz zwischen Ort s und Ort r . Durch die Entscheidungsvariablen ist die Reihenfolge festzulegen, in der die Orte zu besuchen sind. Es gilt: $x_{sr} = 1$, falls Ort s unmittelbar vor Ort r besucht wird; andernfalls ist $x_{sr} = 0$. Die Menge V enthält alle Paare von Orten (s, r) für die gilt, dass Ort s vor Ort r aufgesucht werden muss (Vorrangbeziehungen). Die Zielfunktion (4.27) minimiert die insgesamt zurückzulegende Strecke. Die Nebenbedingungen (4.28) stellen sicher, dass jeder Ort genau einmal aufgesucht wird. Die Nebenbedingungen (4.29) sorgen dafür, dass jeder Ort genau einmal verlassen wird. Die Nebenbedingungen (4.30) gewährleisten, dass keine Subtouren entstehen. Die Einhaltung der Vorrangbeziehungen wird durch die Nebenbedingungen (4.31) sichergestellt. Die Definitionsbereiche der Entscheidungsvariablen werden durch die Nebenbedingungen (4.32) und (4.33) festgelegt.

4.2.3 Anforderungen an eine erweiterte Problemstellung

Die oben dargestellten Problemformulierungen für das CSP decken nur einen kleinen Teil der in der Praxis auftretenden Ladebuchten und Ladebuchtkonfigurationen ab. So wird bei beiden Problemformulierungen die Abfertigung von Ladebuchten mit Ladelukendeckeln durch die Annahme A3 aus der Betrachtung ausgeschlossen. Allerdings verfügt der Großteil der weltweit eingesetzten Containerschiffe über Ladebuchten mit Ladelukendeckel, weshalb eine Vielzahl an Planungssituationen in der Praxis nicht durch die Problemformulierungen abgedeckt wird. Bei beiden Problemformulierungen wird durch die Annahme A5 gefordert, dass alle Rehandlecontainer in der Ladebucht untereinander austauschbar sind. Diese Annahme impliziert, dass alle Rehandlecontainer in der abzufertigenden Ladebucht der gleichen Containerkategorie angehören. Ladebuchten, in denen Rehandlecontainer unterschiedlicher Containerkategorien vorkommen, werden folglich nicht von den Problemformulierungen abgedeckt. Aufgrund der Annahme A6 wird eine abzufertigende Ladebucht eines Containerschiffs nur dann durch die beiden Problemformulierungen abgedeckt, wenn für jeden Stapel in der Ladebucht gilt, dass sich in der Ankunftsconfiguration die gleiche Anzahl an Rehandlecontainern befindet wie in der Abfahrtsconfiguration. Im weiteren Verlauf der Arbeit soll daher ein CSP ohne die genannten Einschränkungen bezüglich der abzufertigenden Ladebucht und der Ladebuchtkonfigurationen

untersucht werden, d. h. die neue Problemstellung soll auch die Abfertigung der Ladebuchten einschließen, in denen

- mindestens ein Ladelukendeckel aus- und wieder einzuladen ist,
- die Rehandlecontainer unterschiedlichen Containerkategorien angehören und damit nur zum Teil oder gar nicht untereinander austauschbar sind und/oder
- die Rehandlecontainer beliebig auf die Stellplätze innerhalb der Ladebucht verteilt sind.

Für den weiteren Verlauf der Arbeit erhält die neue Problemstellung die Bezeichnung CSPLC (Container Sequencing Problem unter Berücksichtigung von Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern verschiedener Containerkategorien).

Beispiel 4.3: Zur Veranschaulichung der beschriebenen Anforderungen zeigt Abbildung 4.7 beispielhaft die Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration einer Ladebucht, bei der die drei genannten Annahmen verletzt werden. Die Ladebucht besteht aus fünf Stapeln und vier Ebenen. Die

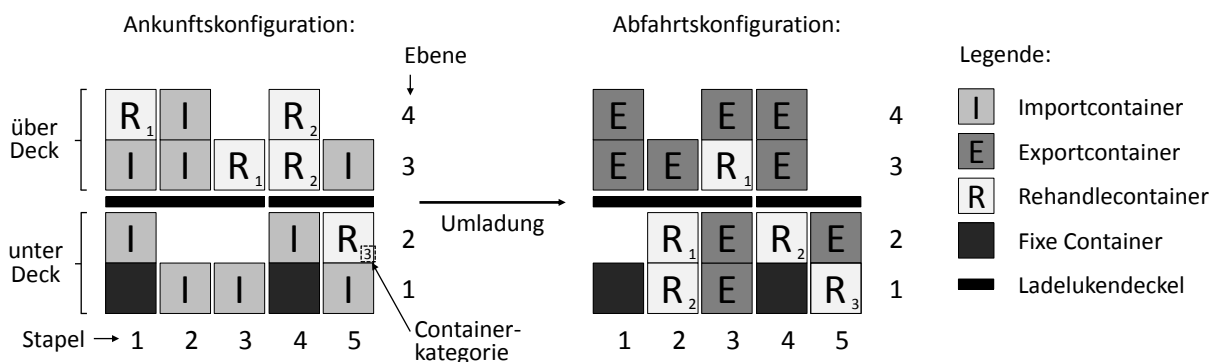


Abbildung 4.7: Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration einer Ladebucht mit Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern unterschiedlicher Containerkategorien

Stellplätze über Deck (Ebene 3 und 4) und die Stellplätze unter Deck (Ebene 1 und 2) werden durch zwei Ladelukendeckel voneinander getrennt (Verletzung der Annahme A3). Der erste Ladelukendeckel erstreckt sich über die Stapel 1, 2 und 3 und der zweite Ladelukendeckel über die Stapel 4 und 5. Von den fünf Rehandlecontainern in der Ladebucht gehören zwei Rehandlecontainer zur Containerkategorie 1, zwei Rehandlecontainer zur Containerkategorie 2 und ein Rehandlecontainer zur Containerkategorie 3. Nur Rehandlecontainer der gleichen Containerkategorie sind untereinander austauschbar (Verletzung der Annahme A5). Zum Beispiel muss entsprechend der Abfahrtskonfiguration der Ladebucht auf dem Stellplatz (2,2) ein Rehandlecontainer der Containerkategorie 1 abgestellt werden. Hierfür kommen gemäß Ankunfts-konfiguration nur die Rehandlecontainer von den Stellplätzen (1,4) und (3,3) der Ladebucht in Frage. Die Annahme A6 wird in Stapel 1, Stapel 2 und Stapel 4 der dargestellten Ladebucht verletzt. Gemäß Ankunfts-konfiguration enthält Stapel 1 einen Rehandlecontainer, Stapel 2 keinen Rehandlecontainer und Stapel 4 zwei Rehandlecontainer. In der Abfahrtskonfiguration steht

hingegen in Stapel 1 kein Rehandlecontainer, in Stapel 2 befinden sich zwei Rehandlecontainer und Stapel 4 enthält einen Rehandlecontainer.

4.3 Das CSPLC

Dieser Abschnitt untergliedert sich wie folgt. Abschnitt 4.3.1 liefert zunächst eine verbale Beschreibung des CSPLC und stellt die zugrundeliegenden Annahmen vor. In Abschnitt 4.3.2 werden die für die formale Darstellung der Problemstellung benötigten Symbole eingeführt und erläutert. Schließlich wird die neue Problemstellung als ganzzahliges lineares Optimierungsmodell abgebildet (Abschnitt 4.3.3).

4.3.1 Verbale Problembeschreibung und Annahmen

Basierend auf der Formulierung des auftragsbasierten CSP aus Abschnitt 4.2.2 kann das CSPLC wie folgt beschrieben werden. Gegeben ist eine Menge an Aufträgen, wobei jeder Auftrag die Einladung oder die Ausladung eines Containers oder eines Ladelukendeckels vorsieht. Die Aufträge leiten sich aus der Ankunfts- und der Abfahrtskonfiguration einer abzufertigenden Ladebucht ab. Unter der Annahme, dass alle Rehandlecontainer extern umgeladen werden, ist jeder Importcontainer und jeder Rehandlecontainer in der Ankunftsconfiguration auszuladen und jeder Exportcontainer und jeder Rehandlecontainer in der Abfahrtsconfiguration einzuladen. Sind Container unter Deck ein- bzw. auszuladen, muss der entsprechende Ladelukendeckel vorübergehend entfernt (entladen) und später wieder eingesetzt (eingeladen) werden. Die Aufträge werden daher wie folgt gebildet:

- Für jeden Importcontainer und jeden Rehandlecontainer in der Ankunftsconfiguration wird ein Entladungsauftrag erstellt. Ein solcher Entladungsauftrag sieht vor, dass der Container von seinem Stellplatz entnommen, auf die Landseite transportiert und dort (an der Übergabestation bzw. im Pufferbereich) abgesetzt wird.
- Für jeden Exportcontainer und jeden Rehandlecontainer in der Abfahrtsconfiguration wird ein Einladungsauftrag erstellt. Ein solcher Einladungsauftrag sieht vor, dass der Container auf der Landseite (an der Übergabestation bzw. im Pufferbereich) aufgenommen, zu seinem Stellplatz transportiert und dort abgesetzt wird.
- Für jeden Ladelukendeckel, unter dem sich in der Ankunfts- oder Abfahrtsconfiguration mindestens ein aus- bzw. einzuladender Container befindet, wird ein Entladungsauftrag und ein Einladungsauftrag erstellt. Der Entladungsauftrag sieht vor, dass der Ladelukendeckel aufgenommen, auf die Landseite transportiert und im Pufferbereich abgelegt wird. Der Einladungsauftrag sieht vor, dass der Ladelukendeckel auf der Landseite im Puffer-

bereich aufgenommen, zur entsprechenden Position an Bord des Containerschiffs transportiert und dort abgesetzt wird.

Die Menge der auszuführenden Entladungsaufträge wird nach wie vor mit C^A bezeichnet. In C^A sind alle Aufträge enthalten, die die Entladung eines Importcontainers, eines Rehandlecontainers oder eines Ladelukendeckels vorsehen. Mit C^E wird weiterhin die Menge der auszuführenden Einladungsaufträge bezeichnet. C^E enthält alle Aufträge, die die Einladung eines Exportcontainers, eines Rehandlecontainers oder eines Ladelukendeckels vorsehen.

Für die Ausführung der Aufträge steht genau eine Containerbrücke zur Verfügung, welche zu jedem Zeitpunkt höchstens einen Auftrag ausführen kann. Jeder Auftrag muss mit der Containerbrücke genau einmal ausgeführt werden. Hat die Containerbrücke mit der Ausführung eines Auftrags begonnen, muss dieser unterbrechungsfrei ausgeführt werden. Die reihenfolgeabhängigen Durchführungszeiten der bei der Ausführung der Aufträge zu vollziehenden Leerfahrten und Lastfahrten sind gegeben. Das Problem besteht in der Ermittlung einer Auftragsfolge, welche die für die Bearbeitung aller Aufträge insgesamt benötigte Zeit minimiert. Die zwischen den Aufträgen bestehenden Vorrangbeziehungen sind dabei zu berücksichtigen. Im Vergleich zu der von Meisel/Wichmann (2010) untersuchten Problemstellung entfallen die Annahmen A1, A3 und A6 (siehe auch Abschnitt 4.1 auf S. 60). Die Annahmen A2 und A4 bleiben bestehen. Annahme A5 ist zu modifizieren. Zusammenfassend liegen dem CSPLC damit noch folgende Annahmen zugrunde:

- A2: Die Ankunftsconfiguration, die Abfahrtsconfiguration sowie alle Ladebuchtkonfigurationen, die während der Umladung entstehen können, erfüllen die Stabilitätsbedingungen des Containerschiffs.
- A4: Auf der Landseite stehen an der Containerbrücke jederzeit ausreichend Transportfahrzeuge zur Verfügung, um ausgeladene Container abzutransportieren oder einzuladende Container bereitzustellen. Der Abtransport der ausgeladenen Container und die Bereitstellung der einzuladenden Container erfolgt so, dass keine zusätzlichen Wartezeiten vor dem Absetzen bzw. dem Aufnehmen eines Containers auf der Landseite auftreten.
- A5': Jeder Rehandlecontainer in der abzufertigenden Ladebucht gehört genau einer Containerkategorie an. Rehandlecontainer, die der gleichen Containerkategorie angehören, sind untereinander austauschbar, d. h. auf jeden Stellplatz in der Abfahrtsconfiguration, der für einen Rehandlecontainer einer bestimmten Containerkategorie vorgesehen ist, kann ein beliebiger Rehandlecontainer dieser Containerkategorie abgesetzt werden.

Wie beim auftragsbasierten CSP sind auch beim CSPLC für jeden Rehandlecontainer in der Ladebucht genau zwei Aufträge, ein Einladungsauftrag und ein Entladungsauftrag, auszuführen. Jedoch ist nun zu beachten, dass der Einladungsauftrag nur ausgeführt werden kann, wenn

im Pufferbereich ein Rehandlecontainer der entsprechenden Containerkategorie zur Verfügung steht. Immer dann, wenn in der Auftragsfolge unmittelbar nach einem Entladungsauftrag für einen Rehandlecontainer ein Einladungsauftrag für einen Rehandlecontainer folgt und zugleich die Containerkategorie der dabei zu bewegenden Container übereinstimmt, kann anstelle der externen Umladung eine schiffsinterne Umladung durchgeführt werden. Diese spezielle Konstellation in der Auftragsfolge wird deshalb stets als schiffsinterne Umladung aufgefasst.

Beispiel 4.4: Abbildung 4.8 veranschaulicht, wie die Aufträge für die Problem Instanz aus Abbildung 4.7 (siehe S. 75) gebildet werden. Aus der Ankunfts Konfiguration der Ladebucht leiten

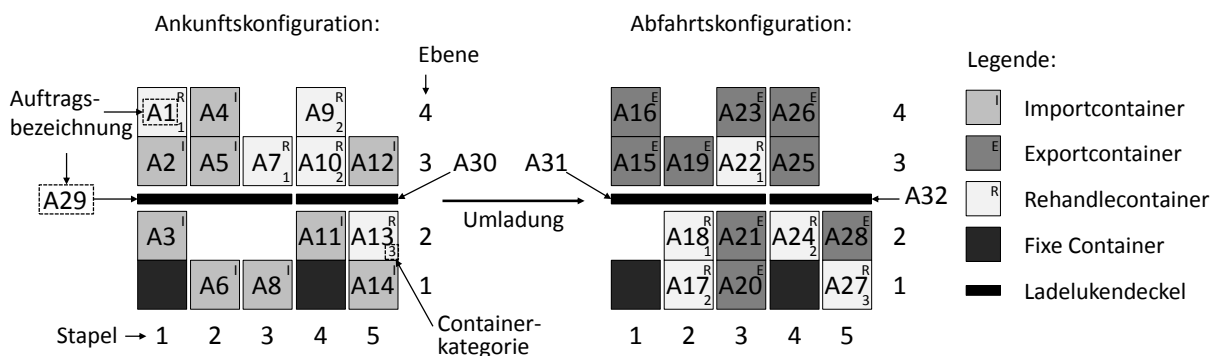


Abbildung 4.8: Bildung von Aufträgen aus der Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration einer Ladebucht mit Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern unterschiedlicher Containerkategorien

sich 16 Entladungsaufträge ab. Mit neun Aufträgen (A2, A3, A4, A5, A6, A8, A11, A12 und A14) ist jeweils die Entladung eines Importcontainers verbunden. Fünf Aufträge (A1, A7, A9, A10 und A13) stehen jeweils für die Entladung eines Rehandlecontainers und zwei Aufträge (A29 und A30) sehen jeweils die Entladung eines Ladelukendeckels vor. Aus der Abfahrtskonfiguration der Ladebucht leiten sich 16 Einladungsaufträge ab. Davon stehen neun Aufträge (A15, A16, A19, A20, A21, A23, A25, A26 und A28) jeweils für die Einladung eines Exportcontainers. Mit fünf Aufträgen (A17, A18, A22, A24 und A27) ist jeweils die Einladung eines Rehandlecontainers verbunden und zwei Aufträge (A31 und A32) sehen jeweils die Einladung eines Ladelukendeckels vor. Die abzufertigende Ladebucht enthält Rehandlecontainer drei verschiedener Containerkategorien (1, 2 und 3). Rehandlecontainer der Containerkategorie 1 sind bei den Aufträgen A1 und A7 sowie A18 und A22 aus- bzw. einzuladen. Die Aufträge A9 und A10 sowie A17 und A24 sehen jeweils die Entladung bzw. die Einladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie 2 vor. Ein Rehandlecontainer der Containerkategorie 3 ist bei Auftrag A13 auszuladen und bei Auftrag A27 einzuladen.

Die bestehenden Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen der Beispielinstantz werden in Abbildung 4.9 (siehe S. 79) übersichtlich dargestellt. Ein Container kann erst entladen werden, wenn der auf ihm stehende Container entladen wurde. Daher ist A1 vor A2, A4 vor A5, A9 vor A10 und A13 vor A14 auszuführen. Ein Container kann erst eingeladen werden, nachdem der Container, auf dem er abgestellt werden soll, eingeladen wurde. Deshalb muss A15 vor A16,

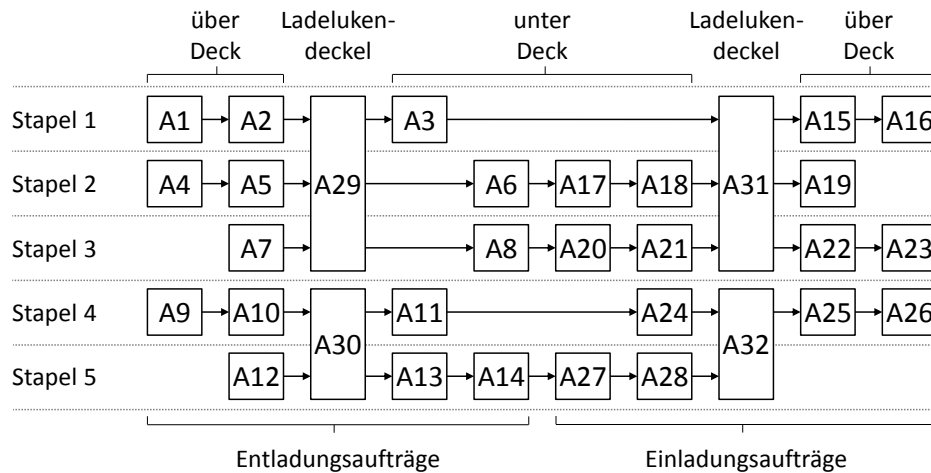


Abbildung 4.9: Einzuhaltende Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen der Beispielinanz für das CSPLC

A17 vor A18, A20 vor A21, A22 vor A23, A25 vor A26 und A27 vor A28 ausgeführt werden. Innerhalb eines Stapels kann mit der Einladung von Containern erst begonnen werden, wenn der letzte zu entladende Container aus dem Stapel entladen wurde. Folglich ist A3 vor A15, A6 vor A17, A8 vor A20, A11 vor A24 und A14 vor A27 auszuführen. Weitere Vorrangbeziehungen ergeben sich aufgrund der Ladelukendeckel. Um die Container unter Deck ein- bzw. ausladen zu können, muss der entsprechende Ladelukendeckel entfernt werden. Somit muss A29 vor A3, A6, A8, A17, A18, A20 und vor A21 ausgeführt werden. Zudem ist A30 vor A11, A13, A14, A24, A27 und vor A28 auszuführen. Die Entladung eines Ladelukendeckels ist nur möglich, wenn zu diesem Zeitpunkt kein Container auf dem Ladelukendeckel steht. Deshalb sind A2, A5 und A7 vor A29 auszuführen. Außerdem müssen A10 und A12 vor A30 ausgeführt werden. Ein Ladelukendeckel darf erst wieder eingesetzt werden, nachdem alle Ein- und Ausladeoperationen unter dem Ladelukendeckel ausgeführt wurden. Folglich sind A3, A6, A8, A17, A18, A20 und A21 vor A31 auszuführen. Zudem müssen A11, A13, A14, A24, A27 und A28 vor A32 ausgeführt werden. Erst wenn der Ladelukendeckel wieder eingesetzt ist, können Container auf ihm abgestellt werden. Demzufolge ist A31 vor A15, vor A19 und vor A22 auszuführen. Des Weiteren muss A32 vor A25 ausgeführt werden.

In Abbildung 4.10 (siehe S. 80) wird eine zulässige Auftragsfolge für die Beispielinanz dargestellt. Zu Beginn wird der Auftrag A1 ausgeführt. Dieser Auftrag sieht die Entladung des Rehandlecontainers von Position (1,4) vor. Anschließend wird der Importcontainer von Stellplatz (2,4), dann der Importcontainer von Stellplatz (1,3) und schließlich der Importcontainer von Stellplatz (2,3) entladen (Auftrag A4, Auftrag A2 und Auftrag A5). Es folgt Auftrag A7, d. h. der Rehandlecontainer von Stellplatz (3,3) wird in den Pufferbereich gebracht. Als Nächstes wird der Ladelukendeckel, der sich über die Stapel 1 bis 3 erstreckt, entladen (Auftrag A29) usw. An zwei Stellen der Auftragsfolge folgt unmittelbar auf die Entladung eines Rehandlecontainers eine Einladung eines Rehandlecontainers. So folgt auf Auftrag A9 der Auftrag A17

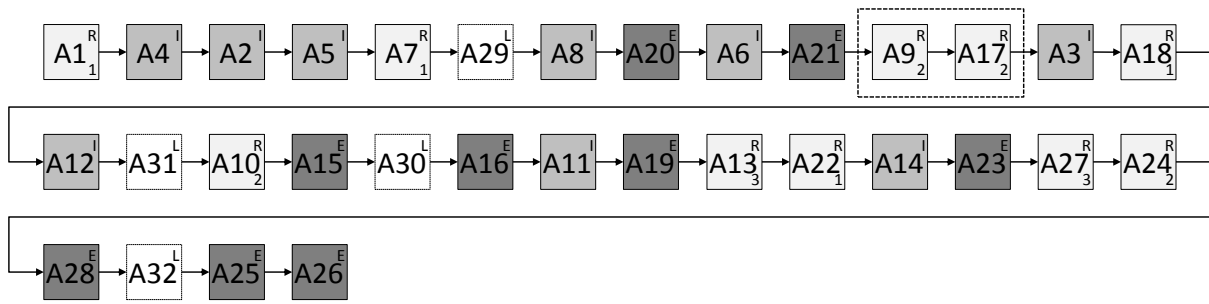


Abbildung 4.10: Zulässige Auftragsfolge für die Beispielinstantz mit Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern unterschiedlicher Containerkategorien

und auf Auftrag A13 folgt Auftrag A22. Der Auftrag A9 sieht die Entladung des Rehandlecontainers von Stellplatz (4,4) vor. Dabei handelt es sich um einem Rehandlecontainer der Containerkategorie 2. Der unmittelbar darauffolgende Auftrag A17 steht für die Einladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie 2 auf Stellplatz (2,1). Weil die Containerkategorien übereinstimmen, kann hier anstelle der externen Umladung eine schiffsinterne Umladung durchgeführt werden. Der Rehandlecontainer von Stellplatz (4,4) wird dabei direkt zum Stellplatz (2,1) transportiert. Bei der zweiten Konstellation kann hingegen keine schiffsinterne Umladung durchgeführt werden, weil die Containerkategorien der zu bewegendem Rehandlecontainer nicht übereinstimmen. So ist bei Auftrag A13 ein Rehandlecontainer der Containerkategorie 3 zu entladen, während bei Auftrag A22 ein Rehandlecontainer der Containerkategorie 1 einzuladen ist.

4.3.2 Notationen

Für die Modellierung des CSPLC werden folgende Symbole benötigt.

Parameter:

- c_A Anzahl der auszuführenden Aufträge, die sich aus der Ankunfts- und der Abfahrtskonfiguration der Ladebucht ergeben, wobei $c_A = |C^A| + |C^E|$.
- C Menge der auszuführenden Aufträge, wobei der Auftrag 0 ein Dummyauftrag ist. Es gilt: $C = C^A \cup C^E \cup \{0\}$.
- C^{AR} Menge der Aufträge, die die Entladung eines Rehandlecontainers vorsehen, wobei $C^{AR} \subseteq C^A$.
- C^{ER} Menge der Aufträge, die die Einladung eines Rehandlecontainers vorsehen, wobei $C^{ER} \subseteq C^E$.
- g_A Anzahl der Containerkategorien.
- G Menge der Containerkategorien, $G = \{1, 2, \dots, g_A\}$.
- C_g^A Menge der Aufträge, die die Entladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie $g \in G$ vorsehen, wobei $C_g^A \subseteq C^{AR}$. Zudem gilt: $\bigcup_{g \in G} C_g^A = C^{AR}$.

- C_g^E Menge der Aufträge, die die Einladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie $g \in G$ vorsehen, wobei $C_g^E \subseteq C^{ER}$. Zudem gilt: $\bigcup_{g \in G} C_g^E = C^{ER}$.
- V Menge der Auftragspaare (s, r) mit $s, r \in C$ für die gilt, dass Auftrag s vor Auftrag r ausgeführt werden muss (Vorrangbeziehungen). Es gilt: $(0, r) \in V$ für alle $r \in C \setminus \{0\}$.
- c_{sr} benötigte Zeit für die Durchführung des Auftrags $r \in C$ (Leerfahrt + Lastfahrt), falls Auftrag r unmittelbar nach Auftrag $s \in C$ ausgeführt wird und Rehandlecontainer stets extern umgeladen werden.
- d'_{sr} Höhe der Zeitersparnis, die sich durch eine schiffsinterne Umladung ergibt, falls Auftrag $r \in C$ unmittelbar nach Auftrag $s \in C$ ausgeführt wird. Es gilt:
 $d'_{sr} > 0$, falls sich Auftrag r und Auftrag s zu einer schiffsinternen Umladung zusammenfassen lassen. Dies ist der Fall, wenn $s \in C_g^A$ und $r \in C_g^E$, mit $g \in G$.
 $d'_{sr} = 0$, sonst.
- v_r^g Veränderung des Bestands an Rehandlecontainern der Containerkategorie $g \in G$ im Pufferbereich, wenn Auftrag $r \in C$ ausgeführt wird, wobei

$$v_r^g = \begin{cases} +1, & \text{falls bei der Ausführung von Auftrag } r \text{ ein Rehandlecontainer} \\ & \text{der Containerkategorie } g \text{ ausgeladen wird (d. h. wenn } r \in C_g^A) \\ -1, & \text{falls bei der Ausführung von Auftrag } r \text{ ein Rehandlecontainer} \\ & \text{der Containerkategorie } g \text{ eingeladen wird (d. h. wenn } r \in C_g^E) \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases}$$

Entscheidungsvariablen:

$$x_{sr} = \begin{cases} 1, & \text{falls Auftrag } r \in C \text{ unmittelbar nach Auftrag } s \in C \text{ ausgeführt wird} \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases}$$

u_r Hilfsvariablen zur Verhinderung paralleler Auftragsfolgen und zur Abbildung der Vorrangbeziehungen, wobei $r \in C$.

q_r^g Anzahl der Rehandlecontainer der Containerkategorie $g \in G$ im Pufferbereich nach der Ausführung von Auftrag $r \in C$.

Für jeden Rehandlecontainer sind stets zwei Aufträge, ein Entladungsauftrag und ein Einladungsauftrag, auszuführen. Immer dann, wenn ein Auftrag r , der die Einladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie $g \in G$ vorsieht ($r \in C_g^E$), unmittelbar nach einem Auftrag s , der die Entladung eines Rehandlecontainers der gleichen Containerkategorie vorsieht ($s \in C_g^A$), durchzuführen ist, kann anstelle der externen Umladung eine schiffsinterne Umladung durchgeführt werden. Schiffsinterne Umladungen von Rehandlecontainern werden in der Zielfunktion durch die Zeitersparnis d'_{sr} berücksichtigt. Es sei

$t_{sr}^{LA,int}$ die für die schiffsinterne Lastfahrt benötigte Zeit vom Stellplatz eines Rehandlecontainers gemäß Ankunftsconfiguration, welcher durch den Auftrag $s \in C_g^A$, mit $g \in G$, bestimmt wird, zum Stellplatz eines Rehandlecontainers gemäß Abfahrtsconfiguration, welcher durch den Auftrag $r \in C_g^E$ bestimmt wird.

Es wird wieder unterstellt, dass der direkte Transport eines Rehandlecontainers zu seinem neuen Stellplatz stets weniger zeitaufwändig ist, als der Umweg über den Pufferbereich. Demnach gilt:

$t_{sr}^{LA,int} < t_s^{LA} + t_{sr}^{LE} + t_r^{LA}$. Die Höhe der Zeitersparnis berechnet sich dann wie folgt:

$$d'_{sr} = \begin{cases} t_s^{LA} + t_{sr}^{LE} + t_r^{LA} - t_{sr}^{LA,int} & , \text{ falls } s \in C_g^A \text{ und } r \in C_g^E, \\ & \text{mit } g \in G \\ 0 & , \text{ sonst.} \end{cases} \quad (4.34)$$

Zur Berechnung der für die Ausführung des Auftrags $r \in C$ benötigten Zeit c_{sr} kann weiterhin Formel (4.25) verwendet werden.²¹⁶ Der Dummyauftrag 0 markiert wieder den Beginn und das Ende der Auftragsfolge. Es gilt: $c_{0r} = t_r^{LA} \forall r \in C$ sowie $c_{s0} = 0 \forall s \in C$.

Ein Auftrag, der die Einladung eines Rehandlecontainers einer bestimmten Containerkategorie vorsieht, kann nur ausgeführt werden, wenn sich in diesem Moment ein solcher Rehandlecontainer im Pufferbereich befindet. Um dies sicherzustellen, ist es erforderlich, den Bestand an Rehandlecontainern im Pufferbereich für jede Containerkategorie zu führen und negative Bestände durch entsprechende Restriktionen im mathematischen Modell zu verhindern.²¹⁷

4.3.3 Mathematisches Optimierungsmodell

Das Modell für das CSPLC lautet:

$$\text{Minimiere } Z = \sum_{s,r \in C} (c_{sr} - d'_{sr}) \cdot x_{sr} \quad (4.35)$$

unter den Nebenbedingungen:

$$\sum_{s \in C} x_{sr} = 1 \quad \forall r \in C \quad (4.36)$$

$$\sum_{r \in C} x_{sr} = 1 \quad \forall s \in C \quad (4.37)$$

$$u_s + 1 \leq u_r + c_A \cdot (1 - x_{sr}) \quad \forall s \in C, r \in C \setminus \{0\} \quad (4.38)$$

²¹⁶ Siehe Abschnitt 4.2.2.2 auf S. 72.

²¹⁷ Beim auftragsbasierten CSP aus Abschnitt 4.2.2.1 war das Führen des Bestands an Rehandlecontainern im Pufferbereich hingegen nicht notwendig. Durch die bestehenden Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen und durch die getroffene Annahme A6 konnten nie mehr Rehandlecontainer aus dem Pufferbereich entnommen werden, als zuvor in den Pufferbereich gebracht wurden.

$$u_s + 1 \leq u_r \quad \forall (s, r) \in V \quad (4.39)$$

$$q_0^g = 0 \quad \forall g \in G \quad (4.40)$$

$$q_s^g + v_r^g \leq q_r^g + c_A \cdot (1 - x_{sr}) \quad \forall s, r \in C, g \in G \quad (4.41)$$

$$x_{sr} \in \{0, 1\} \quad \forall s, r \in C \quad (4.42)$$

$$u_r, q_r^g \geq 0, \text{ integer} \quad \forall r \in C, g \in G \quad (4.43)$$

Die Zielfunktion (4.35) minimiert die für die Ausführung aller Aufträge insgesamt benötigte Zeit (= Abfertigungszeit der Ladebucht). Durch die Nebenbedingungen (4.36), (4.37) und (4.38) wird eine Auftragsfolge erzeugt, in der jeder Auftrag genau einmal ausgeführt wird. Der Dummyauftrag 0 stellt dabei den Beginn und das Ende der Auftragsfolge dar. Durch die Nebenbedingungen (4.36) erhält jeder Auftrag genau einen Vorgänger. Durch die Nebenbedingungen (4.37) wird jedem Auftrag genau ein Nachfolger zugewiesen. Die Nebenbedingungen (4.38) gewährleisten, dass genau eine Auftragsfolge erzeugt wird. Die Einhaltung der zwischen den Aufträgen bestehenden Vorrangbeziehungen wird durch die Nebenbedingungen (4.39) sichergestellt. Durch die Nebenbedingungen (4.40) wird der Anfangsbestand an Rehandlecontainern im Pufferbereich initialisiert. Die Nebenbedingungen (4.41) ermitteln die Anzahl der Rehandlecontainer der Containerkategorie $g \in G$, die sich nach der Ausführung des Auftrags $r \in C$ im Pufferbereich befinden.²¹⁸ Die Definitionsbereiche der Entscheidungsvariablen werden durch die Nebenbedingungen (4.42) und (4.43) festgelegt. Alle Entscheidungsvariablen können nur ganzzahlige Werte annehmen. Da es sich bei der Zielfunktion um eine lineare Funktion der Entscheidungsvariablen handelt und sämtliche Nebenbedingungen für die Entscheidungsvariablen in Form linearer Gleichungen oder Ungleichungen gegeben sind, ist das Modell den ganzzahligen linearen Optimierungsmodellen zuzuordnen.²¹⁹

Das CSPLC kann mit der Typologie aus Abschnitt 3.1.4 klassifiziert werden. Beim CSPLC erfolgt die Definition der Aufträge auf der Basis einzelner Container (*Container*). Die zwischen den Aufträgen bestehenden Vorrangbeziehungen werden berücksichtigt (*prec*). Die für die Ausführung aller Aufträge insgesamt benötigte Zeit ($\max(\text{compl})$) ist zu minimieren. Das CSPLC ist demnach ein QCSP vom Typ *Container, prec | - | - | max(compl)*.

²¹⁸ Der Term $(1 - x_{sr})$ auf der rechten Seite der Nebenbedingungen (4.41) ist mit einer ausreichend großen Konstante zu multiplizieren, sodass die Nebenbedingungen im Fall $x_{sr} = 0$ immer gültig sind. Die Anzahl der auszuführenden Aufträge c_A ist ausreichend groß, denn c_A stellt eine obere Schranke für die Anzahl an Rehandlecontainern im Pufferbereich dar. Dies lässt sich anhand der folgenden Überlegungen verdeutlichen. Zu Beginn befinden sich keine Rehandlecontainer im Pufferbereich. Wird ein Rehandlecontainer entladen, steigt die Anzahl der Rehandlecontainer im Pufferbereich um 1. Auch wenn jeder der c_A auszuführenden Aufträge die Entladung eines Rehandlecontainers vorsieht, können sich somit zu keinem Zeitpunkt mehr als c_A Rehandlecontainer im Pufferbereich befinden. Da für jeden Rehandlecontainer stets ein Entladungsauftrag und ein Einladungsauftrag erstellt wird, sieht höchstens die Hälfte der c_A auszuführenden Aufträge die Entladung eines Rehandlecontainers vor. Deshalb wäre selbst eine Konstante mit dem Wert $c_A/2$ noch ausreichend groß.

²¹⁹ Vgl. Neumann/Morlock (2004), S. 35 und S. 380-382.

4.4 Komplexitätstheoretische Betrachtung

Für die Entwicklung und die Anwendung eines Verfahrens zur Lösung eines Optimierungsproblems ist von Bedeutung, ob das Problem aus komplexitätstheoretischer Sicht *einfach* oder *schwer* zu lösen ist. In diesem Abschnitt soll die zu untersuchende Problemstellung, das CSPLC, diesbezüglich klassifiziert werden. Zuvor soll jedoch geklärt werden, was in der Komplexitätstheorie unter einem einfach und einem schwer zu lösenden Problem zu verstehen ist.

Der *Rechenaufwand* $T(n)$ eines Algorithmus zur Lösung eines Problems (auch Laufzeit²²⁰, Rechenzeit²²¹ oder Zeitkomplexität²²² genannt) entspricht der maximalen Anzahl aller auszuführenden elementaren Operationen (z. B. Additionen, Vergleiche, Zuweisungen etc.), die erforderlich ist, um irgendeine Instanz des Problems der Größe n zu lösen.²²³ Die Größenordnung des Rechenaufwands wird üblicherweise mit Hilfe des Landauschen Symbols O , der sogenannten O -Notation, angegeben.²²⁴ $T(n)$ ist von der (Größen-)Ordnung $f(n)$, formal $T(n) = O(f(n))$, wenn es eine Konstante $c > 0$ und eine Konstante $n_0 \in \mathbb{N}$ gibt, sodass $T(n) \leq cf(n)$ für alle $n \geq n_0$ gilt.²²⁵ Hinsichtlich des Rechenaufwands wird zwischen Algorithmen mit *polynomiellen* und solchen mit *exponentiellen* Rechenaufwand unterschieden. Ein Algorithmus hat einen polynomiellen Rechenaufwand $T(n)$, wenn $T(n) = O(n^k)$ für ein $k \in \mathbb{N}$. Hat ein Algorithmus keinen polynomiellen Rechenaufwand, wird (vereinfachend) von einem exponentiellen Rechenaufwand gesprochen.²²⁶

Die Komplexitätstheorie basiert auf der Betrachtung von Entscheidungsproblemen.²²⁷ Bei einem *Entscheidungsproblem* kommt als Lösung nur eine der beiden Antwortmöglichkeiten „ja“ oder „nein“ in Frage. Bei den vorgestellten Problemen in den vorangegangenen Abschnitten handelt es sich um *Optimierungsprobleme*, d. h. für eine Problem Instanz ist unter Berücksichtigung von Nebenbedingungen bezüglich einer zugrunde gelegten Zielsetzung die bestmögliche Entscheidung (beim CSPLC zum Beispiel eine optimale Auftragsfolge) zu ermitteln. Jedem Optimierungsproblem kann ein Entscheidungsproblem zugeordnet werden.²²⁸ Aus dem CSPLC

²²⁰ Vgl. Domschke et al. (1997), S. 39.

²²¹ Vgl. Domschke et al. (1997), S. 39.

²²² Vgl. Neumann/Morlock (2004), S. 189.

²²³ Vgl. Neumann/Morlock (2004), S. 189. Die Größe einer Problem Instanz wird durch die Länge der Eingabedaten angegeben, die zur Beschreibung der Problem Instanz benötigt werden. (Vgl. Garey/Johnson (1979), S. 5f. und Ausiello et al. (2003), S. 5.)

²²⁴ Vgl. Neumann/Morlock (2004), S. 189.

²²⁵ Vgl. Domschke et al. (1997), S. 39 und Neumann/Morlock (2004), S. 190.

²²⁶ Vgl. Garey/Johnson (1979), S. 6, Domschke et al. (1997), S. 40 und Neumann/Morlock (2004), S. 190. Folglich wird auch dann von einem exponentiellen Rechenaufwand gesprochen, wenn der Rechenaufwand des Algorithmus beispielweise von der Größenordnung $n^{\log n}$ oder $n!$ ist. (Vgl. Garey/Johnson (1979), S. 6 und Neumann/Morlock (2004), S. 190.)

²²⁷ Vgl. Ausiello et al. (2003), S. 2.

²²⁸ Vgl. Ausiello et al. (2003), S. 23.

(4.35) - (4.43) wird beispielsweise ein Entscheidungsproblem, indem die Zielfunktion (4.35) durch die Nebenbedingung

$$Z = \sum_{s,r \in C} (c_{sr} - d'_{sr}) \cdot x_{sr} \leq B \quad (4.44)$$

ersetzt wird – wobei B eine gegebene, nichtnegative reelle Zahl ist – und bei Eingabe einer Problem Instanz die Frage zu beantworten ist, ob eine zulässige Auftragsfolge existiert.

Entscheidungsprobleme können hinsichtlich ihrer Komplexität in verschiedene Klassen unterteilt werden.²²⁹ In der Klasse \mathcal{P} sind diejenigen Entscheidungsprobleme enthalten, für die ein *deterministischer Algorithmus*²³⁰ existiert, der jede Instanz des Problems mit polynomiellem Rechenaufwand (in Abhängigkeit von der Größe der Problem Instanz bzw. der Länge der Eingabedaten) löst. In der Klasse \mathcal{NP} sind diejenigen Entscheidungsprobleme enthalten, für die ein *nichtdeterministischer Algorithmus*²³¹ existiert, der in der Lage ist, für jede Instanz des Problems mit der Antwort „ja“ den Beweis für die Ja-Antwort mit polynomiellem Rechenaufwand zu erbringen.²³² Da jeder deterministische Algorithmus mit polynomiellem Rechenaufwand in einen nichtdeterministischen Algorithmus mit polynomiellem Rechenaufwand überführt werden kann, gehören alle Entscheidungsprobleme der Klasse \mathcal{P} auch der Klasse \mathcal{NP} an. Folglich gilt $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$. Die Klasse \mathcal{NP} enthält allerdings auch Entscheidungsprobleme, für die (bislang) kein deterministischer Algorithmus bekannt ist, der jede Instanz des Problems mit polynomiellem Rechenaufwand löst. Hierzu zählen auch die sogenannten *\mathcal{NP} -vollständigen Entscheidungsprobleme* (engl. *\mathcal{NP} -complete*). Ein Entscheidungsproblem $\Pi \in \mathcal{NP}$ zählt zur Klasse der *\mathcal{NP} -vollständigen Entscheidungsprobleme*, wenn gilt:²³³

- Es ist bislang kein deterministischer Algorithmus bekannt ist, der jede Instanz von Π mit polynomiellem Rechenaufwand löst und
- falls ein deterministischer Algorithmus existiert, der jede Instanz von Π mit polynomiellem Rechenaufwand löst, können alle Probleme der Klasse \mathcal{NP} mit polynomiellem Rechenaufwand gelöst werden, d. h. es würde gelten $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$.²³⁴

²²⁹ Vgl. hier und im Folgenden Domschke et al. (1997), S. 53.

²³⁰ Bei einem deterministischen Algorithmus ist jeder Schritt des Algorithmus eindeutig festgelegt.

²³¹ Bei einem nichtdeterministischen Algorithmus sind in mindestens einem Schritt des Algorithmus mehrere alternative Operationen zugelassen, aus denen bei der Ausführung des Algorithmus eine Operation zufällig auszuwählen ist. Somit ist nicht jeder Schritt des Algorithmus eindeutig festgelegt.

²³² Das bedeutet, dass für jede Problem Instanz mit der Antwort „ja“ eine zulässige Folge von Operationen existiert, die das Problem mit polynomiellem Rechenaufwand löst. Da es sich um einen nichtdeterministischen Algorithmus handelt, ist die Operationsfolge im Vorhinein nicht bekannt. Es wird unterstellt, dass die korrekte Operationsfolge erraten wird. (Vgl. Domschke et al. (1997), S. 53.) Die Bezeichnung \mathcal{NP} steht für „nichtdeterministisch polynomial“.

²³³ Vgl. Garey/Johnson (1979), S. 37 und Domschke et al. (1997), S. 53f.

²³⁴ Ein Entscheidungsproblem $\Pi \in \mathcal{NP}$ wird, mit anderen Worten, dann als *\mathcal{NP} -vollständig* bezeichnet, wenn jedes andere Entscheidungsproblem $\Pi' \in \mathcal{NP}$ durch einen deterministischen Algorithmus mit polynomiellem

\mathcal{NP} -vollständige Entscheidungsprobleme sind somit die „schwersten“ Entscheidungsprobleme aus \mathcal{NP} .²³⁵

Da durch die Lösung eines Optimierungsproblems auch alle zugehörigen Entscheidungsprobleme gelöst werden, ist ein Optimierungsproblem mindestens genauso schwer lösbar, wie die zugehörigen Entscheidungsprobleme. Ist ein Entscheidungsproblem \mathcal{NP} -vollständig, wird das entsprechende Optimierungsproblem als \mathcal{NP} -schwer (engl. \mathcal{NP} -hard) bezeichnet. Somit gilt auch für \mathcal{NP} -schwere Optimierungsprobleme: Es ist bislang kein deterministischer Algorithmus bekannt, der jede Instanz des Problems mit polynomiellem Rechenaufwand löst. Existiert ein deterministischer Algorithmus, der jede Instanz eines \mathcal{NP} -schweren Optimierungsproblems mit polynomiellem Rechenaufwand löst, können alle Entscheidungsprobleme der Klasse \mathcal{NP} mit polynomiellem Rechenaufwand gelöst werden.²³⁶

Aus komplexitätstheoretischer Sicht gelten \mathcal{NP} -vollständige Entscheidungsprobleme und \mathcal{NP} -schwere Optimierungsprobleme als schwer zu lösende Probleme. Hingegen gelten Entscheidungsprobleme der Klasse \mathcal{P} sowie Optimierungsprobleme, für die ein deterministischer Algorithmus existiert, der jede Instanz des Problems mit polynomiellem Rechenaufwand löst, als einfach zu lösende Probleme.

Es wurde bereits gezeigt, dass das Modell (4.27) - (4.33) für das auftragsbasierte CSP einem Modell für das ATSP mit Vorrangbeziehungen entspricht.²³⁷ Für den Spezialfall des ATSP mit Vorrangbeziehungen, bei dem die Menge der Vorrangbeziehungen leer ist, vereinfacht sich das Modell zu einem Modell für das (klassische) ATSP. Das ATSP zählt zu den \mathcal{NP} -schweren Optimierungsproblemen.²³⁸ Demnach ist auch das ATSP mit Vorrangbeziehungen und folglich auch das auftragsbasierte CSP \mathcal{NP} -schwer.

Das auftragsbasierte CSP ist ein Spezialfall des CSPLC, bei dem alle Rehandlecontainer der gleichen Containerkategorie angehören und die Rehandlecontainer entsprechend der Annahme A6 (siehe S. 60) innerhalb der Ladebucht verteilt sind. Da das auftragsbasierte CSP \mathcal{NP} -schwer ist, zählt auch das CSPLC zu den \mathcal{NP} -schweren Optimierungsproblemen.

Aufgrund der Einstufung des CSPLC als \mathcal{NP} -schweres bzw. schwer zu lösendes Optimierungsproblem gilt es als höchst unwahrscheinlich, dass ein exakter Algorithmus existiert, der jede Instanz des CSPLC mit polynomiellem Rechenaufwand lösen kann. Exakte Verfahren mit exponentiellem Rechenaufwand eignen sich hingegen nicht zur Lösung großer Probleminstanzen des CSPLC, denn der Rechenaufwand (und damit der Zeitbedarf) zur Ermittlung einer

Rechenaufwand in das Entscheidungsproblem Π transformiert werden kann. (Vgl. Garey/Johnson (1979), S. 34-38 und Domschke et al. (1997), S. 54.)

²³⁵ Vgl. Garey/Johnson (1979), S. 37 und Domschke et al. (1997), S. 54.

²³⁶ Vgl. Domschke et al. (1997), S. 55.

²³⁷ Siehe Abschnitt 4.2.2.3, S. 73.

²³⁸ Vgl. z. B. Ascheuer et al. (2000), S. 62, Zhang (2004), S. 474, Jäger/Molitor (2008), S. 212 und Roberti/Toth (2012), S. 114.

optimalen Auftragsfolge nimmt bei diesen Verfahren exponentiell mit der Größe der Problem-
instanz (d. h. mit der Anzahl der einzuplanenden Aufträge) zu. Zur Lösung großer Problem-
instanzen empfiehlt sich daher der Einsatz heuristischer Verfahren.

4.5 Zusammenfassung

Beim CSP, wie es erstmals von Meisel/Wichmann (2010) formuliert wurde, handelt es sich um
eine spezielle Problemstellung der Containerbrückeneinsatzplanung, bei der die Abfertigung
einer Ladebucht mit nur einer Containerbrücke zu planen ist. Ausgehend von der Ankunfts-
und der Abfahrtskonfiguration der Ladebucht besteht die Aufgabe darin, eine zulässige Folge
an Containerbewegungen zu generieren, welche die Ankunftsconfiguration in die Abfahrtskon-
figuration überführt. Als Zielsetzung wird die Minimierung der Abfertigungszeit der Ladebucht
herangezogen. Die Durchführungszeiten der mit dem Spreader zu vollziehenden Leer- und Last-
fahrten werden bei der Problemformulierung von Meisel/Wichmann (2010) in Abhängigkeit
von den Containerbewegungstypen (und somit nur oberflächlich) erfasst. Zur Berücksichtigung
stellplatzabhängiger Durchführungszeiten wurde deshalb eine neuartige Problemformulierung
für das CSP auf der Basis von Aufträgen vorgeschlagen, welche sich an der allgemeinen Pro-
blembeschreibung für das klassische QCSP orientiert. Das mathematische Modell für das auf-
tragsbasierte CSP entspricht dem eines ATSP mit Vorrangbeziehungen und zählt zu den ganz-
zahligen linearen Optimierungsmodellen.

Da die beiden Problemformulierungen (das CSP nach Meisel/Wichmann (2010) und das auf-
tragsbasierte CSP) aufgrund der zugrundeliegenden Annahmen lediglich einen Teil der in der
Praxis auftretenden Ladebuchten und Ladebuchtkonfigurationen abdecken, wurde eine neue
Problemstellung, das sogenannte CSPLC, formuliert. Das CSPLC deckt auch die Ladebuch-
ten bzw. Ladebuchtkonfigurationen ab, in denen (1) mindestens ein Ladelukendeckel aus- und
wieder einzuladen ist, (2) die Rehandlecontainer unterschiedlichen Containerkategorien ange-
hören und/oder (3) die Rehandlecontainer beliebig auf die Stellplätze innerhalb der Ladebucht
verteilt sind. Die Problemformulierung für das CSPLC basiert auf der Formulierung des auf-
tragsbasierten CSP, sodass auch hier stellplatzabhängige Durchführungszeiten berücksichtigt
werden können. Das mathematische Modell ist den ganzzahligen linearen Optimierungsmodel-
len zuzuordnen.

Das CSPLC wurde in der einschlägigen Literatur bislang nicht untersucht. Folglich wurde
bisher auch kein problemspezifischer Ansatz zur Lösung des CSPLC formuliert. Wie die kom-
plexitätstheoretische Betrachtung gezeigt hat, zählt das CSPLC zu den \mathcal{NP} -schweren Optimie-
rungsproblemen. Zur Lösung praxisrelevanter Problemgrößen des CSPLC empfiehlt sich daher
der Einsatz heuristischer Verfahren. Das folgende Kapitel befasst sich genauer mit der Lösung
des CSPLC.

Kapitel 5

Verfahren zur Lösung des CSPLC

In diesem Kapitel werden verschiedene Verfahren zur Lösung des CSPLC vorgeschlagen. Hierzu führt Abschnitt 5.1 an die Lösung des CSPLC heran und beschreibt eine Beispielinstantz, welche zur Veranschaulichung der entwickelten Lösungsverfahren benötigt wird. In den darauffolgenden Abschnitten werden ein GRASP-Ansatz (Abschnitt 5.2), eine Multi-Start-Heuristik (Abschnitt 5.3) sowie mehrere deterministische Verfahren (Abschnitt 5.4) zur Lösung des CSPLC dargestellt. In Abschnitt 5.5 werden zwei untere Schranken für den optimalen Ziel-funktionswert beschrieben, welche zur Beurteilung der Qualität heuristischer Lösungen für Probleminstanzen des CSPLC bzw. des auftragsbasierten CSP herangezogen werden können. Das Kapitel schließt mit einer Zusammenfassung (Abschnitt 5.6).

5.1 Einführung

5.1.1 Grundlegende Aspekte zur Lösung des CSPLC

Wie in Abschnitt 2.3.1 dargelegt, zählt die Containerbrückeneinsatzplanung zu den operativen Planungsproblemen in einem Containerterminal und wird stets vor der Abfertigung eines Containerschiffs – in einem großen Containerterminal folglich mehrmals täglich – durchgeführt. Der Einsatzplan der Containerbrücken bildet die Grundlage für andere operative Planungsprobleme im Containerterminal, wie z. B. die Portalkraneinsatzplanung und die Einsatzplanung der Transportfahrzeuge.²³⁹ Deshalb wird die Containerbrückeneinsatzplanung wenige Stunden vor der Ankunft des Containerschiffs, frühestens jedoch nach der Übermittlung des groben Stauplans durch den Reeder, durchgeführt.²⁴⁰ Beim CSPLC ist die Planung auf die Abfertigung einer einzelnen Ladebucht mit nur einer Containerbrücke beschränkt. Die Erstellung eines Containerbrückeneinsatzplans zur Abfertigung eines großen Containerschiffs kann (in Abhängigkeit von der Anzahl der dabei abzufertigenden Ladebuchten) die Lösung von mehr als 20 Probleminstanzen des CSPLC umfassen, wobei eine parallele Lösung dieser Probleminstanzen prinzipiell

²³⁹ Vgl. Abschnitt 3.1.1, S. 30f.

²⁴⁰ Vgl. Ng/Mak (2006), S. 725.

möglich ist. Vor diesem Hintergrund sollte ein Lösungsverfahren für das CSPLC in der Lage sein, gute (im besten Fall optimale) Lösungen für praxisnahe Probleminstanzen innerhalb von einer Stunde zu erzeugen.

Beim CSPLC ist der zulässige Bereich und damit die Menge der zulässigen Auftragsfolgen endlich. Daher zählt das CSPLC zu den kombinatorischen Optimierungsproblemen.²⁴¹ Wie in Abschnitt 3.1.3 beschrieben, können die Verfahren zur Lösung kombinatorischer Optimierungsprobleme mit Blick auf die Lösungsgüte in exakte Verfahren und heuristische Verfahren unterteilt werden.

Im Rahmen der Komplexitätstheoretischen Betrachtung (Abschnitt 4.4) wurde bereits darauf hingewiesen, dass es höchst unwahrscheinlich ist, dass ein exakter Algorithmus existiert, der jede Instanz des CSPLC mit polynomiellem Rechenaufwand lösen kann. Bei exakten Verfahren mit exponentiellem Rechenaufwand hingegen nimmt der Rechenaufwand (und damit der Zeitbedarf) zur Ermittlung einer optimalen Lösung exponentiell mit der Größe der Probleminstanz (d. h. beim CSPLC mindestens mit der Anzahl der einzuplanenden Aufträge bzw. der zu bewegenden Container/Ladelukendeckel) zu. Bei der Ermittlung einer optimalen Lösung für das CSPLC ist im ungünstigsten Fall der gesamte Lösungsraum vollständig zu durchsuchen. Für die in Beispiel 4.2 beschriebene Probleminstanz mit nur 28 Aufträgen, enthält die Menge der zulässigen Auftragsfolgen $\frac{28!}{5! \cdot 6! \cdot 6! \cdot 6! \cdot 5!} = 5,67258 \cdot 10^{16}$ Elemente.²⁴² Ein Rechner, der in einer Sekunde 1.000.000.000 Auftragsfolgen auswerten kann, würde für die Ermittlung der optimalen Auftragsfolge im ungünstigsten Fall über 1 Jahr benötigen. Wäre in jedem der fünf Stapel nur ein Container mehr zu entladen, würde die Menge der zulässigen Auftragsfolgen bereits $\frac{33!}{6! \cdot 7! \cdot 7! \cdot 7! \cdot 6!} = 1,30837 \cdot 10^{20}$ Elemente enthalten und der besagte Rechner würde für die Ermittlung der optimalen Auftragsfolge im ungünstigsten Fall 4.148 Jahre benötigen. Aus diesem Grund kommt die Verwendung eines exakten Verfahrens für Probleminstanzen mit praxisrelevanter Größenordnung nicht in Betracht.²⁴³

²⁴¹ Vgl. Neumann/Morlock (2004), S. 380.

²⁴² Da jeder Auftrag genau einmal ausgeführt werden muss, existieren $c_A! = 28! = 3,04888 \cdot 10^{29}$ verschiedene Auftragsfolgen. Aufgrund der zu berücksichtigenden Vorrangbeziehungen ist die Anzahl der zulässigen Auftragsfolgen jedoch kleiner. So wird beispielsweise die relative Reihenfolge der fünf Aufträge A1, A2, A3, A15 und A16 innerhalb der Auftragsfolge durch die Vorrangbeziehungen eindeutig festgelegt (siehe Abbildung 4.5), d. h. von den insgesamt 5! möglichen relativen Reihenfolgen für die Aufträge A1, A2, A3, A15 und A16 ist nur eine relative Reihenfolge zulässig. Von den insgesamt 28! möglichen Auftragsfolgen enthalten $\frac{28!}{5!}$ Auftragsfolgen die fünf Aufträge in der geforderten relativen Reihenfolge. Die angegebene Anzahl zulässiger Auftragsfolgen ergibt sich, wenn analog dazu auch noch alle übrigen Vorrangbeziehungen berücksichtigt werden.

²⁴³ Zu der gleichen Einschätzung kommen auch Meisel/Wichmann (2010) bei der Untersuchung ihrer Formulierung für das CSP. Als praxisrelevant gelten demnach Ladebuchten mit mindestens 10 Stapeln und 10 Ebenen. (Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 579.) Selbst wenn nur 25% der Stellplätze in der Ankunftsconfiguration mit Importcontainern und 25% der Stellplätze in der Abfahrtsconfiguration mit Exportcontainern belegt sind, ergeben sich dadurch Probleminstanzen für das CSPLC mit mindestens 50 Aufträgen.

Zur Untermauerung dieser theoretischen Überlegungen wurde das CSPLC in der Software AIMMS (Vers. 3.14), einer gängigen Standardsoftware zur Lösung von Optimierungsproblemen, modelliert.²⁴⁴ Die in Beispiel 4.2 beschriebene Problem Instanz wurde in die Software übertragen. Bei der Festlegung der Werte für c_{sr} und d'_{sr} wurden vereinfachte (stellplatzunabhängige) Durchführungszeiten für die Leer- und Lastfahrten, wie sie in Abschnitt 5.1.2 auf S. 92f. beschrieben sind, angenommen. Anschließend wurde versucht, die Problem Instanz mit der Software AIMMS unter Verwendung des Solvers CPLEX 12.6 zu lösen. Das zugehörige Optimierungsmodell umfasst 1.735 Nebenbedingungen mit 899 ganzzahligen Entscheidungsvariablen. Ein Rechner mit einem Intel Core i5 M430 Prozessor mit 2,27 GHz Taktfrequenz, 4 GB Arbeitsspeicher und einem 64 Bit-Betriebssystem konnte keine optimale Lösung innerhalb einer Rechenzeit von drei Stunden bestimmen.²⁴⁵

Heuristische Verfahren untersuchen nur eine Teilmenge des zulässigen Bereichs. Das Auffinden der optimalen Lösung ist auf diese Weise zwar nicht garantiert, doch die Verfahren sind meistens in der Lage, eine zufriedenstellende Lösung in einem akzeptablen Zeitaufwand zu generieren. Folglich sind heuristische Verfahren zur Lösung des CSPLC zu entwickeln bzw. einzusetzen. In dieser Arbeit werden dementsprechend ausschließlich problemspezifische heuristische Ansätze zur Lösung des CSPLC vorgeschlagen.

Für die Analyse der heuristischen Verfahren zur Lösung des CSPLC im Hinblick auf die Qualität der ermittelten Auftragsfolgen ist der optimale Zielfunktionswert als Vergleichsmaßstab von wesentlicher Bedeutung. Die Bestimmung des optimalen Zielfunktionswertes, d. h. die Ermittlung der minimalen Abfertigungszeit der Ladebucht, scheidet jedoch aufgrund des erforderlichen Rechenaufwands im allgemeinen aus. Deshalb werden in dieser Arbeit untere Schranken für die minimale Abfertigungszeit der Ladebucht dargestellt. Diese können jeweils verwendet werden, um die maximale Abweichung des ermittelten Zielfunktionswertes vom unbekanntem optimalen Zielfunktionswert zu berechnen.

5.1.2 Beispielproblem

Zur Veranschaulichung der entwickelten Lösungsverfahren sei die in Abbildung 5.1 (siehe S. 91) dargestellte Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration einer Ladebucht gegeben. Die Ladebucht besteht aus vier Stapeln ($I = \{1, 2, 3, 4\}$) und drei Ebenen ($J = \{1, 2, 3\}$). Die Stellplätze über Deck (Ebene 2 und 3) und die Stellplätze unter Deck (Ebene 1) werden durch zwei Ladelukendeckel voneinander getrennt, wobei sich der erste Ladelukendeckel über die Stapel 1 und 2 und der zweite Ladelukendeckel über die Stapel 3 und 4 erstreckt. In der Ladebucht befinden sich

²⁴⁴ Eine Textdarstellung des Modells ist in Anhang B (siehe S. XXXIVf.) zu finden.

²⁴⁵ Auf die gleiche Weise wurde versucht, die in Beispiel 4.4 beschriebene Problem Instanz zu lösen. Das zugehörige Optimierungsmodell umfasst 4.359 Nebenbedingungen mit 1.221 ganzzahligen Entscheidungsvariablen. Auch hier konnte der Rechner keine optimale Lösung innerhalb einer Rechenzeit von drei Stunden ermitteln.

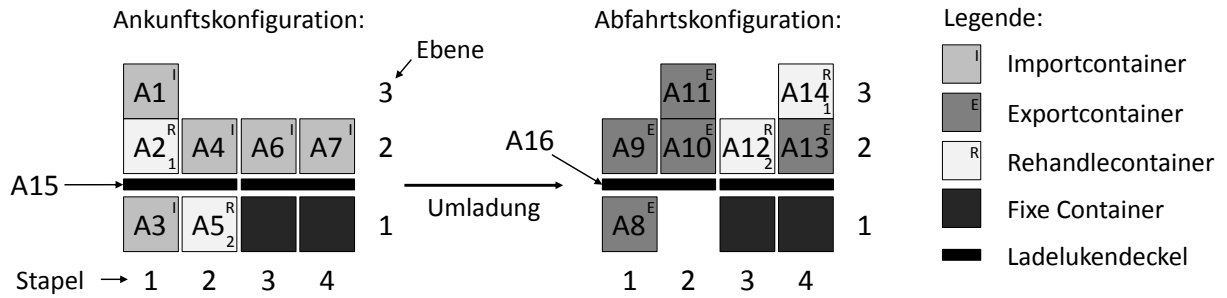


Abbildung 5.1: Beispielproblem für die Darstellung der entwickelten Lösungsverfahren

zwei Rehandlecontainer, wovon einer zur Containerkategorie 1 und der andere zur Containerkategorie 2 gehört. Folglich ist $G = \{1, 2\}$ und $g_A = 2$. Aus der Anfahrtskonfiguration der Ladebucht leiten sich insgesamt 8 Entladungsaufträge ab. Die Menge der Entladungsaufträge setzt sich wie folgt zusammen: $C^A = \{A1, A2, A3, A4, A5, A6, A7, A15\}$. Mit den Aufträgen A1, A3, A4, A6 und A7 ist jeweils die Entladung eines Importcontainers verbunden. Auftrag A2 und Auftrag A5 sehen jeweils die Entladung eines Rehandlecontainers vor, d. h. $C^{AR} = \{A2, A5\}$. Bei Auftrag A2 ist der Rehandlecontainer der Containerkategorie 1 und bei Auftrag A5 der Rehandlecontainer der Containerkategorie 2 auszuladen. Somit ist $C_1^A = \{A2\}$ und $C_2^A = \{A5\}$. Der Auftrag A15 steht für die Entladung des ersten Ladelukendeckels. Der zweite Ladelukendeckel muss nicht entnommen werden, weil unter dem zweiten Ladelukendeckel keine Container ein- oder auszuladen sind. Aus der Abfahrtskonfiguration der Ladebucht leiten sich insgesamt 8 Einladungsaufträge ab. Konkret ist $C^E = \{A8, A9, A10, A11, A12, A13, A14, A16\}$. Folglich ist $c_A = |C^A| + |C^E| = 8 + 8 = 16$. Die Aufträge A8, A9, A10, A11 und A13 stehen jeweils für die Einladung eines Exportcontainers. Mit den Aufträgen A12 und A14 ist jeweils die Einladung eines Rehandlecontainers verbunden ($C^{ER} = \{A12, A14\}$). Bei Auftrag A12 ist der Rehandlecontainer der Containerkategorie 2 und bei Auftrag A14 der Rehandlecontainer der Containerkategorie 1 einzuladen. Demnach ist $C_2^E = \{A12\}$ und $C_1^E = \{A14\}$. Der Auftrag A16 sieht die Einladung des ersten Ladelukendeckels vor. Insgesamt enthält die Menge der auszuführenden Aufträge C 17 Aufträge (einschließlich des Dummyauftrags 0) und setzt sich wie folgt zusammen: $C = \{0, A1, A2, A3, A4, A5, A6, A7, A8, A9, A10, A11, A12, A13, A14, A15, A16\}$. Außerdem ist $v_{A2}^1 = v_{A5}^2 = 1$ und $v_{A14}^1 = v_{A12}^2 = -1$. Für die übrigen Kombinationen aus $g \in G$ und $r \in C$ gilt: $v_r^g = 0$.

In Abbildung 5.2 (siehe S. 92) werden die zwischen den Entladungs- und Einladungsaufträgen bestehenden Vorrangbeziehungen dargestellt. Hinzu kommen die Vorrangbeziehungen, die zwischen dem Dummyauftrag 0 und den Entladungs- und Einladungsaufträgen bestehen. Insgesamt setzt sich die Menge der Vorrangbeziehungen damit wie folgt zusammen: $V = \{(0, A1), (0, A2), (0, A3), (0, A4), (0, A5), (0, A6), (0, A7), (0, A8), (0, A9), (0, A10), (0, A11), (0, A12), (0, A13), (0, A14), (0, A15), (0, A16), (A1, A2), (A2, A15), (A15, A3), (A3, A8), (A8, A16), (A16, A9), (A4, A15), (A15, A5), (A5, A16), (A16, A10), (A10, A11), (A6, A12), (A7, A13), (A13, A14)\}$.

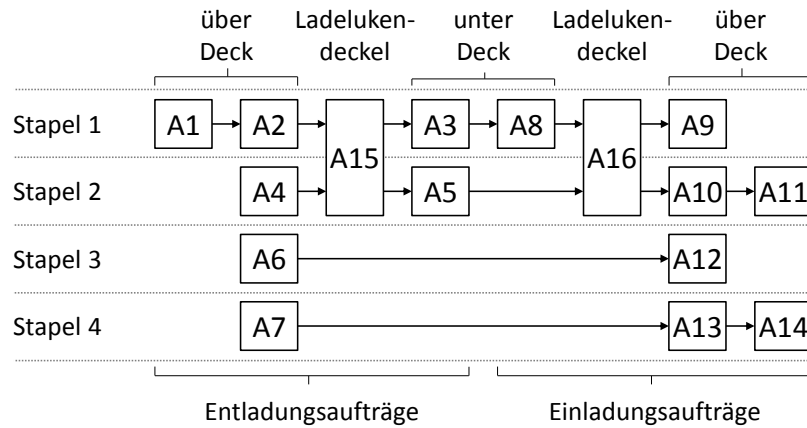


Abbildung 5.2: Bestehende Vorrangbeziehungen zwischen den Entladungs- und Einladungsaufträgen der Beispielinstant zur Beschreibung der Lösungsverfahren

Für das Beispielproblem werden vereinfachte (stellplatzunabhängige) Durchführungszeiten für die Leer- und Lastfahrten angenommen.²⁴⁶ Es gilt:

$$t_{sr}^{LE} = \begin{cases} 10 \text{ ZE, falls } s \in C^A \text{ und } r \in C^E \\ 10 \text{ ZE, falls } s \in C^E \text{ und } r \in C^A \\ 20 \text{ ZE, falls } s \in C^A \text{ und } r \in C^A \\ 20 \text{ ZE, falls } s \in C^E \text{ und } r \in C^E \\ 0 \text{ ZE, sonst.} \end{cases}$$

$$t_r^{LA} = \begin{cases} 100 \text{ ZE, falls } r \in C \setminus \{0\} \\ 0 \text{ ZE, sonst.} \end{cases}$$

$$t_{sr}^{LA,int} = 90 \text{ ZE, falls } s \in C_g^A \text{ und } r \in C_g^E, \text{ mit } g \in G.$$

Aus den Durchführungszeiten für die Leer- und Lastfahrten können unter Verwendung der Formeln (4.25) und (4.34) die Werte für c_{sr} bzw. d'_{sr} berechnet werden.²⁴⁷ Für c_{sr} ergibt sich:

$$c_{sr} = \begin{cases} 10 + 100 = 110 \text{ ZE, falls } s \in C^A \text{ und } r \in C^E \\ 10 + 100 = 110 \text{ ZE, falls } s \in C^E \text{ und } r \in C^A \\ 20 + 100 = 120 \text{ ZE, falls } s \in C^A \text{ und } r \in C^A \\ 20 + 100 = 120 \text{ ZE, falls } s \in C^E \text{ und } r \in C^E \\ 0 + 100 = 100 \text{ ZE, falls } s = 0 \text{ und } r \in C \setminus \{0\} \\ 0 + 0 = 0 \text{ ZE, sonst.} \end{cases}$$

²⁴⁶ Die Fahrzeiten wurden in Anlehnung an Meisel/Wichmann (2010) festgelegt. (Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 574f.)

²⁴⁷ Vgl. Abschnitt 4.2.2.2 auf S. 72 und Abschnitt 4.3.2 auf S. 82.

Die Werte für d'_{sr} lauten:

$$d'_{sr} = \begin{cases} 100 + 10 + 100 - 90 = 120 \text{ ZE,} & \text{falls } s \in C_g^A \text{ und } r \in C_g^E, \text{ mit } g \in G \\ 0 \text{ ZE,} & \text{sonst.} \end{cases}$$

Die Beispielinstantz wurde mit der Software AIMMS unter Verwendung des Solvers CPLEX 12.6 optimal gelöst. Die mit AIMMS ermittelte optimale Auftragsfolge Φ^* lautet: $\Phi^* = \langle 0, A7, A4, A6, A1, A13, A2, A14, A15, A3, A8, A5, A12, A16, A10, A11, A9 \rangle$. Der zugehörige Ziel-funktionswert, d. h. die minimale Abfertigungszeit der Ladebucht, beträgt 1590 ZE.

5.2 Ein GRASP-Ansatz zur Lösung des CSPLC

In diesem Abschnitt wird ein auf der Metaheuristik GRASP basierender Ansatz zur Lösung des CSPLC vorgestellt. Der Abschnitt untergliedert sich wie folgt. In Abschnitt 5.2.1 werden zunächst einige Grundlagen bezüglich der Metaheuristik GRASP erläutert.²⁴⁸ Anschließend werden die Konstruktionsphase (Abschnitt 5.2.2) und die Verbesserungsphase (Abschnitt 5.2.3) des entwickelten GRASP-Ansatzes beschrieben.

5.2.1 Grundlagen zur Metaheuristik GRASP

Bei GRASP (Greedy Randomized Adaptive Search Procedures) handelt es sich um eine iterative Metaheuristik zur Lösung kombinatorischer Optimierungsprobleme. Die Methodik wurde erst-

```

1: while Abbruchkriterium nicht erfüllt do
2:    $Lsg := \text{Randomisiertes\_Greedy\_Konstruktionsverfahren}();$ 
3:    $Lsg := \text{Lokales\_Suchverfahren}(Lsg);$ 
4:   Aktualisiere_Loesung( $Lsg, Lsg^{best}$ );
5: end while
6: return  $Lsg^{best}$ ;

```

Abbildung 5.3: Grundstruktur der Metaheuristik GRASP (*Quelle:* in Anlehnung an Resende/Ribeiro (2003), S. 220)

mals in Feo/Resende (1995) beschrieben.²⁴⁹ Die Grundstruktur der Metaheuristik GRASP wird in Abbildung 5.3 als Pseudocode dargestellt. Jede Iteration besteht aus einer *Konstruktionsphase* und einer *Verbesserungsphase*. In der Konstruktionsphase wird ein Greedy-Konstruktionsverfahren aufgerufen, dessen Aufgabe darin besteht, eine zulässige Lösung Lsg für das Problem

²⁴⁸ Die Metaheuristik GRASP wird in dieser Arbeit nur in dem Maße erläutert, wie es für die Darstellung des entwickelten GRASP-Ansatzes zur Lösung des CSPLC notwendig ist. Ausführlichere Darstellungen der Metaheuristik GRASP sind beispielsweise in Resende/Ribeiro (2003), Festa/Resende (2009c) und Resende/Ribeiro (2010) zu finden. Einen umfangreichen Literaturüberblick zu GRASP geben Festa/Resende (2002), Festa/Resende (2009a) und Festa/Resende (2009b).

²⁴⁹ Den ersten konkreten GRASP-Ansatz entwickelten Feo und Resende bereits 1989 (siehe Feo/Resende (1989)).

zu generieren (Abb. 5.3:2). Das Konstruktionsverfahren wird als *greedy* (dt. gierig) bezeichnet, weil in jeder Iteration (des Konstruktionsverfahrens) die kleinstmögliche Erhöhung oder größtmögliche Verbesserung des Zielfunktionswertes der aktuellen Teillösung angestrebt wird.²⁵⁰ Um unterschiedliche Lösungen generieren zu können, enthält das Greedy-Konstruktionsverfahren eine zufällige Komponente, wodurch es zu den stochastischen (randomisierten) Verfahren zählt.²⁵¹ In der Verbesserungsphase wird versucht, die erzeugte Lösung L_{sg} durch die Anwendung eines lokalen Suchverfahrens zu verbessern (Abb. 5.3:3). Dabei werden typischerweise einfache Verbesserungsverfahren verwendet.²⁵² Die Einbindung komplexer lokaler Suchverfahren basierend auf Metaheuristiken, wie z. B. Tabu Search, Simulated Annealing, Genetische Algorithmen etc., ist ebenfalls möglich.²⁵³ Nachdem die beiden Phasen durchlaufen wurden, wird (falls erforderlich) die bis dahin beste gefundene Lösung L_{sg}^{best} aktualisiert (Abb. 5.3:4). Konkret wird in diesem Schritt überprüft, ob die in der aktuellen Iteration gefundene Lösung L_{sg} eine neue beste Lösung für das Problem darstellt. Ist dies der Fall, wird die bis dahin beste gefundene Lösung L_{sg}^{best} durch L_{sg} ersetzt.²⁵⁴ Die Schritte werden solange wiederholt, bis ein zuvor festgelegtes Abbruchkriterium (z. B. maximale Anzahl an Iterationen, maximale Rechenzeit etc.) erfüllt ist (Abb. 5.3:1). Danach endet das Verfahren mit der Rückgabe der bis dahin besten gefundenen Lösung L_{sg}^{best} (Abb. 5.3:6).²⁵⁵

Ein GRASP-Ansatz zur Lösung des CSPLC ist vielversprechend, weil sowohl in der Konstruktionsphase als auch in der Verbesserungsphase problemspezifisches Wissen eingebunden werden kann.²⁵⁶ Zudem wurde bereits in Meisel/Wichmann (2010) gezeigt, dass sich mit einem GRASP-Ansatz gute Ergebnisse bei der Lösung eines CSP erzielen lassen.²⁵⁷ Zur Lösung des CSPLC wurde deshalb ein GRASP-Ansatz entwickelt, dessen Vorgehen sich weitgehend am GRASP-Ansatz von Meisel und Wichmann orientiert.²⁵⁸ Die generelle Vorgehensweise dieses Verfahrens entspricht der oben beschriebenen Grundstruktur der Metaheuristik GRASP. In jeder Iteration wird folglich erst die Konstruktionsphase und dann die Verbesserungsphase durchlaufen. Das Verfahren bricht nach einer vorgegebenen Anzahl an Iterationen ab (Abbruchkriterium) und gibt die bis dahin beste gefundene Lösung aus. Nachfolgend werden die Konstruktionsphase und die Verbesserungsphase des entwickelten GRASP-Ansatzes genauer beschrieben.

²⁵⁰ Vgl. Domschke/Drexl (2007), S. 129.

²⁵¹ Vgl. Abschnitt 3.1.3 auf S. 36.

²⁵² Vgl. Resende/Ribeiro (2003), S. 221, Talbi (2009), S. 165 und Resende/Ribeiro (2010), S. 285.

²⁵³ Vgl. Gendreau/Potvin (2005), S. 191, Talbi (2009), S. 165 und Festa/Resende (2009c). Die Einbindung dieser und anderer Metaheuristiken in die Grundstruktur von GRASP wird in Festa/Resende (2009c) dargestellt.

²⁵⁴ Vgl. Festa/Resende (2009c), S. 77.

²⁵⁵ Bei der *Semi-Greedy-Heuristik* von Hart/Shogan (1987) ist das Vorgehen sehr ähnlich. Auch bei diesem Verfahren wird in jeder Iteration ein randomisiertes Greedy-Konstruktionsverfahren aufgerufen. Im Unterschied zur Metaheuristik GRASP kommt aber kein lokales Suchverfahren zum Einsatz, um die erzeugte Lösung zu verbessern. (Vgl. Hart/Shogan (1987).)

²⁵⁶ Vgl. Resende/Ribeiro (2003), S. 241.

²⁵⁷ Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 590.

²⁵⁸ Für eine Beschreibung des GRASP-Ansatzes von Meisel und Wichmann siehe Meisel/Wichmann (2010), S. 580-584.

5.2.2 Konstruktionsphase

Für die Beschreibung der Konstruktionsphase werden folgende Symbole vereinbart:

l_A	Anzahl der Ladelukendeckel in der Ladebucht.
L	Indexmenge an Ladelukendeckeln, $L = \{1, 2, \dots, l_A\}$.
Ψ	Kandidatenliste.
δ_r	Bewertung des Auftrags $r \in \Psi$.
ψ_r	Auswahlwahrscheinlichkeit des Auftrags $r \in \Psi$.
Ω	Menge der noch nicht eingeplanten Aufträge.
Φ	aktuelle Auftragsfolge (Liste der bereits eingeplanten Aufträge).
i^M	markierter Stapel.
l^M	markierter Ladelukendeckel.
q^g	aktueller Bestand an Rehandlecontainern der Containerkategorie $g \in G$ im Pufferbereich.

Außerdem bezeichne i_r den Stapel und l_r den Ladelukendeckel des Auftrag $r \in C$. Die Werte für i_r und l_r ergeben sich wie folgt. Ist einem Auftrag r kein Stapel zugeordnet, dann ist $i_r = 0$. Ist einem Auftrag r kein Ladelukendeckel zugeordnet, dann ist $l_r = 0$. Für den Dummyauftrag gilt: $l_0 = i_0 = 0$. Sieht der Auftrag r die Bewegung eines Ladelukendeckels $l \in L$ vor, ist $i_r = 0$ und $l_r = l$. Sieht der Auftrag r die Entladung oder die Einladung eines Containers h vor, werden i_r und l_r durch den Stellplatz des zu bewegenden Containers h an Bord des Containerschiffs vorgegeben. Konkret ist i_r der Stapel $i \in I$, aus dem bzw. in den der Container h zu entladen bzw. einzuladen ist. Falls sich der Stellplatz des zu bewegenden Containers h (gemäß Ankunfts- bzw. Abfahrtskonfiguration) über oder unter einem Ladelukendeckel $l \in L$ befindet, ist $l_r = l$. Anderenfalls ist $l_r = 0$.

Des Weiteren sei für jeden Stapel $i \in I$ die Auftragsmenge C_i^{AS} , mit $C_i^{AS} \subseteq C^A$, und für jeden Ladelukendeckel $l \in L$ die Auftragsmenge C_l^{AL} , mit $C_l^{AL} \subseteq C^A$, gegeben. Die Auftragsmenge C_i^{AS} enthält alle Aufträge, die die Entladung eines Containers aus dem Stapel i vorsehen. Folglich gilt: $C_i^{AS} = \{r \in C^A : i_r = i\}$. Die Zusammensetzung der Auftragsmenge C_l^{AL} ist davon abhängig, ob der Ladelukendeckel l bei der Abfertigung der Ladebucht entladen werden muss oder nicht. Muss der Ladelukendeckel l entladen werden, enthält C_l^{AL} den Auftrag, der die Entladung des Ladelukendeckels l vorsieht, sowie alle Aufträge, die die Entladung eines Containers vorsehen, der sich in der Abfahrtskonfiguration über oder unter dem Ladelukendeckel l befindet, d. h. $C_l^{AL} = \{r \in C^A : l_r = l\}$. Muss der Ladelukendeckel l nicht entladen werden, so ist $C_l^{AL} = \emptyset$. Für das Verfahren werden außerdem die Mengen C_0^{AS} und C_0^{AL} benötigt, wobei $C_0^{AS} = C_0^{AL} = \emptyset$ gilt.

Das Ziel der Konstruktionsphase besteht darin, eine zulässige Lösung (Auftragsfolge) für die Problem Instanz zu generieren. Die Lösungskonstruktion erfolgt prinzipiell durch die iterative

Verlängerung bisheriger Auftragsfolgen (Teillösungen). Begonnen wird mit einer Auftragsfolge, welche nur aus dem Dummyauftrag 0 besteht. In jeder Iteration wird die (aktuelle) Auftragsfolge um einen Auftrag verlängert. Das Konstruktionsverfahren endet, sobald alle Aufträge in die Auftragsfolge aufgenommen wurden und damit eine vollständige zulässige Lösung für das Problem vorliegt.

```

1: Setze  $l^M := 0$ ;  $i^M := 0$ ;  $\Phi := \langle 0 \rangle$ ;  $\Omega := C \setminus \{0\}$ ;  $\Psi := \emptyset$ ;  $q^g := 0$ ,  $\forall g \in G$ ;
2: while  $\Omega \neq \emptyset$  do
3:   for all  $r \in \Omega$  do
4:     if  $\nexists (s, r) \in V$  mit  $s \in \Omega$  then
5:       Setze  $\Psi := \Psi \cup \{r\}$ ;
6:       for all  $g \in G$  do
7:         if  $r \in C_g^E$  and  $q^g = 0$  then
8:           Setze  $\Psi := \Psi \setminus \{r\}$ ;
9:         end if
10:      end for
11:     end if
12:   end for
13:   if  $\Psi \cap C_{l^M}^{AL} \neq \emptyset$  then
14:     Setze  $\Psi := (\Psi \setminus C^A) \cup (\Psi \cap C_{l^M}^{AL})$ ;
15:   end if
16:   if  $\Psi \cap C_{i^M}^{AS} \neq \emptyset$  then
17:     Setze  $\Psi := (\Psi \setminus C^A) \cup (\Psi \cap C_{i^M}^{AS})$ ;
18:   end if
19:   Berechne die Bewertung  $\delta_r$  für alle Aufträge  $r \in \Psi$ ;
20:   Berechne die individuelle Auswahlwahrscheinlichkeit  $\psi_r$  für alle Aufträge  $r \in \Psi$ ;
21:   Wähle einen Auftrag  $r'$  aus der Kandidatenliste  $\Psi$  zufällig aus;
22:   Setze  $\Phi := \langle \Phi, r' \rangle$ ;
23:   Setze  $\Omega := \Omega \setminus \{r'\}$  und  $\Psi := \emptyset$ ;
24:   if  $r' \in C^A$  then
25:     Setze  $i^M := i_{r'}$  und  $l^M := l_{r'}$ ;
26:   end if
27:   for all  $g \in G$  do
28:     if  $r' \in C_g^A$  then
29:       Setze  $q^g := q^g + 1$ ;
30:     end if
31:     if  $r' \in C_g^E$  then
32:       Setze  $q^g := q^g - 1$ ;
33:     end if
34:   end for
35: end while
36: return  $\Phi$ ;

```

Abbildung 5.4: Pseudocode der Konstruktionsphase des GRASP-Ansatzes

In Abbildung 5.4 wird die Konstruktionsphase des GRASP-Ansatzes als Pseudocode dargestellt. Zu Beginn werden l^M , i^M , Φ , Ω und Ψ sowie q^g für alle Containerkategorien $g \in G$ initialisiert (Abb. 5.4:1). Anschließend wird eine While-Schleife aufgerufen (Abb. 5.4:2 – Abb.

5.4:35). In jeder Iteration (der While-Schleife) werden vier Phasen durchlaufen: (a) Erstellen der Kandidatenliste (Abb. 5.4:3 – Abb. 5.4:12), (b) Einschränken der Kandidatenliste (Abb. 5.4:13 – Abb. 5.4:18), (c) Auswählen eines Auftrags (Abb. 5.4:19 – Abb. 5.4:21) und (d) Aktualisieren der aktuellen Auftragsfolge (Abb. 5.4:22 – Abb. 5.4:34). Sobald alle Aufträge in die aktuelle Auftragsfolge aufgenommen wurden ($\Omega = \emptyset$), liegt eine vollständige zulässige Lösung vor und die While-Schleife wird verlassen. Das Konstruktionsverfahren endet mit der Rückgabe der aktuellen Auftragsfolge Φ (Abb. 5.4:36).

- (a) **Erstellen der Kandidatenliste:** In dieser Phase der Iteration werden aus der Menge Ω alle Aufträge identifiziert, die in die aktuelle Auftragsfolge Φ aufgenommen werden können. Dabei sind die Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen und die Bestandsrestriktionen zu berücksichtigen. Konkret kann ein Auftrag $r \in \Omega$ nur dann in Φ aufgenommen werden, wenn keine Vorrangbeziehung $(s, r) \in V$ mit $s \in \Omega$ existiert (Einhaltung der Vorrangbeziehungen). Sieht der Auftrag r die Einladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie $g \in G$ vor ($r \in C_g^E$), muss sich zudem mindestens ein Rehandlecontainer der Containerkategorie g im Pufferbereich befinden ($q^g > 0$), damit der Auftrag r in die Auftragsfolge Φ aufgenommen werden kann (Einhaltung der Bestandsrestriktionen). Alle zulässigen Aufträge werden in der Kandidatenliste Ψ abgelegt.
- (b) **Einschränken der Kandidatenliste:** Gute Lösungen zeichnen sich durch eine hohe Anzahl an Doppelspielen und schiffsinternen Umladungen aus. Für beide Konstellationen (Doppelspiel und schiffsinterne Umladung) sind stets ein Entladungsauftrag und ein Einladungsauftrag erforderlich. Aufgrund der Vorrangbeziehungen zwischen den Aufträgen befinden sich in den ersten Iterationen des Konstruktionsverfahrens meist nur Entladungsaufträge in der Kandidatenliste. Damit möglichst bald im Konstruktionsprozess auch Einladungsaufträge in der Kandidatenliste enthalten sind, wird eine lukenweise und eine stapelweise Entladung der Container angestrebt. In dieser Phase der Iteration werden deshalb (falls erforderlich) eine oder mehrere zulässige Aufträge gezielt wieder aus der Kandidatenliste Ψ entfernt. Dadurch soll die Bildung von Doppelspielen und schiffsinternen Umladungen bei der Konstruktion einer zulässigen Lösung begünstigt werden. Die Einschränkung der Kandidatenliste wird in zwei Schritten vollzogen.
- (1) Enthält die Kandidatenliste Ψ mindestens einen Auftrag aus der Auftragsmenge des markierten Ladelukendeckels l^M ($\Psi \cap C_{l^M}^{AL} \neq \emptyset$), werden alle Entladungsaufträge, die sich nicht in der Auftragsmenge des markierten Ladelukendeckels befinden, aus der Kandidatenliste entfernt ($\Psi := (\Psi \setminus C^A) \cup (\Psi \cap C_{l^M}^{AL})$).
 - (2) Enthält die Kandidatenliste Ψ einen Auftrag aus der Auftragsmenge des markierten Stapels i^M ($\Psi \cap C_{i^M}^{AS} \neq \emptyset$), werden alle Entladungsaufträge, die sich nicht in der Auftragsmenge des markierten Stapels befinden, aus der Kandidatenliste entfernt ($\Psi := (\Psi \setminus C^A) \cup (\Psi \cap C_{i^M}^{AS})$).

- (c) **Auswählen eines Auftrags:** In dieser Phase der Iteration wird aus der Kandidatenliste Ψ genau ein Auftrag r' zufällig ausgewählt. Hierfür wird die individuelle Auswahlwahrscheinlichkeit ψ_r für jeden Auftrag $r \in \Psi$ berechnet. Es gilt

$$\psi_r = \frac{(1/\delta_r)}{\sum_{s \in \Psi} (1/\delta_s)}. \quad (5.1)$$

δ_r stellt dabei eine Bewertung für die Platzierung des Auftrags $r \in \Psi$ am Ende der aktuellen Auftragsfolge Φ dar und bezieht sich auf die Veränderung des Zielfunktionswertes von Φ , falls Φ um den Auftrag r verlängert wird. In die Bewertung δ_r geht zum einen die benötigte Zeit für die Durchführung des Auftrags r ein. Zum anderen wird die Höhe der Zeitersparnis berücksichtigt, die sich ergibt, falls Auftrag r am Ende der aktuellen Auftragsfolge platziert wird. Es sei v der letzte Auftrag in der aktuellen Auftragsfolge Φ . Die Berechnungsvorschrift für δ_r lautet dann

$$\delta_r = c_{vr} - d_{vr} + d^{max} \quad \forall r \in \Psi, \quad (5.2)$$

wobei d^{max} die maximale Zeitersparnis ist, die sich durch die Aufnahme eines Auftrags $s \in \Psi$ in die aktuelle Auftragsfolge Φ erzielen lässt, d. h.

$$d^{max} = \max\{d_{vs} : s \in \Psi\}. \quad (5.3)$$

Die Addition von d^{max} soll eine Division durch Null bei der Berechnung der individuellen Auswahlwahrscheinlichkeiten in Formel (5.1) verhindern. Je schlechter die Bewertung für die Platzierung des Auftrags r am Ende der aktuellen Auftragsfolge, d. h. je größer der Wert δ_r , umso geringer ist die Auswahlwahrscheinlichkeit des Auftrags r . Die Auswahl eines Auftrags $r' \in \Psi$ erfolgt letztlich zufällig mittels der Roulette-Rad-Selektion²⁵⁹ (engl. *roulette wheel selection*) unter Berücksichtigung der berechneten Auswahlwahrscheinlichkeiten.

- (d) **Aktualisieren der aktuellen Auftragsfolge:** In dieser Phase der Iteration wird die aktuelle Auftragsfolge Φ um den ausgewählten Auftrag r' verlängert. Der ausgewählte Auftrag r' wird dabei an das Ende der aktuellen Auftragsfolge Φ gesetzt. Anschließend wird r' aus der Menge der noch nicht eingeplanten Aufträge entfernt ($\Omega := \Omega \setminus \{r'\}$) und die Kandidatenliste wird geleert ($\Psi := \emptyset$). Handelt es sich bei r' um einen Entladungsauftrag ($r' \in C^A$), wird der markierte Stapel und der markierte Ladelukendeckel aktualisiert ($i^M := i_{r'}$ und $l^M := l_{r'}$). Sieht der ausgewählte Auftrag r' die Einladung oder die Entladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie $g \in G$ vor, wird der aktuelle

²⁵⁹ Für eine Erläuterung der Roulette-Rad-Selektion siehe z. B. Talbi (2009), S. 206f.

Bestand an Rehandlecontainern der Containerkategorie g im Pufferbereich (q^g) entsprechend aktualisiert.

Beispiel 5.1: Abbildung 5.5 zeigt eine zulässige Lösung (Auftragsfolge) für die Beispielinstantz aus Abschnitt 5.1.2, welche durch das randomisierte Greedy-Konstruktionsverfahren erzeugt wurde. Die Auftragsfolge enthält alle 17 Aufträge einschließlich des Dummyauftrags 0. Für jede Position in der Auftragsfolge wird der entsprechende Auftrag $r \in C$, der Typ des Auftrags r (Entladungsauftrag (A) oder Einladungsauftrag (E)), der Stapel des Auftrags r (i_r), der Ladelukendeckel des Auftrags r (l_r) und die Anzahl der Rehandlecontainer der Containerkategorie 1 und 2, die sich nach der Ausführung des Auftrags r im Pufferbereich befinden (q_r^1 bzw. q_r^2), angegeben. Beispielsweise steht an der fünften Position in der Auftragsfolge der Auftrag A2. Dieser Auftrag sieht die Entladung eines Containers vor, der in Stapel 1 über dem ersten Ladelukendeckel steht. Demnach ist $i_{A2} = 1$ und $l_{A2} = 1$. Nach der Ausführung des Auftrags A2 befindet sich im Pufferbereich ein Rehandlecontainer der Containerkategorie 1 ($q_{A2}^1 = 1$). Rehandlecontainer der Containerkategorie 2 sind nicht im Pufferbereich vorhanden ($q_{A2}^2 = 0$). Auftrag A2 wird in der Auftragsfolge unmittelbar nach Auftrag A1 ausgeführt. Da beide Aufträge zu den Entladungsaufträgen zählen ($A1, A2 \in C^A$), fallen in der Zielfunktion $c_{A1,A2} - d'_{A1,A2} = 120 - 0 = 120$ ZE an. Insgesamt führt die dargestellte Auftragsfolge zu einer Abfertigungszeit der Ladebucht von $100 + 5 \cdot 110 + 10 \cdot 120 = 1850$ ZE.

Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A2	A13	A15	A5	A3	A14	A8	A6	A12	A16	A9	A10	A11	
$c_{sr} - d'_{sr}$:		\uparrow_{100}	\uparrow_{120}	\uparrow_{120}	\uparrow_{120}	\uparrow_{110}	\uparrow_{110}	\uparrow_{120}	\uparrow_{120}	\uparrow_{110}	\uparrow_{120}	\uparrow_{110}	\uparrow_{110}	\uparrow_{120}	\uparrow_{120}	\uparrow_{120}	\uparrow_{120}	$\Sigma=1850$ ZE
Typ:	-	A	A	A	A	E	A	A	A	E	E	A	E	E	E	E	E	
i_r :	0	4	2	1	1	4	0	2	1	4	1	3	3	0	1	2	2	
l_r :	0	2	1	1	1	2	1	1	1	2	1	2	2	1	1	1	1	
q_r^1 :	0	0	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	
q_r^2 :	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0	0	0	

Abbildung 5.5: Auftragsfolge, die durch das randomisierte Greedy-Konstruktionsverfahren erzeugt wurde

Zur Veranschaulichung der in einer Iteration durchzuführenden Schritte wird die fünfte Iteration des randomisierten Greedy-Konstruktionsverfahrens genauer betrachtet. Zu Beginn der fünften Iteration besteht die aktuelle Auftragsfolge Φ aus den ersten fünf Aufträgen der in Abbildung 5.5 dargestellten vollständigen Lösung, d. h. $\Phi = \langle 0, A7, A4, A1, A2 \rangle$. Alle übrigen, nicht in der aktuellen Auftragsfolge Φ enthaltenen Aufträge bilden die Menge der noch nicht eingeplanten Aufträge Ω . Demzufolge ist $\Omega = \{A3, A5, A6, A8, A9, A10, A11, A12, A13, A14, A15, A16\}$. Auftrag A2 ist der letzte Entladungsauftrag, der in die aktuelle Auftragsfolge Φ aufgenommen wurde. Deshalb ist $i^M = i_{A2} = 1$ und $l^M = l_{A2} = 1$. Die Anzahl der Rehandlecontainer, die sich nach der Ausführung der aktuellen Auftragsfolge Φ im Pufferbereich befinden,

kann der Abbildung 5.5 entnommen werden. Es ist $q^1 = q_{A2}^1 = 1$ und $q^2 = q_{A2}^2 = 0$. Die Auftragsmengen C_i^{AS} der vier Stapel setzen sich wie folgt zusammen: $C_1^{AS} = \{A1, A2, A3\}$, $C_2^{AS} = \{A4, A5\}$, $C_3^{AS} = \{A6\}$ und $C_4^{AS} = \{A7\}$. Für die Auftragsmengen C_i^{AL} der beiden Ladelukendeckel gilt: $C_1^{AL} = \{A15, A1, A2, A3, A4, A5\}$ und $C_2^{AL} = \emptyset$.²⁶⁰ Zudem ist $C_0^{AS} = C_0^{AL} = \emptyset$.

- (a) **Erstellen der Kandidatenliste:** In der fünften Iteration können aus der Menge Ω nur die drei Aufträge A6, A13 und A15 in die aktuelle Auftragsfolge Φ aufgenommen werden. Für alle übrigen r Aufträge in der Menge Ω ($r \in \Omega \setminus \{A6, A13, A15\}$) existiert jeweils eine Vorrangbeziehung $(s, r) \in V$ mit $s \in \Omega$.²⁶¹ Die drei zulässigen Aufträge werden in die leere Kandidatenliste Ψ aufgenommen. Am Ende der ersten Phase der fünften Iteration ist $\Psi = \{A6, A13, A15\}$.
- (b) **Einschränken der Kandidatenliste:** Die Kandidatenliste Ψ enthält mit Auftrag A15 einen Auftrag aus der Auftragsmenge des markierten Ladelukendeckels ($\Psi \cap C_1^{AL} = \{A15\} \neq \emptyset$). Deshalb werden alle Entladungsaufträge aus der Kandidatenliste Ψ entfernt, die nicht auch in der Auftragsmenge C_1^{AL} enthalten sind. Nach diesem Schritt ist $\Psi = \{A13, A15\}$. Weil die Kandidatenliste Ψ keinen Auftrag aus der Auftragsmenge des markierten Stapels enthält ($\Psi \cap C_1^{AS} = \emptyset$), wird Ψ anschließend nicht weiter eingeschränkt. Am Ende der zweiten Phase der fünften Iteration ist $\Psi = \{A13, A15\}$.
- (c) **Auswählen eines Auftrags:** Für die Berechnung der individuellen Auswahlwahrscheinlichkeiten der in Ψ enthaltenen Aufträge A13 und A15 sind zunächst die Bewertungen δ_{A13} und δ_{A15} zu ermitteln. Der letzte Auftrag in der aktuellen Auftragsfolge Φ ist der Entladungsauftrag A2. Somit ist $d^{max} = \max\{d'_{A2,A13}, d'_{A2,A15}\} = \max\{0, 0\} = 0$. Aus der Berechnungsvorschrift (5.2) folgt: $\delta_{A13} = c_{A2,A13} - d'_{A2,A13} + d^{max} = 110 - 0 + 0 = 110$ und $\delta_{A15} = c_{A2,A15} - d'_{A2,A15} + d^{max} = 120 - 0 + 0 = 120$. Anschließend können die individuellen Auswahlwahrscheinlichkeiten gemäß Formel (5.1) berechnet werden. So ist $\psi_{A13} = \frac{(1/110)}{(1/110+1/120)} = 0,5217$ und $\psi_{A15} = \frac{(1/120)}{(1/110+1/120)} = 0,4783$. Der Abbildung 5.5 kann entnommen werden, dass in der fünften Iteration der Auftrag A13 zufällig ausgewählt wurde.
- (d) **Aktualisieren der aktuellen Auftragsfolge:** In der vierten Phase der fünften Iteration wird die aktuelle Auftragsfolge Φ um den ausgewählten Auftrag A13 verlängert. Daraus folgt $\Phi = \langle 0, A7, A4, A1, A2, A13 \rangle$. Zudem wird der Auftrag A13 aus der Menge der noch nicht eingeplanten Aufträge Ω entfernt und die Kandidatenliste geleert, d. h. am Ende der fünften Iteration ist $\Omega = \{A3, A5, A6, A8, A9, A10, A11, A12, A14, A15, A16\}$

²⁶⁰ Die Auftragsmenge des zweiten Ladelukendeckels enthält keine Aufträge, weil der zweite Ladelukendeckel nicht entladen werden muss.

²⁶¹ Der Auftrag A12 kann zum Beispiel wegen der Vorrangbeziehung $(A6, A12) \in V$ nicht in Φ aufgenommen werden.

und $\Psi = \emptyset$. Weil der ausgewählte Auftrag A13 die Einladung eines Exportcontainers vorsieht, ist eine Aktualisierung des Bestands an Rehandlecontainern im Pufferbereich nicht notwendig. Zudem bleiben der markierte Stapel und der markierte Ladelukendeckel unverändert.

5.2.3 Verbesserungsphase

Das Ziel der Verbesserungsphase des GRASP-Ansatzes besteht darin, die zuvor konstruierte zulässige Lösung (Auftragsfolge) zu verbessern. In Anlehnung an Meisel/Wichmann (2010) wurden hierfür zwei lokale Suchverfahren entwickelt, welche alternativ in der Verbesserungsphase eingesetzt werden können. Bei den beiden lokalen Suchverfahren kommen insgesamt vier unterschiedliche Verschiebestrategien zur Anwendung. In Abschnitt 5.2.3.1 werden zunächst die vier Verschiebestrategien vorgestellt. Anschließend werden in Abschnitt 5.2.3.2 die beiden lokalen Suchverfahren beschrieben.

5.2.3.1 Verschiebestrategien

Zur Verbesserung der Lösung werden vier unterschiedliche Verschiebestrategien vorgeschlagen: die Best Shift Left Strategie (BSLS), die Best Shift Right Strategie (BSRS), die First Shift Strategie (FSS) und die Merging Strategie (MS). Die ersten drei Verschiebestrategien (BSLS, BSRS und FSS) versuchen jeweils zu einer besseren Lösung zu gelangen, indem in der Auftragsfolge Φ ein Auftrag von seiner aktuellen Position an eine andere Position verschoben wird. Bei der vierten Verschiebestrategie (MS) wird gezielt versucht, die Anzahl der schiffsinternen Umladungen zu erhöhen, indem zwei Aufträge, von denen einer die Entladung und einer die Einladung eines Rehandlecontainers vorsieht, so in der Auftragsfolge Φ verschoben werden, dass der Entladungsauftrag unmittelbar vor dem Einladungsauftrag durchgeführt wird. Nachfolgend werden die vier Verschiebestrategien genauer beschrieben. Hierfür seien die folgenden Symbole vereinbart:

- p_A Anzahl der Positionen in der Auftragsfolge Φ , wobei $p_A = c_A + 1$.
- P Indexmenge an Positionen in der Auftragsfolge Φ , $P = \{1, 2, \dots, p_A\}$.
- $\Phi[p]$ Auftrag, der an der p -ten Position in der aktuellen Auftragsfolge Φ steht, mit $p \in P$.
Es gilt: $\Phi[1] = 0$.
- Φ_r^V Verschiebeintervall des Auftrags $r \in \Phi$, wobei
 $\Phi_r^V = \Phi[\underline{p}_r^V .. \bar{p}_r^V] = \langle \Phi[\underline{p}_r^V], \Phi[\underline{p}_r^V + 1], \dots, \Phi[\bar{p}_r^V] \rangle$.
- \underline{p}_r^V Position in der aktuellen Auftragsfolge Φ , welche die untere Grenze des Verschiebeintervalls von Auftrag $r \in \Phi$ markiert, wobei $\underline{p}_r^V \in P$.
- \bar{p}_r^V Position in der aktuellen Auftragsfolge Φ , welche die obere Grenze des Verschiebeintervalls von Auftrag $r \in \Phi$ markiert, wobei $\bar{p}_r^V \in P$.
- p_r Position des Auftrags r in der Auftragsfolge Φ , wobei $p_r \in P$.

- P_r^V Menge der zulässigen Verschiebepositionen des Auftrags $r \in \Phi$, wobei $P_r^V \subseteq P$.
- g_r Containerkategorie des Auftrags r , mit $r \in C^{AR} \cup C^{ER}$, wobei $g_r \in G$. Es gilt: $g_r = g$, mit $g \in G$, falls $r \in C_g^A \cup C_g^E$.

Um die Bildung unzulässiger Lösungen zu vermeiden, sind bei der Verschiebung eines Auftrags innerhalb der Auftragsfolge Φ stets die Vorrangbeziehungen und die Bestandsrestriktionen zu berücksichtigen. Für die Verschiebestrategien werden daher die sogenannten *Verschiebeintervalle* der Aufträge benötigt. Das Verschiebeintervall $\Phi_r^V = \Phi[\underline{p}_r^V .. \bar{p}_r^V]$ eines Auftrags $r \in \Phi$ kennzeichnet den größtmöglichen Abschnitt der Auftragsfolge Φ , in welchem der Auftrag r hinter jeden Auftrag $s \in \Phi_r^V \setminus \{r\}$ verschoben werden kann (d. h. r wäre dann unmittelbarer Nachfolger von s), ohne dass dadurch eine Vorrangbeziehung oder eine Bestandsrestriktion verletzt wird. Aus dem Verschiebeintervall Φ_r^V können die zulässigen Positionen abgeleitet werden, an die Auftrag r in der Auftragsfolge Φ verschoben werden kann. Es gilt: $P_0^V = \emptyset$ und $P_r^V = \{\underline{p}_r^V + 1, \underline{p}_r^V + 2, \dots, \bar{p}_r^V - 1, \bar{p}_r^V\} \quad \forall r \in \Phi \setminus \{0\}$.

Best Shift Left Strategie

Bei dieser Strategie soll zu besseren Lösungen gelangt werden, indem Aufträge von ihrer aktuellen Position an eine frühere (d. h. an eine kleinere) Position in der Auftragsfolge verschoben werden. Die BSLS kann wie folgt beschrieben werden: Gegeben sei die zu verbessernde Auftragsfolge Φ .

- Initialisierung: Setze $p := 1$.
- Schritt 1: Ermittle für den Auftrag r , der an der p -ten Position in der Auftragsfolge Φ steht ($r = \Phi[p]$), das Verschiebeintervall Φ_r^V . Gehe zu Schritt 2.
- Schritt 2: Ermittle für den Auftrag r die Menge der zulässigen Verschiebepositionen P_r^V . Gehe zu Schritt 3.
- Schritt 3: Ermittle $P' = \{p' \in P_r^V : p' < p\}$. Falls $P' = \emptyset$, gehe zu Schritt 6. Andernfalls gehe zu Schritt 4.
- Schritt 4: Ermittle die Verschiebeposition $p^* \in P'$, bei der – im Falle einer Verschiebung von Auftrag r an die Position p^* – die größte Verbesserung des aktuellen Zielfunktionswertes der Auftragsfolge Φ erzielt wird. Gibt es mehr als ein p^* , dann wähle unter ihnen die kleinste Position. Führt keine Verschiebung des Auftrags r zu einer Verbesserung des Zielfunktionswertes, gehe zu Schritt 6. Ansonsten gehe zu Schritt 5.
- Schritt 5: Verschiebe den Auftrag r in der Auftragsfolge Φ von seiner aktuellen Position p an die Position p^* . Gehe zu Schritt 6.
- Schritt 6: Falls $p = p_A$, gib die Auftragsfolge Φ zurück und brich das Verfahren ab. Andernfalls setze $p := p + 1$ und gehe zu Schritt 1.

(a)																	
Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A2	A13	A15	A5	A3	A14	A8	A6	A12	A16	A9	A10	A11
$c_{sr} - d'_{sr}$:	100	120	120	120	110	110	120	120	110	120	110	110	120	120	120	120	120
Typ:	-	A	A	A	A	E	A	A	A	E	E	A	E	E	E	E	E
q_r^1 :	0	0	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0
q_r^2 :	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0	0	0
																	$\Sigma=1850$ ZE
(b)																	
Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A2	A13	A14	A15	A5	A3	A8	A6	A12	A16	A9	A10	A11
$c_{sr} - d'_{sr}$:	100	120	120	120	110	120	110	120	120	110	110	110	120	120	120	120	120
Typ:	-	A	A	A	A	E	E	A	A	A	E	A	E	E	E	E	E
																	$\Sigma=1850$ ZE
(c)																	
Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A2	A13	A15	A14	A5	A3	A8	A6	A12	A16	A9	A10	A11
$c_{sr} - d'_{sr}$:	100	120	120	120	110	110	110	110	120	110	110	110	120	120	120	120	120
Typ:	-	A	A	A	A	E	A	E	A	A	E	A	E	E	E	E	E
																	$\Sigma=1830$ ZE
(d)																	
Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A2	A13	A15	A5	A14	A3	A8	A6	A12	A16	A9	A10	A11
$c_{sr} - d'_{sr}$:	100	120	120	120	110	110	120	110	110	110	110	110	120	120	120	120	120
Typ:	-	A	A	A	A	E	A	A	E	A	E	A	E	E	E	E	E
																	$\Sigma=1830$ ZE

Abbildung 5.6: Zu verbessernde Auftragsfolge (a) sowie alle zulässigen Auftragsfolgen, die bei der Best Shift Left Strategie im Falle $p = 10$ zu überprüfen sind (b), (c), (d)

Beispiel 5.2: Zu verbessern sei die bereits bekannte zulässige Lösung (Auftragsfolge Φ) für die Beispielinstantz aus Abschnitt 5.1.2 (siehe Abbildung 5.6a). Folgende Schritte sind bei der BSLS im Falle $p = 10$ durchzuführen:

Schritt 1: An Position $p = 10$ in der Auftragsfolge befindet sich Auftrag A14. Damit die Bestandsrestriktionen unverletzt bleiben, muss Auftrag A14 nach Auftrag A2 ausgeführt werden.²⁶² Aufgrund der bestehenden Vorrangbeziehungen darf Auftrag A14 zudem nicht vor Auftrag A13 ausgeführt werden (siehe Abbildung 5.2). Das Verschiebeintervall von Auftrag A14 lautet demnach: $\Phi_{A14}^V = \Phi[p_{A14}^V \dots \bar{p}_{A14}^V] = \Phi[6..17]$, d. h. $\Phi_{A14}^V = \langle A13, A15, A5, A3, A14, A8, A6, A12, A16, A9, A10, A11 \rangle$. Gehe zu Schritt 2.

²⁶² Auftrag A14 sieht die Einladung und Auftrag A2 die Entladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie 1 vor. Bei der Ausführung von Auftrag A14 muss sich mindestens ein Rehandlecontainer der Containerkategorie 1 im Pufferbereich befinden. Der Auftrag A2 ist deshalb vor Auftrag A14 auszuführen.

Schritt 2: Aus dem Verschiebeintervall Φ_{A14}^V wird die Menge der zulässigen Verschiebepositionen des Auftrags A14 abgeleitet. Es gilt: $P_{A14}^V = \{7, 8, 9, 10, 11, 12, 13, 14, 15, 16, 17\}$. Gehe zu Schritt 3.

Schritt 3: Die Menge P_{A14}^V enthält drei Verschiebepositionen, die kleiner sind als p . Diese Verschiebepositionen bilden die Menge P' . Konkret ist $P' = \{7, 8, 9\}$. Gehe zu Schritt 4.

Schritt 4: Für alle Positionen $p' \in P'$ wird überprüft, ob die Verschiebung von Auftrag A14 an die Position p' zu einer besseren Auftragsfolge führt. Die drei resultierenden Auftragsfolgen werden in Abbildung 5.6 dargestellt. Die Verschiebung des Auftrags A14 an die Position 7 führt zu keiner Verbesserung des Zielfunktionswertes (siehe Abbildung 5.6b). Wird der Auftrag A14 hingegen an die Positionen 8 oder 9 verschoben, führt dies jeweils zu einer neuen besseren Lösung mit einem Zielfunktionswert in Höhe von 1830 ZE (siehe Abbildung 5.6c und Abbildung 5.6d). Daraus folgt $p^* = 8$. Gehe zu Schritt 5.

Schritt 5: Der Auftrag A14 wird nun an die Position $p^* = 8$ verschoben, d. h. von der gegebenen Auftragsfolge (Abbildung 5.6a) wird zu der verbesserten Auftragsfolge (Abbildung 5.6c) übergegangen. Gehe zu Schritt 6.

Schritt 6: Weil $10 \neq 17$ ($p \neq p_A$) wird $p := 10 + 1 = 11$ gesetzt. Gehe zu Schritt 1.

Schritt 1: u.s.w.

Best Shift Right Strategie

Bei der BSRS wird versucht zu besseren Lösungen zu gelangen, indem Aufträge von ihrer aktuellen Position an eine spätere (d. h. größere) Position in der Auftragsfolge verschoben werden. Die BSRS lässt sich wie folgt charakterisieren: Gegeben sei auch hier die zu verbessernde Auftragsfolge Φ .

Initialisierung: Setze $p := 1$.

Schritt 1: Ermittle für den Auftrag r , der an der p -ten Position in der Auftragsfolge Φ steht, das Verschiebeintervall Φ_r^V . Gehe zu Schritt 2.

Schritt 2: Ermittle für den Auftrag r die Menge der zulässigen Verschiebepositionen P_r^V . Gehe zu Schritt 3.

Schritt 3: Ermittle $P' = \{p' \in P_r^V : p' > p\}$. Falls $P' = \emptyset$, gehe zu Schritt 6. Andernfalls gehe zu Schritt 4.

Schritt 4: Ermittle die Verschiebeposition $p^* \in P'$, bei der – im Falle einer Verschiebung von Auftrag r an die Position p^* – die größte Verbesserung des aktuellen Zielfunktionswertes der Auftragsfolge Φ erzielt wird. Gibt es mehr als ein p^* , dann wähle unter ihnen die größte Position. Führt keine Verschiebung des Auftrags r zu einer Verbesserung des Zielfunktionswertes, gehe zu Schritt 6. Ansonsten gehe zu Schritt 5.

Schritt 5: Verschiebe den Auftrag r in der Auftragsfolge Φ von seiner aktuellen Position p an die Position p^* . Falls $p = p_A - 1$, gib die Auftragsfolge Φ zurück und brich das Verfahren ab. Andernfalls gehe zu Schritt 1.

Schritt 6: Falls $p = p_A - 1$, gib die Auftragsfolge Φ zurück und brich das Verfahren ab. Andernfalls setze $p := p + 1$ und gehe zu Schritt 1.

(a)

Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A2	A13	A15	A5	A3	A14	A8	A6	A12	A16	A9	A10	A11
$c_{sr} - d'_{sr}$:		100	120	120	120	110	110	120	120	110	120	110	110	120	120	120	120
Typ:	-	A	A	A	A	E	A	A	A	E	E	A	E	E	E	E	E
q_r^1 :	0	0	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0
q_r^2 :	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0	0	0

(b)

Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A2	A13	A15	A3	A5	A14	A8	A6	A12	A16	A9	A10	A11
$c_{sr} - d'_{sr}$:		100	120	120	120	110	110	120	120	110	120	110	110	120	120	120	120
Typ:	-	A	A	A	A	E	A	A	A	E	E	A	E	E	E	E	E

(c)

Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A2	A13	A15	A3	A14	A5	A8	A6	A12	A16	A9	A10	A11
$c_{sr} - d'_{sr}$:		100	120	120	120	110	110	120	110	110	110	110	110	120	120	120	120
Typ:	-	A	A	A	A	E	A	A	E	A	E	A	E	E	E	E	E

(d)

Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A2	A13	A15	A3	A14	A8	A5	A6	A12	A16	A9	A10	A11
$c_{sr} - d'_{sr}$:		100	120	120	120	110	110	120	110	120	110	120	110	120	120	120	120
Typ:	-	A	A	A	A	E	A	A	E	E	A	A	E	E	E	E	E

(e)

Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A2	A13	A15	A3	A14	A8	A6	A5	A12	A16	A9	A10	A11
$c_{sr} - d'_{sr}$:		100	120	120	120	110	110	120	110	120	110	120	-10	120	120	120	120
Typ:	-	A	A	A	A	E	A	A	E	E	A	A	E	E	E	E	E

Abbildung 5.7: Zu verbessernde Auftragsfolge (a) sowie alle zulässigen Auftragsfolgen, die bei der Best Shift Right Strategie im Falle $p = 8$ zu überprüfen sind (b), (c), (d), (e)

Beispiel 5.3: Es sei erneut die zulässige Lösung für die Beispielinstante aus Abschnitt 5.1.2 gegeben (siehe Abbildung 5.7a). Nachfolgend wird die Vorgehensweise bei der BSRS am Beispiel $p = 8$ demonstriert.

Schritt 1: An Position $p = 8$ in der Auftragsfolge steht der Auftrag A5, welcher aufgrund der bestehenden Vorrangbeziehungen nach Auftrag A15 und vor Auftrag A16 ausgeführt werden muss (siehe Abbildung 5.2). Des Weiteren muss Auftrag A5 noch vor Auftrag A12 ausgeführt werden, damit die Bestandsrestriktionen nicht verletzt werden.²⁶³ Somit ist $\Phi_{A5}^V = \Phi[\underline{p}_{A5}^V \cdot \bar{p}_{A5}^V] = \Phi[7..12] = \langle A15, A5, A3, A13, A8, A6 \rangle$. Gehe zu Schritt 2.

Schritt 2: Aus dem Verschiebeintervall Φ_{A5}^V wird die Menge der zulässigen Verschiebepositionen P_{A5}^V abgeleitet. Es gilt: $P_{A5}^V = \{8, 9, 10, 11, 12\}$. Gehe zu Schritt 3.

Schritt 3: Die Menge P_{A5}^V enthält vier Verschiebepositionen, die größer sind als p . Diese Verschiebepositionen bilden die Menge P' . Konkret ist $P' = \{9, 10, 11, 12\}$. Gehe zu Schritt 4.

Schritt 4: Für alle Positionen $p' \in P'$ wird überprüft, ob die Verschiebung von Auftrag A5 an die Position p' zu einer besseren Auftragsfolge führt. Die vier resultierenden Auftragsfolgen werden in Abbildung 5.7 dargestellt. Die Verschiebung des Auftrags A5 an die Position 9 (Abbildung 5.7b) oder an die Position 11 (Abbildung 5.7d) führt nicht zu einer besseren Lösung. Durch die Verschiebung von Auftrag A5 an die Position 10 entsteht eine neue bessere Lösung mit einem Zielfunktionswert in Höhe von 1830 ZE (siehe Abbildung 5.7c). Wird der Auftrag A5 an die Position 12 verschoben, ergibt sich eine noch bessere Lösung mit einem Zielfunktionswert in Höhe von 1730 ZE (siehe Abbildung 5.7e). Daraus folgt $p^* = 12$. Gehe zu Schritt 5.

Schritt 5: Der Auftrag A5 wird in diesem Schritt an die Position $p^* = 12$ verschoben. Somit wird von der gegebenen Auftragsfolge (Abbildung 5.7a) zu der verbesserten Auftragsfolge (Abbildung 5.7e) übergegangen. Da $8 \neq 16$ ($p \neq p_A - 1$) gehe zu Schritt 1.

Schritt 1: u.s.w.

First Shift Strategie

Bei der FSS soll zu besseren Lösungen gelangt werden, indem Aufträge von ihrer aktuellen Position an eine andere zulässige Position in der Auftragsfolge verschoben werden. Im Gegensatz zu den zuvor beschriebenen Verschiebestrategien BSLs und BSRS kommt bei der FSS für jeden Auftrag $r \in \Phi$ die gesamte Menge der zulässigen Verschiebepositionen P_r^V für eine Verschiebung des Auftrags r in Betracht. Außerdem wird der Auftrag r nicht an die beste Verschiebeposition p^* sondern an die erste Verschiebeposition p' verschoben, bei der im Falle einer Verschiebung des Auftrags r an die Position p' eine Verbesserung des aktuellen Zielfunktionswertes der Auftragsfolge Φ erzielt wird. Die FSS kann wie folgt beschrieben werden: Gegeben sei die zu verbessernde Auftragsfolge Φ .

Initialisierung: Setze $p := 1$.

²⁶³ Auftrag A5 sieht die Entladung und Auftrag A12 die Einladung des Rehandlecontainers der Containerkategorie 2 vor. Bei der Ausführung von Auftrag A12 muss sich mindestens ein Rehandlecontainer der Containerkategorie 2 im Pufferbereich befinden. Deshalb muss Auftrag A5 vor Auftrag A12 ausgeführt werden.

- Schritt 1: Ermittle für den Auftrag r , der an der p -ten Position in der Auftragsfolge Φ steht, das Verschiebeintervall Φ_r^V . Gehe zu Schritt 2.
- Schritt 2: Ermittle für den Auftrag r die Menge der zulässigen Verschiebepositionen P_r^V . Ist $P_r^V \neq \emptyset$, setze $p' := \underline{p}_r^V + 1$ und gehe zu Schritt 3. Andernfalls gehe zu Schritt 6.
- Schritt 3: Überprüfe, ob die Verschiebung von Auftrag r an die Position p' zu einer Verbesserung des Zielfunktionswertes der Auftragsfolge Φ führt. Falls dem so ist, gehe zu Schritt 5. Andernfalls gehe zu Schritt 4.
- Schritt 4: Falls $p' = \bar{p}_r^V$, gehe zu Schritt 6. Ansonsten setze $p' := p' + 1$ und gehe zu Schritt 3.
- Schritt 5: Verschiebe Auftrag r in der Auftragsfolge Φ von seiner aktuellen Position p an die Position p' . Falls $p' > p$, setze $p := p - 1$. Gehe anschließend zu Schritt 6.
- Schritt 6: Falls $p = p_A$, gib die Auftragsfolge Φ zurück und brich das Verfahren ab. Andernfalls setze $p := p + 1$ und gehe zu Schritt 1.

Beispiel 5.4: Ist die Auftragsfolge für die Beispielinstantz aus Abschnitt 5.1.2 (siehe Abbildung 5.7) zu verbessern, werden bei der FSS im Falle $p = 8$ die folgenden Schritte ausgeführt:

Schritt 1: An der 8-ten Position in der Auftragsfolge Φ steht der Auftrag A5 mit dem bereits bekannten Verschiebeintervall $\Phi_{A5}^V = \Phi[7..12] = \langle A15, A5, A3, A13, A8, A6 \rangle$, d. h. Auftrag A5 kann hinter die Aufträge A15, A3, A13, A8 und A6 verschoben werden, ohne dass dadurch eine Vorrangbeziehung oder eine Bestandsrestriktion verletzt wird. Gehe zu Schritt 2.

Schritt 2: Die Menge der zulässigen Verschiebepositionen von Auftrag A5 lautet $P_{A5}^V = \{8, 9, 10, 11, 12\}$. Da $P_{A5}^V \neq \emptyset$ wird $p' := \underline{p}_{A5}^V + 1 = 8$ gesetzt und zu Schritt 3 gewechselt.

Schritt 3: Auftrag A5 befindet sich in der vorliegenden Auftragsfolge Φ bereits an Position $p' = 8$. Daher führt die „Verschiebung“ von Auftrag A5 an die Position $p' = 8$ nicht zu einer Änderung der Auftragsfolge und demzufolge auch nicht zu einer Verbesserung des Zielfunktionswertes. Gehe zu Schritt 4.

Schritt 4: Da $8 \neq 12$ ($p' \neq \bar{p}_{A5}^V$) wird $p' := 8 + 1 = 9$ gesetzt. Gehe zu Schritt 3.

Schritt 3: Die Verschiebung von Auftrag A5 an Position $p' = 9$ würde zu der in Abbildung 5.7b dargestellten Auftragsfolge führen. Der Zielfunktionswert dieser Lösung lautet 1850 ZE. Weil die Verschiebung damit nicht zu einer Verbesserung des Zielfunktionswertes führt, wird zu Schritt 4 gewechselt.

Schritt 4: Da $9 \neq 12$ ($p' \neq \bar{p}_{A5}^V$) wird $p' := 9 + 1 = 10$ gesetzt. Gehe erneut zu Schritt 3.

Schritt 3: Die Verschiebung von Auftrag A5 an die Position $p' = 10$ würde zu der in Abbildung 5.7c dargestellten Auftragsfolge führen. Der Zielfunktionswert dieser Lösung beträgt 1830 ZE,

d. h. die Verschiebung würde zu einer Verbesserung des Zielfunktionswertes führen. Deshalb wird nun Schritt 5 ausgeführt.

Schritt 5: Der Auftrag A_5 wird an die Position $p' = 10$ verschoben. Dadurch wird von der gegebenen Auftragsfolge (Abbildung 5.7a) zu der besseren Auftragsfolge (Abbildung 5.7c) übergegangen. Da $p' > p$ ($10 > 8$), wird $p := 8 - 1 = 7$ gesetzt. Anschließend wird Schritt 6 aufgerufen.

Schritt 6: Da $p \neq p_A$ ($7 \neq 17$) wird $p := 7 + 1 = 8$ gesetzt. Gehe zu Schritt 1.

Schritt 1: u.s.w.

Merging Strategie

Ziel der MS ist es, die Anzahl der schiffsinternen Umladungen von Rehandlecontainern zu erhöhen. Ein Rehandlecontainer kann schiffsintern umgeladen werden, wenn in der Auftragsfolge die Einladung eines Rehandlecontainers unmittelbar nach der Entladung eines Rehandlecontainers durchgeführt wird und dabei die Containerkategorie der zu bewegenden Rehandlecontainer übereinstimmt. Deshalb wird für jedes Auftragspaar (r, s) , mit $r \in C^{AR}$, $s \in C^{ER}$ und $g_r = g_s$, geprüft, ob sich die Aufträge r und s zu der gewünschten Konstellation in der Auftragsfolge zusammenschieben lassen. Die MS lässt sich folgendermaßen beschreiben: Gegeben ist die zu verbessernde Auftragsfolge Φ .

Initialisierung: Setze $p := 1$.

Schritt 1: Ermittle den Auftrag r , der an der p -ten Position in der Auftragsfolge Φ steht ($r = \Phi[p]$). Sieht Auftrag r die Entladung eines Rehandlecontainers vor ($r \in C^{AR}$), dann setze $p' := 1$ und gehe zu Schritt 2. Ansonsten gehe zu Schritt 7.

Schritt 2: Ermittle den Auftrag s , der an der p' -ten Position in der Auftragsfolge Φ steht ($s = \Phi[p']$). Sieht Auftrag s die Einladung eines Rehandlecontainers vor ($s \in C^{ER}$), dann gehe zu Schritt 3. Ansonsten gehe zu Schritt 6.

Schritt 3: Stimmt die Containerkategorie der bei den Aufträgen r und s zu bewegenden Rehandlecontainer überein ($g_r = g_s$) und existiert kein $(s, r) \in V$, dann gehe zu Schritt 4. Ansonsten gehe zu Schritt 6.

Schritt 4: Ermittle für die Aufträge r und s die Verschiebeintervalle Φ_r^V und Φ_s^V . Ist $\Phi_r^V \cap \Phi_s^V \neq \emptyset$ (d. h. die Aufträge r und s können so verschoben werden, dass Auftrag s unmittelbar nach Auftrag r ausgeführt wird), gehe zu Schritt 5. Ansonsten gehe zu Schritt 6.

Schritt 5: Ermittle unter allen Aufträgen der Schnittmenge $\Phi^{VS} = \Phi_r^V \cap \Phi_s^V$ den Auftrag v , der in der Auftragsfolge Φ an der kleinsten Position steht (d. h. $v \in \Phi^{VS}$, mit $p_v \leq p_{v'} \quad \forall v' \in \Phi^{VS}$). Prüfe, ob das Zusammenführen der Aufträge r und s unmittelbar nach dem Auftrag v (die Aufträge r und s

werden so verschoben, dass Auftrag r der direkte Nachfolger von Auftrag v und der direkte Vorgänger von Auftrag s wird) zu einer Verbesserung der Auftragsfolge führt. Falls dem so ist, dann verschiebe die Aufträge r und s entsprechend und gehe anschließend zu Schritt 1. Andernfalls gehe zu Schritt 6.

Schritt 6: Falls $p' = p_A$, gehe zu Schritt 7. Ansonsten setze $p' := p' + 1$ und gehe zu Schritt 2.

Schritt 7: Falls $p = p_A$, gib die Auftragsfolge Φ zurück und brich das Verfahren ab. Ansonsten setze $p := p + 1$ und gehe zu Schritt 1.

(a)

Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A2	A13	A15	A5	A3	A14	A8	A6	A12	A16	A9	A10	A11
$c_{sr} - d'_{sr}$:		100	120	120	120	110	110	120	120	110	120	110	110	120	120	120	120
Typ:	-	A	A	A	A	E	A	A	A	E	E	A	E	E	E	E	E
q_r^1 :	0	0	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0
q_r^2 :	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0	0	0

$\Sigma=1850$ ZE

(b)

Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Auftrag:	0	A7	A4	A1	A13	A2	A14	A15	A5	A3	A8	A6	A12	A16	A9	A10	A11
$c_{sr} - d'_{sr}$:		100	120	120	110	110	110	120	120	110	110	110	120	120	120	120	120
Typ:	-	A	A	A	E	A	E	A	A	A	E	A	E	E	E	E	E
q_r^1 :	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
q_r^2 :	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	0	0	0	0	0

$\Sigma=1710$ ZE

Abbildung 5.8: Verbesserungsschritt bei der Merging Strategie

Beispiel 5.5: Es sei wieder die zulässige Lösung (Auftragsfolge Φ) für die Beispielinstantz aus Abschnitt 5.1.2 (siehe Abbildung 5.8a) gegeben und zu verbessern. Um die Funktionsweise der MS zu veranschaulichen, wird das Auftragspaar (A2, A14) in der Auftragsfolge betrachtet. Hierzu wird in dem Verfahren an die Stelle gesprungen, an der $p = 5$ und $p' = 10$ ist. Entsprechend ist $r = A2$ (siehe Schritt 1) und $s = A14$ (siehe Schritt 2). Als Nächstes ist Schritt 3 aufzurufen.

Schritt 3: Bei beiden Aufträgen ist ein Rehandlecontainer der Containerkategorie 1 zu bewegen, d. h. $g_{A2} = g_{A14} = 1$. Zudem existiert keine Vorrangbeziehung $(A14, A2) \in V$. Gehe daher zu Schritt 4.

Schritt 4: Der Auftrag A2 muss in der Auftragsfolge vor Auftrag A14 ausgeführt werden, damit die Bestandsrestriktionen nicht verletzt werden. Zudem muss Auftrag A2 aufgrund der Vorrangbeziehungen nach Auftrag A1 und vor Auftrag A15 ausgeführt werden (siehe Abbildung 5.2). Das Verschiebeintervall von Auftrag A2 lautet daher $\Phi_{A2}^V = \Phi[p_{A2}^V .. \bar{p}_{A2}^V] = \Phi[4..6] =$

$\langle A1, A2, A13 \rangle$. Das Verschiebeintervall von Auftrag A14 ist wie oben beschrieben $\Phi_{A14}^V = \Phi[\underline{p}_{A14}^V \dots \bar{p}_{A14}^V] = \Phi[6..17] = \langle A13, A15, A5, A3, A14, A8, A6, A12, A16, A9, A10, A11 \rangle$. Daraus ergibt sich die Schnittmenge $\Phi^{VS} = \Phi_{A2}^V \cap \Phi_{A14}^V = \{A13\}$. Weil $\Phi^{VS} \neq \emptyset$, gehe zu Schritt 5.

Schritt 5: Weil sich in der Schnittmenge Φ^{VS} nur der Auftrag A13 befindet, ist $v = A13$. Als Nächstes wird überprüft, ob durch das Zusammenführen der Aufträge A2 und A14 unmittelbar nach dem Auftrag A13 eine bessere Auftragsfolge entsteht. Die resultierende Auftragsfolge ist in Abbildung 5.8b dargestellt. Die Verschiebung der beiden Aufträge führt demnach zu einer besseren Lösung mit einem Zielfunktionswert in Höhe von 1710 ZE. Aus diesem Grund wird die Verschiebung durchgeführt, d. h. von der gegebenen Auftragsfolge (Abbildung 5.8a) wird zu der verbesserten Auftragsfolge (5.8b) übergegangen. Gehe zu Schritt 1.

Schritt 1: u.s.w.

5.2.3.2 Lokale Suchverfahren

Unter Verwendung der vorgestellten Verschiebestrategien wurden zwei lokale Suchverfahren entwickelt, welche alternativ in der Verbesserungsphase des GRASP-Ansatzes eingesetzt werden können.

Lokales Suchverfahren LS1: In Abbildung 5.9 (siehe S. 111) wird die Grundstruktur des lokalen Suchverfahrens LS1 als Pseudocode dargestellt. Bei dem lokalen Suchverfahren LS1 kommen die FSS und die MS zum Einsatz. Die beiden Verschiebestrategien werden nacheinander in einer Schleife ausgeführt (äußere Repeat-Schleife, Abb. 5.9:1-5.9:11), wobei erst die FSS und dann die MS ausgeführt wird. Beide Verschiebestrategien werden dabei stets solange wiederholt, bis durch ihre Ausführung keine (weitere) Verbesserung der Auftragsfolge erzielt werden konnte (innere Repeat-Schleifen, Abb. 5.9:3-5.9:6 bzw. Abb. 5.9:7-5.9:10). Führt in der aktuellen Iteration (der äußeren Repeat-Schleife) mindestens eine der beiden Verschiebestrategien zu einer besseren Auftragsfolge, wird eine weitere Iteration ausgeführt (Abb. 5.9:11). Andernfalls wird die bis dahin beste gefundene Auftragsfolge zurückgegeben und das lokale Suchverfahren beendet (Abb. 5.9:12).

Lokales Suchverfahren LS2: Die Grundstruktur des lokalen Suchverfahrens LS2 wird in Abbildung 5.10 (siehe S. 111) als Pseudocode dargestellt. Bei dem lokalen Suchverfahren LS2 werden die BSLS, die BSRS und die MS nacheinander in einer Schleife ausgeführt (äußere Repeat-Schleife, Abb. 5.10:1-5.10:15). Konkret wird erst die BSLS, dann die BSRS und schließlich die MS ausgeführt. Wie schon beim lokalen Suchverfahren LS1 wird auch hier jede Verschiebestrategie stets solange wiederholt, bis durch ihre Ausführung keine (weitere) Verbesserung der Auftragsfolge erzielt werden konnte (innere Repeat-Schleifen, Abb. 5.10:3-5.10:6,

```

1: repeat
2:   Setze  $\Phi'' := \Phi$ ;
3:   repeat
4:     Setze  $\Phi' := \Phi$ ;
5:      $\Phi := \text{FSS}(\Phi)$ ;
6:   until  $\Phi' = \Phi$ 
7:   repeat
8:     Setze  $\Phi' := \Phi$ ;
9:      $\Phi := \text{MS}(\Phi)$ ;
10:  until  $\Phi' = \Phi$ 
11: until  $\Phi'' = \Phi$ 
12: return  $\Phi$ ;

```

Abbildung 5.9: Grundstruktur des lokalen Suchverfahrens LS1

```

1: repeat
2:   Setze  $\Phi'' := \Phi$ ;
3:   repeat
4:     Setze  $\Phi' := \Phi$ ;
5:      $\Phi := \text{BSLS}(\Phi)$ ;
6:   until  $\Phi' = \Phi$ 
7:   repeat
8:     Setze  $\Phi' := \Phi$ ;
9:      $\Phi := \text{BSRS}(\Phi)$ ;
10:  until  $\Phi' = \Phi$ 
11:  repeat
12:    Setze  $\Phi' := \Phi$ ;
13:     $\Phi := \text{MS}(\Phi)$ ;
14:  until  $\Phi' = \Phi$ 
15: until  $\Phi'' = \Phi$ 
16: return  $\Phi$ ;

```

Abbildung 5.10: Grundstruktur des lokalen Suchverfahrens LS2

Abb. 5.10:7-5.10:10 bzw. Abb. 5.10:11-5.10:14). Sobald in einer Iteration (der äußeren Repeat-Schleife) keine (weitere) Verbesserung der Auftragsfolge erzielt wurde (Abb. 5.10:15), wird die bis dahin beste gefundene Auftragsfolge zurückgegeben und das lokale Suchverfahren beendet (Abb. 5.10:16).

Die Kombination der Konstruktionsphase mit jeweils einem der beiden lokalen Suchverfahren LS1 und LS2 führt zu zwei verschiedenen Varianten des GRASP-Ansatzes, welche nachfolgend GRASP1 und GRASP2 genannt werden. Bei GRASP1 kommt in der Verbesserungsphase das lokale Suchverfahren LS1 zum Einsatz. Bei GRASP2 wird in der Verbesserungsphase das lokale Suchverfahren LS2 verwendet.

5.3 Eine Multi-Start-Heuristik zur Lösung des CSPLC

In diesem Abschnitt wird eine Multi-Start-Heuristik zur Lösung des CSPLC vorgestellt. Das entwickelte Verfahren ist dem GRASP-Ansatz aus dem vorherigen Abschnitt sehr ähnlich. Die generelle Idee bei einem Multi-Start-Verfahren besteht darin, ein stochastisches Verfahren mehrfach neu zu starten, um in möglichst verschiedenen Regionen des Lösungsraums nach einer guten Lösung für das vorliegenden Problem zu suchen. Somit zählt auch die Metaheuristik GRASP zu den Multi-Start-Verfahren. In den vergangenen 20 Jahren wurden Multi-Start-Verfahren vielfach zur Lösung kombinatorischer Optimierungsprobleme vorgeschlagen. Neben problemspezifischen Verfahren, deren Strategien und Ideen nur schwer auf andere Planungsprobleme übertragbar sind, wurden auch diverse Metaheuristiken mit den Eigenschaften eines Multi-Start-Verfahrens ausgestattet.²⁶⁴ Einen Überblick über bestehende Multi-Start-Verfahren geben Martí (2003) und Martí et al. (2010).

```

1: while vorgegebene Anzahl an Iterationen nicht erreicht do
2:    $Lsg := \text{Randomisiertes\_Konstruktionsverfahren}();$ 
3:    $Lsg := \text{Lokales\_Suchverfahren}(Lsg);$ 
4:   Aktualisiere_Loesung( $Lsg, Lsg^{best}$ );
5: end while
6: return  $Lsg^{best}$ ;
```

Abbildung 5.11: Grundstruktur der entwickelten Multi-Start-Heuristik

In Abbildung 5.11 wird die Grundstruktur der entwickelten Multi-Start-Heuristik als Pseudocode dargestellt. Das Verfahren besteht aus zwei Phasen, welche nacheinander in einer Schleife durchlaufen werden (Abb. 5.11:1-5.11:5). In der ersten Phase, der *Konstruktionsphase*, wird durch ein randomisiertes Konstruktionsverfahren eine zulässige Lösung Lsg für das Problem generiert (Abb. 5.11:2). Dabei handelt es sich im Unterschied zum GRASP-Ansatz jedoch nicht um ein Greedy-Konstruktionsverfahren. In der zweiten Phase, der *Verbesserungsphase*, wird versucht, die konstruierte Lösung Lsg zu verbessern (Abb. 5.11:3). Falls in der aktuellen Iteration eine neue beste Lösung gefunden wurde, wird die bis dahin beste gefundene Lösung Lsg^{best} aktualisiert (Abb. 5.11:4). Nach einer vorgegebenen Anzahl an Iterationen wird die Schleife verlassen (Abb. 5.11:1). Mit der Rückgabe der bis dahin besten gefundenen Lösung Lsg^{best} endet das Verfahren (Abb. 5.11:6). Nachfolgend werden die Konstruktionsphase und die Verbesserungsphase des Verfahrens beschrieben.

Konstruktionsphase

Für jeden Stapel $i \in I$ wird die Auftragsmenge C_i^S , mit $C_i^S \subset C$, und für jeden Ladelukendeckel $l \in L$ die Auftragsmenge C_l^L , mit $C_l^L \subset C$, gebildet. Die Auftragsmenge C_i^S setzt sich

²⁶⁴ Vgl. Martí (2003), S. 356f. und Martí et al. (2010), S. 266.

aus den Aufträgen zusammen, die die Entladung oder die Einladung eines Containers aus dem bzw. in den Stapel i vorsehen, d. h. $C_i^S = \{r \in C : i_r = i\}$. Die Zusammensetzung der Auftragsmenge C_l^L hängt davon ab, ob der Ladelukendeckel l bei der Abfertigung der Ladebucht entladen werden muss oder nicht. Für den Fall, dass der Ladelukendeckel l entladen werden muss, enthält C_l^L die beiden Aufträge, die die Entladung und die Einladung des Ladelukendeckels l vorsehen, sowie alle Aufträge, die die Entladung oder die Einladung eines Containers vorsehen, der sich in der Ankunfts- bzw. Abfahrtskonfiguration über oder unter dem Ladelukendeckel l befindet. Folglich gilt: $C_l^L = \{r \in C : l_r = l\}$. Falls der Ladelukendeckel l nicht entladen werden muss, ist $C_l^L = \emptyset$. Für das Verfahren werden außerdem die Mengen C_0^S und C_0^L benötigt, wobei $C_0^S = C_0^L = \emptyset$ gilt.

In Abbildung 5.12 (siehe S. 114) wird die Konstruktionsphase der Multi-Start-Heuristik als Pseudocode dargestellt. Die Lösungskonstruktion erfolgt prinzipiell wie beim oben beschriebenen GRASP-Ansatz durch die iterative Verlängerung bisheriger Auftragsfolgen (Teillösungen). Nach der Initialisierung von l^M , i^M , Φ , Ω und Ψ sowie von q^g für alle Containerkategorien $g \in G$ (Abb. 5.12:1) wird eine While-Schleife aufgerufen (Abb. 5.12:2 – Abb. 5.12:32). In jeder Iteration der While-Schleife wird die aktuelle Auftragsfolge Φ um einen Auftrag verlängert. Wie beim GRASP-Ansatz werden dazu in jeder Iteration vier Phasen durchlaufen: (a) Erstellen der Kandidatenliste (Abb. 5.12:3 – Abb. 5.12:12), (b) Einschränken der Kandidatenliste (Abb. 5.12:13 – Abb. 5.12:19), (c) Auswählen eines Auftrags (Abb. 5.12:20) und (d) Aktualisieren der aktuellen Auftragsfolge (Abb. 5.12:21 – Abb. 5.12:31). Nachdem alle Aufträge in die aktuelle Auftragsfolge aufgenommen wurden ($\Omega = \emptyset$) und somit eine vollständige zulässige Lösung vorliegt, wird die While-Schleife verlassen (Abb. 5.12:2). Das Verfahren endet mit der Rückgabe der aktuellen Auftragsfolge Φ (Abb. 5.12:33). Nachfolgend werden die vier Phasen genauer beschrieben.

- (a) **Erstellen der Kandidatenliste:** Die erste Phase der Iteration ist mit der entsprechenden Phase des GRASP-Ansatzes identisch. Demnach wird ermittelt, welche Aufträge aus der Menge Ω (in der aktuellen Iteration) in die aktuelle Auftragsfolge Φ aufgenommen werden können. Ein Auftrag $r \in \Omega$ kann nur dann in Φ aufgenommen werden, wenn für keinen anderen Auftrag $s \in \Omega$ eine Vorrangbeziehung $(s, r) \in V$ existiert. Des Weiteren ist zu beachten, dass ein Auftrags r , der die Einladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie $g \in G$ vorsieht ($r \in C_g^E$), nur dann in die aktuelle Auftragsfolge Φ aufgenommen werden kann, wenn sich mindestens ein Rehandlecontainer der Containerkategorie g im Pufferbereich befindet ($q^g > 0$). Die zulässigen Aufträge werden in die Kandidatenliste Ψ aufgenommen.
- (b) **Einschränken der Kandidatenliste:** Bei der Konstruktion der Lösung wird im Unterschied zum GRASP-Ansatz statt einer luken- und stapelweisen Entladung der Ladebucht eine luken- und stapelweise Abfertigung (d. h. Entladung und Beladung) der Ladebucht angestrebt. Um dies zu erreichen, wird die Kandidatenliste in dieser Phase wie folgt einge-

```

1: Setze  $l^M := 0$ ;  $i^M := 0$ ;  $\Phi := \langle 0 \rangle$ ;  $\Omega := C \setminus \{0\}$ ;  $\Psi := \emptyset$ ;  $q^g := 0$ ,  $\forall g \in G$ ;
2: while  $\Omega \neq \emptyset$  do
3:   for all  $r \in \Omega$  do
4:     if  $\nexists (s, r) \in V$  mit  $s \in \Omega$  then
5:       Setze  $\Psi := \Psi \cup \{r\}$ ;
6:       for all  $g \in G$  do
7:         if  $r \in C_g^E$  and  $q^g = 0$  then
8:           Setze  $\Psi := \Psi \setminus \{r\}$ ;
9:         end if
10:      end for
11:     end if
12:   end for
13:   if  $\Psi \cap C_{i^M}^S \neq \emptyset$  then
14:     Setze  $\Psi := \Psi \cap C_{i^M}^S$ ;
15:   else
16:     if  $\Psi \cap C_{l^M}^L \neq \emptyset$  then
17:       Setze  $\Psi := \Psi \cap C_{l^M}^L$ ;
18:     end if
19:   end if
20:   Wähle einen Auftrag  $r'$  aus der Kandidatenliste  $\Psi$  zufällig aus;
21:   Setze  $\Phi := \langle \Phi, r' \rangle$ ;
22:   Setze  $\Omega := \Omega \setminus \{r'\}$  und  $\Psi := \emptyset$ ;
23:   Setze  $i^M := i_{r'}$  und  $l^M := l_{r'}$ ;
24:   for all  $g \in G$  do
25:     if  $r' \in C_g^A$  then
26:       Setze  $q^g := q^g + 1$ ;
27:     end if
28:     if  $r' \in C_g^E$  then
29:       Setze  $q^g := q^g - 1$ ;
30:     end if
31:   end for
32: end while
33: return  $\Phi$ ;

```

Abbildung 5.12: Pseudocode der Konstruktionsphase der Multi-Start-Heuristik

schränkt. Falls ein Auftrag aus der Auftragsmenge des markierten Stapels i^M ausgeführt werden kann ($\Psi \cap C_{i^M}^S \neq \emptyset$), werden alle Aufträge, die sich nicht in der Auftragsmenge des markierten Stapels befinden, aus der Kandidatenliste Ψ entfernt ($\Psi := \Psi \cap C_{i^M}^S$). Anderenfalls wird überprüft, ob ein Auftrag aus der Auftragsmenge des markierten Ladelukendeckels l^M ausgeführt werden kann ($\Psi \cap C_{l^M}^L \neq \emptyset$). Ist dies der Fall, werden alle Aufträge, die sich nicht in der Auftragsmenge des markierten Ladelukendeckels befinden, aus der Kandidatenliste Ψ entfernt ($\Psi := \Psi \cap C_{l^M}^L$). Nur wenn sich in der Kandidatenliste Ψ weder ein Auftrag aus der Auftragsmenge des markierten Stapels noch ein Auftrag aus der Auftragsmenge des markierten Ladelukendeckels befindet, wird die Kandidatenliste Ψ nicht eingeschränkt.

- (c) **Auswählen eines Auftrags:** In dieser Phase wird aus der Kandidatenliste Ψ genau ein Auftrag r' mittels Roulette-Rad-Selektion zufällig ausgewählt. Jeder Auftrag $r \in \Psi$ hat dabei die gleiche Auswahlwahrscheinlichkeit. Folglich gilt: $\psi_r = \frac{1}{|\Psi|} \quad \forall r \in \Psi$.
- (d) **Aktualisieren der aktuellen Auftragsfolge:** Der ausgewählte Auftrag r' wird am Ende der aktuellen Auftragsfolge Φ eingefügt ($\Phi := \langle \Phi, r' \rangle$). Danach werden alle Aufträge aus der Kandidatenliste Ψ entfernt ($\Psi := \emptyset$). Die Menge der noch nicht eingeplanten Aufträge Ω wird aktualisiert ($\Omega := \Omega \setminus \{r'\}$). Der markierte Stapel i^M und der markierte Ladelukendeckel l^M werden ebenfalls aktualisiert ($i^M := i_{r'}$ und $l^M := l_{r'}$). Sieht der Auftrag r' die Einladung oder die Entladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie $g \in G$ vor, wird der aktuelle Bestand an Rehandlecontainern der Containerkategorie g im Pufferbereich (q^g) entsprechend verändert.

Beispiel 5.6: Mit dem Konstruktionsverfahren der Multi-Start-Heuristik wurde eine zulässige Lösung (Auftragsfolge) für die Beispielinstantz aus Abschnitt 5.1.2 generiert (siehe Abbildung 5.13). Die Auftragsfolge enthält alle 17 einzuplanenden Aufträge (einschließlich des Dummyauftrags 0) und führt insgesamt zu einer Abfertigungszeit der Ladebucht von 1870 ZE. Nachfolgend werden die vier Phasen einer Iteration am Beispiel der dritten Iteration veranschaulicht.

Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	
Auftrag:	0	A7	A13	A6	A1	A2	A4	A15	A5	A3	A8	A16	A10	A11	A9	A14	A12	
$c_{sr} - d'_{sr}$:	100	110	110	120	120	120	120	120	120	120	110	120	120	120	120	120	120	$\Sigma=1870$ ZE
Typ:	-	A	E	A	A	A	A	A	A	A	E	E	E	E	E	E	E	
i_r :	0	4	4	3	1	1	2	0	2	1	1	0	2	2	1	4	3	
l_r :	0	2	2	2	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	2	2	
q_r^1 :	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	0	0	
q_r^2 :	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1	0	

Abbildung 5.13: Auftragsfolge, die durch das Konstruktionsverfahren der Multi-Start-Heuristik erzeugt wurde

Am Ende der zweiten Iteration sind in der aktuellen Auftragsfolge Φ nur die ersten drei Aufträge der in Abbildung 5.13 dargestellten Auftragsfolge enthalten. Folglich ist $\Phi = \langle 0, A7, A13 \rangle$. Die Menge der noch nicht eingeplanten Aufträge Ω enthält alle übrigen Aufträge, d. h. $\Omega = \{A1, A2, A3, A4, A5, A6, A8, A9, A10, A11, A12, A14, A15, A16\}$. Auftrag A13 wurde zuletzt in die aktuelle Auftragsfolge Φ aufgenommen. Daher ist $i^M = i_{A13} = 4$ und $l^M = l_{A13} = 2$. Der Abbildung kann zudem entnommen werden, dass $q^1 = q_{A13}^1 = 0$ und $q^2 = q_{A13}^2 = 0$ ist. Die Auftragsmengen C_i^S der vier Stapel enthalten folgende Aufträge: $C_1^S = \{A1, A2, A3, A8, A9\}$, $C_2^S = \{A4, A5, A10, A11\}$, $C_3^S = \{A6, A12\}$ und $C_4^S = \{A7, A13, A14\}$. Für die Auftrags-

mengen C_i^L der beiden Ladelukendeckel gilt: $C_1^L = \{A15, A16, A1, A2, A3, A4, A5, A8, A9, A10, A11\}$ und $C_2^L = \emptyset$.²⁶⁵ Des Weiteren ist $C_0^S = C_0^L = \emptyset$.

- (a) **Erstellen der Kandidatenliste:** In der dritten Iteration können nur die Aufträge A1, A4 und A6 in die aktuelle Auftragsfolge Φ aufgenommen werden. Der Auftrag A14, der die Einladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie 1 vorsieht, kann nicht in Φ aufgenommen werden, weil im Pufferbereich kein derartiger Container verfügbar ist ($q^1 = 0$). Die übrigen r Aufträge in der Menge Ω ($r \in \Omega \setminus \{A1, A4, A6, A14\}$) können nicht in Φ aufgenommen werden, weil jeweils eine Vorrangbeziehung $(s, r) \in V$ mit $s \in \Omega$ existiert. Die drei zulässigen Aufträge werden in die Kandidatenliste Ψ aufgenommen. Dementsprechend ist $\Psi = \{A1, A4, A6\}$.
- (b) **Einschränken der Kandidatenliste:** Die Kandidatenliste Ψ enthält weder einen Auftrag aus der Auftragsmenge des markierten Stapels ($\Psi \cap C_4^S = \emptyset$) noch einen Auftrag aus der Auftragsmenge des markierten Ladelukendeckels ($\Psi \cap C_2^L = \emptyset$). Daher bleibt Ψ in dieser Phase unverändert, d. h. auch am Ende der zweiten Phase der dritten Iteration ist $\Psi = \{A1, A4, A6\}$.
- (c) **Auswählen eines Auftrags:** In der dritten Phase wird aus der Kandidatenliste Ψ ein Auftrag zufällig ausgewählt. Jeder Auftrag besitzt dabei die gleiche Auswahlwahrscheinlichkeit, d. h. $\psi_{A1} = \psi_{A4} = \psi_{A6} = \frac{1}{|\Psi|} = \frac{1}{3}$. Der Abbildung 5.13 kann entnommen werden, dass in der dritten Iteration der Auftrag A6 zufällig ausgewählt wurde.
- (d) **Aktualisieren der aktuellen Auftragsfolge:** Die aktuelle Auftragsfolge Φ wird um den ausgewählten Auftrag A6 verlängert und lautet nun $\Phi = \langle 0, A7, A13, A6 \rangle$. Der Auftrag A6 wird aus der Menge der noch nicht eingeplanten Aufträge Ω entfernt und die Kandidatenliste wird geleert. Daraus folgt $\Omega = \{A1, A2, A3, A4, A5, A8, A9, A10, A11, A12, A14, A15, A16\}$ und $\Psi = \emptyset$. Der markierte Stapel und der markierte Ladelukendeckel werden aktualisiert. Anschließend ist $i^M = i_{A6} = 3$ und $l^M = i_{A6} = 2$. Der Auftrag A6 sieht die Einladung eines Exportcontainers vor. Der Bestand an Rehandlecontainern im Pufferbereich bleibt daher unverändert.

Verbesserungsphase

In der Verbesserungsphase der Multi-Start-Heuristik wird entweder das lokale Suchverfahren LS1 oder das lokale Suchverfahren LS2 eingesetzt, um die generierte Lösung zu verbessern.²⁶⁶ Dies führt zu zwei verschiedenen Varianten der Multi-Start-Heuristik, welche im Folgenden MSH1 und MSH2 genannt werden. Bei MSH1 wird in der Verbesserungsphase das lokale Such-

²⁶⁵ Die Auftragsmenge des zweiten Ladelukendeckels enthält keine Aufträge, weil der zweite Ladelukendeckel nicht entladen werden muss.

²⁶⁶ Siehe Abschnitt 5.2.3.2, S. 110f.

verfahren LS1 verwendet. Bei MSH2 kommt in der Verbesserungsphase das lokale Suchverfahren LS2 zum Einsatz.

5.4 Stapelbasierte deterministische Verfahren zur Lösung des CSPLC

Die Konstruktionsphasen der Metaheuristik GRASP und der Multi-Start-Heuristik enthalten jeweils eine zufällige Komponente. Damit sind die Ansätze GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 den stochastischen Lösungsverfahren zuzuordnen. Dieser Abschnitt stellt verschiedene stapelbasierte deterministische Verfahren zur Lösung des CSPLC vor.

5.4.1 Grundstruktur und zentrale Idee

Bei den stapelbasierten deterministischen Verfahren wird die abzufertigende Ladebucht (ähnlich wie in Lee et al. (2014), Zhang/Kim (2009) und Goodchild/Daganzo (2004)) aus einer stapelorientierten Perspektive betrachtet. Die Ladebucht besteht demnach aus einer Menge abzufertigender Containerstapel und vorrübergehend zu entladender Ladelukendeckel.²⁶⁷ Diese Menge wird im Folgenden vereinfachend als Stapelmenge N und alle darin enthaltenen Elemente $n \in N$ als Stapel bezeichnet. Im Unterschied zu den bisherigen Darstellungen einer Ladebucht wird zwischen den Containerstapeln über Deck und unter Deck differenziert.²⁶⁸

Die Abfertigung eines jeden Stapels $n \in N$ kann in zwei Teilaufgaben zerlegt werden:

- (1) die Entladung des Stapels n , d. h. die Durchführung der dem Stapel n zugehörigen Entladungsaufträge, und
- (2) die Beladung des Stapels n , d. h. die Durchführung der dem Stapel n zugehörigen Einladungsaufträge.

Bei einer stapelweisen Entladung sowie bei einer stapelweisen Beladung der abzufertigenden Ladebucht können Vorrangbeziehungen zwischen den Stapeln der Stapelmenge N zu berücksichtigen sein. Im Folgenden sei V^A die Menge der Stapelpaare (n', n) mit $n', n \in N$ für die gilt, dass der Stapel n' vor dem Stapel n entladen werden muss. Entsprechend sei V^E die Menge der Stapelpaare (n', n) mit $n', n \in N$ für die gilt, dass der Stapel n' vor dem Stapel n beladen werden muss.

²⁶⁷ Ein abzufertigender Containerstapel ist ein Containerstapel in dem mindestens eine Einladeoperation oder eine Ausladeoperation durchzuführen ist. In Lee et al. (2014), Zhang/Kim (2009) und Goodchild/Daganzo (2004) werden die vorrübergehend zu entladenden Ladelukendeckel nicht explizit in die Betrachtung aufgenommen.

²⁶⁸ Vergleiche hierzu die bisherige Darstellung beispielsweise in Abbildung 4.7, S. 75 oder Abbildung 4.8, S. 78.

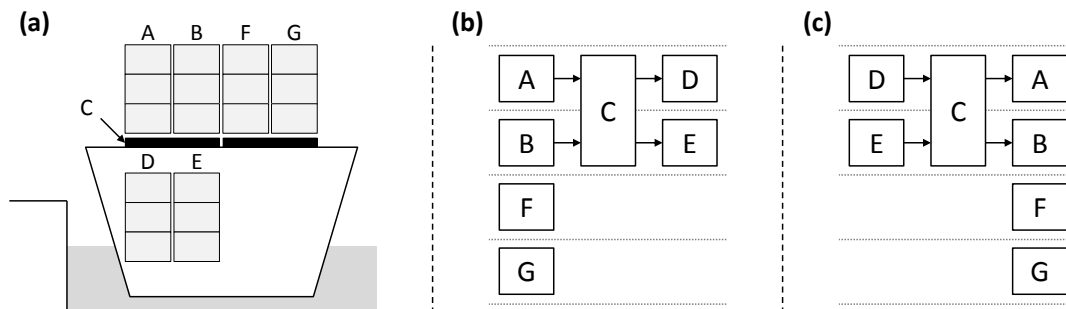


Abbildung 5.14: Schematischer Aufbau der im Beispiel abzufertigenden Ladebucht aus einer stapelorientierten Perspektive (a) und die bei einer stapelweisen Entladung (b) bzw. Beladung (c) einzuhaltenden Vorrangbeziehungen

Beispiel 5.7: Abbildung 5.14a zeigt die Beispielinstantz aus Abschnitt 5.1.2 aus der stapelorientierten Perspektive. Die Ladebucht besteht aus insgesamt sechs abzufertigenden Containerstapeln (A, B, D, E, F und G) und dem vorrübergehend zu entladenden Ladelukendeckel C. Somit ist $N = \{A, B, C, D, E, F, G\}$. Bei der stapelweisen Entladung der Ladebucht sind folgende Vorrangbeziehungen zwischen den Stapeln zu berücksichtigen (siehe Abbildung 5.14b). Stapel A und Stapel B sind vor Stapel C zu entladen. Der Stapel C muss vor Stapel D und vor Stapel E entladen werden. Folglich gilt: $V^A = \{(A, C), (B, C), (C, D), (C, E)\}$. Die Vorrangbeziehungen, die bei der stapelweisen Beladung der Ladebucht zu beachten sind, werden in Abbildung 5.14c veranschaulicht. Die Stapel D und E sind demnach vor dem Stapel C zu beladen und Stapel C muss vor den Stapeln A und B beladen werden. Damit ist $V^E = \{(D, C), (E, C), (C, A), (C, B)\}$.

-
- 1: Konstruiere die Stapelfolgen Π^A und Π^E ;
 - 2: $\Phi := \text{Erzeuge_zulaessige_Auftragsfolge}(\Pi^A, \Pi^E)$;
 - 3: $\Phi := \text{Lokales_Suchverfahren}(\Phi)$;
 - 4: **return** Φ ;
-

Abbildung 5.15: Grundstruktur der stapelbasierten deterministischen Verfahren

Die zentrale Idee hinter den stapelbasierten Verfahren besteht darin, aus einer zulässigen Stapelfolge für die Entladung der Ladebucht und einer zulässigen Stapelfolge für die Beladung der Ladebucht eine zulässige Auftragsfolge für die eigentliche Probleminstanz abzuleiten. Die Grundstruktur der stapelbasierten deterministischen Verfahren wird in Abbildung 5.15 als Pseudocode dargestellt. Es sind im Wesentlichen drei Schritte auszuführen. Im ersten Schritt werden die Stapelfolgen Π^A und Π^E generiert (Abb. 5.15:1). Die Stapelfolge Π^A gibt an, in welcher Reihenfolge die Stapel der Stapelmenge N zu entladen sind. Analog dazu wird durch die Stapelfolge Π^E angegeben, in welcher Reihenfolge die Stapel der Stapelmenge N zu beladen sind. Im zweiten Schritt wird aus den Stapelfolgen Π^A und Π^E eine zulässige Auftragsfolge Φ abgeleitet (Abb. 5.15:2). Im dritten Schritt wird versucht, die generierte Auftragsfolge durch die Anwendung eines lokalen Suchverfahrens zu verbessern (Abb. 5.15:3). Dabei kommt entwe-

der das lokale Suchverfahren LS1 oder das lokale Suchverfahren LS2 zur Anwendung. Das Verfahren endet mit der Rückgabe der Auftragsfolge Φ (Abb. 5.15:4). In den nächsten beiden Abschnitten werden die Schritte 1 und 2 genauer beschrieben.²⁶⁹

5.4.2 Schritt 1: Konstruktion der Stapelfolgen Π^A und Π^E

In diesem Abschnitt werden zwei Methoden zur Konstruktion der Stapelfolgen Π^A und Π^E vorgestellt.

Konstruktionsmethode 1a

Bei der Konstruktionsmethode 1a (KM1a) werden die Stapelfolgen Π^A und Π^E so erstellt, dass die der Landseite des Containerschiffs am nächsten gelegenen Stapel zuerst entladen bzw. beladen werden. Dieses Vorgehen orientiert sich an einem in der Praxis üblichen Verfahren zur Abfertigung einer Ladebucht.²⁷⁰ Für die Darstellung der Methode seien folgende Symbole vereinbart:

- d_n^L Entfernung des Stapels $n \in N$ zur Landseite des Containerschiffs.
- d_{best}^L Entfernung des aktuell ausgewählten Stapels n^* zur Landseite des Containerschiffs, wobei $n^* \in N$.
- Ω' Menge der Stapel, die noch nicht in die zu generierende Stapelfolge aufgenommen wurden, wobei $\Omega' \subseteq N$.

In Abbildung 5.16 (siehe S. 120) wird der entsprechende Algorithmus zur Konstruktion der Stapelfolge Π^A als Pseudocode dargestellt. Der Algorithmus startet mit der Initialisierung von Π^A und Ω' (Abb. 5.16:1). Danach wird eine While-Schleife aufgerufen (Abb. 5.16:2 – Abb. 5.16:13). In jeder Iteration der While-Schleife wird die Stapelfolge Π^A um einen Stapel verlängert. Zur Bestimmung des Stapels wird für jeden Stapel $n \in \Omega'$ geprüft, ob n in die Stapelfolge Π^A aufgenommen werden kann (For-Schleife Abb. 5.16:4 – Abb. 5.16:10). Dies ist in der aktuellen Iteration nur zulässig, wenn keine Vorrangbeziehung $(n', n) \in V^A$ mit $n' \in \Omega'$ existiert (Abb. 5.16:5). Unter den zulässigen Stapeln wird der Stapel n^* ermittelt, der die kürzeste Entfernung zur Landseite des Containerschiffs aufweist (Abb. 5.16:6 – Abb. 5.16:8). Nachdem alle Stapel in Ω' überprüft wurden, wird die Stapelfolge Π^A um den Stapel n^* verlängert (Abb. 5.16:11). Anschließend wird n^* aus der Menge Ω' entfernt (Abb. 5.16:12). Wurden alle Stapel in die Stapelfolge Π^A aufgenommen, d. h. $\Omega' \neq \emptyset$, wird die While-Schleife verlassen (Abb. 5.16:2) und das Verfahren endet mit der Rückgabe der konstruierten Stapelfolge Π^A (Abb. 5.16:14).

²⁶⁹ Zur Beschreibung der lokalen Suchverfahren (Schritt 3) siehe Abschnitt 5.2.3.2, S. 110f.

²⁷⁰ Vgl. hierzu Steenken et al. (2004), S. 21, Stahlbock/Voß (2008b), S. 565 oder Meisel/Wichmann (2010), S. 571.

```

1: Setze  $\Pi^A := \langle \rangle$  und  $\Omega' := N$ ;
2: while  $\Omega' \neq \emptyset$  do
3:   Setze  $d_{best}^L := +\infty$ ;
4:   for all  $n \in \Omega'$  do
5:     if  $\nexists (n', n) \in V^A$  mit  $n' \in \Omega'$  then
6:       if  $d_n^L < d_{best}^L$  then
7:         Setze  $d_{best}^L := d_n^L$  und  $n^* := n$ ;
8:       end if
9:     end if
10:  end for
11:  Setze  $\Pi^A := \langle \Pi^A, n^* \rangle$ ;
12:  Setze  $\Omega' := \Omega' \setminus \{n^*\}$ ;
13: end while
14: return  $\Pi^A$ ;

```

Abbildung 5.16: Pseudocode zur Konstruktion der Stapelfolge Π^A bei der Konstruktionsmethode 1a

```

1: Setze  $\Pi^E := \langle \rangle$  und  $\Omega' := N$ ;
2: while  $\Omega' \neq \emptyset$  do
3:   Setze  $d_{best}^L := +\infty$ ;
4:   for all  $n \in \Omega'$  do
5:     if  $\nexists (n', n) \in V^E$  mit  $n' \in \Omega'$  then
6:       if  $d_n^L < d_{best}^L$  then
7:         Setze  $d_{best}^L := d_n^L$  und  $n^* := n$ ;
8:       end if
9:     end if
10:  end for
11:  Setze  $\Pi^E := \langle \Pi^E, n^* \rangle$ ;
12:  Setze  $\Omega' := \Omega' \setminus \{n^*\}$ ;
13: end while
14: return  $\Pi^E$ ;

```

Abbildung 5.17: Pseudocode zur Konstruktion der Stapelfolge Π^E bei der Konstruktionsmethode 1a

Die Stapelfolge Π^E wird analog zur Stapelfolge Π^A konstruiert (siehe Abbildung 5.17). Der wesentliche Unterschied zwischen den Algorithmen besteht darin, dass bei der Konstruktion von Π^E nicht die Vorrangbeziehungen der Menge V^A sondern die Vorrangbeziehungen der Menge V^E berücksichtigt werden (Vgl. Abb. 5.16:5 und Abb. 5.17:5).

Beispiel 5.8: Für die in Abbildung 5.14a dargestellte Ladebucht, mit $N = \{A, B, C, D, E, F, G\}$, $V^A = \{(A, C), (B, C), (C, D), (C, E)\}$ und $V^E = \{(D, C), (E, C), (C, A), (C, B)\}$ sei die Entfernung d_n^L für jeden Stapel $n \in N$ gegeben. Dabei gilt: $d_A^L = d_C^L = d_D^L < d_B^L = d_E^L < d_F^L < d_G^L$. Die Anwendung der Konstruktionsmethode 1a führt zu den Stapelfolgen $\Pi^A = \langle A, B, C, D, E, F, G \rangle$ und $\Pi^E = \langle D, E, C, A, B, F, G \rangle$. Um die Vorgehensweise zu

verdeutlichen, wird für die beiden anzuwendenden Algorithmen jeweils die erste Iteration der While-Schleife näher beschrieben.

Algorithmus zur Konstruktion von Π^A : Zu Beginn der ersten Iteration der While-Schleife ist $\Pi^A = \langle \rangle$ und $\Omega' = \{A, B, C, D, E, F, G\}$. Aus der Menge Ω' können in der ersten Iteration nur die Stapel A, B, F und G in die Stapelfolge Π^A aufgenommen werden. Für alle übrigen n Stapel der Menge Ω' ($n \in \Omega' \setminus \{A, B, F, G\}$) existiert mindestens eine Vorrangbeziehung $(n', n) \in V^A$ mit $n' \in \Omega'$.²⁷¹ Aus den vier zulässigen Stapeln wird der Stapel n^* mit der kürzesten Entfernung zur Landseite des Containerschiffs ermittelt. Wegen $d_A^L < d_B^L < d_F^L < d_G^L$ ist $n^* = A$. Die Stapelfolge Π^A wird somit um den Stapel A verlängert. Anschließend wird der Stapel A aus der Menge Ω' entfernt. Am Ende der ersten Iteration ist $\Pi^A = \langle A \rangle$ und $\Omega' = \{B, C, D, E, F, G\}$.

Algorithmus zur Konstruktion von Π^E : Wird die While-Schleife das erste Mal aufgerufen, ist $\Pi^E = \langle \rangle$ und $\Omega' = \{A, B, C, D, E, F, G\}$. In der Iteration können nur die Stapel D, E, F und G aus der Menge Ω' in die Stapelfolge Π^E aufgenommen werden. Für die übrigen n Stapel der Menge Ω' ($n \in \Omega' \setminus \{D, E, F, G\}$) existiert jeweils mindestens eine Vorrangbeziehung $(n', n) \in V^E$ mit $n' \in \Omega'$.²⁷² Unter den vier zulässigen Stapeln wird der Stapel n^* bestimmt, der die kürzeste Entfernung zur Landseite des Containerschiffs aufweist. Aus $d_D^L < d_E^L < d_F^L < d_G^L$ folgt $n^* = D$. Die Stapelfolge Π^E wird daher um den Stapel D erweitert. Danach wird der Stapel D aus der Menge Ω' entfernt. Am Ende der ersten Iteration ist $\Pi^E = \langle D \rangle$ und $\Omega' = \{A, B, C, E, F, G\}$.

Konstruktionsmethode 1b

Für die Darstellung der Konstruktionsmethode 1b (KM1b) werden die folgenden Symbole benötigt:

N^L Menge der vorübergehend zu entladenden Ladelukendeckel, wobei $N^L \subseteq N$.

$N_{n^L}^O$ Menge der Stapel, die sich über dem vorübergehend zu entladenden Ladelukendeckel $n^L \in N^L$ befinden, wobei $N_{n^L}^O \subseteq N$.

Es gilt: $N_{n^L}^O = \{n \in N : (n, n^L) \in V^A \vee (n^L, n) \in V^E\}$.

$N_{n^L}^U$ Menge der Stapel, die sich unter dem vorübergehend zu entladenden Ladelukendeckel $n^L \in N^L$ befinden, wobei $N_{n^L}^U \subseteq N$.

Es gilt: $N_{n^L}^U = \{n \in N : (n^L, n) \in V^A \vee (n, n^L) \in V^E\}$.

Zudem bezeichne N^F die Menge der sogenannten freien Stapel, wobei $N^F \subseteq N$. Als freie Stapel werden die abzufertigenden Containerstapel bezeichnet, die sich weder über einem noch

²⁷¹ Der Stapel D kann zum Beispiel aufgrund der Vorrangbeziehung $(C, D) \in V^A$ nicht in die Stapelfolge Π^A aufgenommen werden.

²⁷² Der Stapel A kann beispielsweise wegen $(C, A) \in V^E$ nicht in Π^E aufgenommen werden.

unter einem vorübergehend zu entladenden Ladelukendeckel befinden. Demzufolge gilt:

$$N^F = N \setminus \left(\bigcup_{n^L \in N^L} (N_{n^L}^O \cup N_{n^L}^U) \cup N^L \right). \quad (5.4)$$

Die Menge der freien Stapel und die Menge der vorübergehend zu entladenden Ladelukendeckel bilden zusammen die Menge N^G , d. h. $N^G = N^F \cup N^L$. Jedem Element $n^G \in N^G$ wird eine Stapelmenge $N_{n^G}^Z$ zugeordnet. Handelt es sich bei dem Element n^G um einen freien Stapel, enthält die Stapelmenge $N_{n^G}^Z$ nur den freien Stapel n^G . Handelt es sich bei dem Element n^G um einen vorübergehend zu entladenden Ladelukendeckel, d. h. $n^G \in N^L$, enthält die Stapelmenge $N_{n^G}^Z$ alle Stapel, welche der Ladeluke, zu dem der vorübergehend zu entladende Ladelukendeckel n^G gehört, zugeordnet sind. Dies seien neben dem vorübergehend zu entladenden Ladelukendeckel n^G auch alle abzufertigenden Containerstapel, die sich über und unter dem vorübergehend zu entladenden Ladelukendeckel n^G befinden. Folglich gilt:

$$N_{n^G}^Z = \begin{cases} N_{n^G}^O \cup N_{n^G}^U \cup \{n^G\}, & \text{falls } n^G \in N^L \\ \{n^G\}, & \text{falls } n^G \in N^F. \end{cases} \quad (5.5)$$

Darüber hinaus werden für die Darstellung noch folgende Symbole benötigt:

- $\Pi_{n^G}^A$ Stapelfolge für die Entladung der in Stapelmenge $N_{n^G}^Z$ enthaltenen Stapel, mit $n^G \in N^G$.
- $\Pi_{n^G}^E$ Stapelfolge für die Beladung der in Stapelmenge $N_{n^G}^Z$ enthaltenen Stapel, mit $n^G \in N^G$.
- Π^G Folge, bestehend aus den Elementen der Menge N^G .
- a_n^A Anzahl der Entladungsaufträge, die bei der Abfertigung des Stapels $n \in N$ auszuführen sind.
- a_n^E Anzahl der Einladungsaufträge, die bei der Abfertigung des Stapels $n \in N$ auszuführen sind.
- z_{nm}^B Bearbeitungszeit von Auftrag/Stapel n auf Maschine m , mit $m = 1, 2$. Dies entspricht der Anzahl der Spiele, die für die Entladung ($m = 1$) bzw. für die Beladung ($m = 2$) von n benötigt wird.
- $z_{n^G}^U$ Anzahl der Spiele (Einzelspiele + Doppelspiele), die zur Abfertigung aller in der Menge $N_{n^G}^U$ enthaltenen Stapel benötigt wird.

Bei der Konstruktionsmethode 1b wird eine lukenweise Abarbeitung der Stapel angestrebt. Dazu wird zunächst für jede Ladeluke, deren Ladelukendeckel vorübergehend entladen werden muss, festgelegt, in welcher Reihenfolge die zur Ladeluke gehörenden Stapel entladen bzw. beladen werden sollen. Danach wird bestimmt, in welcher Reihenfolge die Ladeluken selbst und alle übrigen (freien) Stapel abgefertigt werden sollen. Daraus ergeben sich schließlich die Stapelfolgen Π^A und Π^E . Die Vorgehensweise basiert auf den Ansätzen von Goodchild/Daganzo

(2006), Zhang/Kim (2009) und Lee et al. (2014).²⁷³ Die Konstruktionsmethode 1b kann in drei Phasen unterteilt werden, welche nacheinander durchlaufen werden: (a) Ermitteln der Stapelfolgen $\Pi_{n^G}^A$ und $\Pi_{n^G}^E$, (b) Ermitteln der Folge Π^G und (c) Generieren der Stapelfolgen Π^A und Π^E .

(a) **Ermitteln der Stapelfolgen $\Pi_{n^G}^A$ und $\Pi_{n^G}^E$:** In dieser Phase werden die Stapelfolgen $\Pi_{n^G}^A$ und $\Pi_{n^G}^E$ für alle $n^G \in N^G$ generiert. Dadurch wird festgelegt, in welcher Reihenfolge die Stapel der zugehörigen Stapelmenge $N_{n^G}^Z$ zu entladen ($\Pi_{n^G}^A$) bzw. zu beladen ($\Pi_{n^G}^E$) sind. Für den Fall, dass n^G ein freier Stapel ist, d. h. $n^G \in N^F$, befindet sich in der entsprechenden Stapelmenge $N_{n^G}^Z$ nur der Stapel n^G . Somit wird $\Pi_{n^G}^A := \langle n^G \rangle$ und $\Pi_{n^G}^E := \langle n^G \rangle$ gesetzt. Falls n^G ein vorübergehend zu entladender Ladelukendeckel ist, d. h. $n^G \in N^L$, enthält die Stapelmenge $N_{n^G}^Z$ alle zur entsprechenden Ladeluke gehörenden Stapel ($N_{n^G}^Z = N_{n^G}^O \cup N_{n^G}^U \cup \{n^G\}$). Zur Konstruktion der Stapelfolgen $\Pi_{n^G}^A$ und $\Pi_{n^G}^E$ sind dann die folgenden drei Schritte auszuführen.²⁷⁴

- (1) Sortiere die Stapel der Stapelmenge $N_{n^G}^O$ aufsteigend nach ihrer Entfernung zur Landseite des Containerschiffs. Daraus resultiert die Teilfolge Π^O .
- (2) Ermittle die Teilfolge Π^U aus den Stapeln der Stapelmenge $N_{n^G}^U$ mit dem Ansatz von Goodchild/Daganzo (2006).²⁷⁵ Bei diesem Verfahren werden die Stapel als Aufträge eines Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Problems M mit der Zielsetzung *Minimierung der Zykluszeit* (d. h. der gesamte Auftragsbestand ist in der kürzestmöglichen Zeitspanne fertigzustellen) aufgefasst.²⁷⁶ Konkret stellt jeder Stapel $n \in N_{n^G}^U$ einen Auftrag in dem Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Problem M dar, welcher zu bearbeiten ist. Für die Bearbeitung von n sind stets zwei Arbeitsgänge durchzuführen: die Entladung auf der Maschine 1 und die Beladung auf der Maschine 2. Hat eine Maschine die Bearbeitung eines Auftrags (Stapels) begonnen, dann wird die Operation ohne Unterbrechung durchgeführt. Jeder Stapel wird zu jedem Zeitpunkt von höchstens einer Maschine bearbeitet und jede Maschine bearbeitet zu jedem Zeitpunkt höchstens einen Stapel. Die Maschinenfolge ist für alle Stapel identisch. Jeder Stapel n muss erst auf Maschine 1 entladen und dann auf Maschine 2 beladen werden. Die Bearbeitungszeit eines Stapels n auf der Maschine m entspricht stets der Anzahl der Spiele, die für die Entladung ($m = 1$) bzw. für die Beladung ($m = 2$) von n benötigt wird. Die Bearbeitungszeiten z_{nm}^B leiten sich somit aus der Anzahl der in Stapel n auszuführenden Entladungsaufträge bzw. Einladungsaufträge ab. Für je-

²⁷³ Vgl. Goodchild/Daganzo (2006), S. 478f., Zhang/Kim (2009), S. 985-990 und Lee et al. (2014), S. 6-10.

²⁷⁴ In Anlehnung an Goodchild/Daganzo (2006), S. 478, Zhang/Kim (2009), S. 985 und Lee et al. (2014), S. 8.

²⁷⁵ Für eine ausführliche Beschreibung des Verfahrens siehe Goodchild/Daganzo (2006), S. 475-478.

²⁷⁶ Vgl. Goodchild/Daganzo (2006), S. 477f. Zur Charakteristik von Flow-Shop Problemen siehe z. B. Domschke et al. (1997), Kap. 5.5, S. 361-396 oder Pinedo (2013), Kap. 6, S. 151-174. Einen Überblick über Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Probleme geben Domschke et al. (1997), S. 362-372.

den Entladungsauftrag und für jeden Einladungsauftrag, der bei der Abfertigung von n auszuführen ist, wird genau ein Spiel benötigt.²⁷⁷ Folglich ist $z_{n1}^B = a_n^A$ und $z_{n2}^B = a_n^E \forall n \in N_{nG}^U$.²⁷⁸ Die Bestandsrestriktionen werden außer Acht gelassen. Das Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Problem M wird mit dem Johnson-Algorithmus gelöst.²⁷⁹ Dadurch wird die Anzahl der Spiele, die zur Abfertigung aller in der Menge N_{nG}^U enthaltenen Stapel benötigt wird, minimiert.²⁸⁰ Die Lösung (d. h. die Stapelfolge) wird in Π^U abgelegt. Der zugehörige Zielfunktionswert, d. h. die minimale Anzahl der benötigten Spiele zur Abfertigung aller Stapel der Menge N_{nG}^U , wird in der nächsten Phase der Konstruktionsmethode 1b benötigt und daher in z_{nG}^U abgelegt.

(3) Bilde die Stapelfolgen Π_{nG}^A und Π_{nG}^E wie folgt: $\Pi_{nG}^A := \langle \Pi^O, n^G, \Pi^U \rangle$ und $\Pi_{nG}^E := \langle \Pi^U, n^G, \Pi^O \rangle$.

- (b) **Ermitteln der Folge Π^G :** In dieser Phase wird festgelegt, in welcher Reihenfolge die Ladeluken und die freien Stapel in der Ladebucht abgefertigt werden sollen. Alle freien Stapel und alle Ladeluken, deren Ladelukendeckel vorübergehend zu entladen ist, werden als Aufträge eines wie oben beschriebenen Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Problems M mit der Zielsetzung Minimierung der Zykluszeit aufgefasst. Die Ladeluken werden dabei wie Stapel behandelt. Auf diese Weise kann erneut der Johnson-Algorithmus zur Ermittlung der Reihenfolge verwendet werden.²⁸¹ Konkret stellt jedes Element $n \in N^G$ einen Auftrag in dem Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Problem M dar, welcher zu bearbeiten ist. Jeder vorübergehend zu entladende Ladelukendeckel steht dabei für die Abfertigung der zu dem Ladelukendeckel gehörenden Ladeluke und jeder freie Stapel steht für die Abfertigung des entsprechenden freien Stapels. Die Bearbeitungszeiten z_{n1}^B und z_{n2}^B aller $n \in N^G$ sind von der Anzahl der bei der Abfertigung der Ladeluke bzw. des freien Stapels auszuführenden Entladungsaufträge bzw. Einladungsaufträge abhängig. Handelt es sich bei dem Element n um einen freien Stapel, d. h. $n \in N^F$, gilt: $z_{n1}^B = a_n^A$ und $z_{n2}^B = a_n^E$. Ist

²⁷⁷ Vgl. Goodchild/Daganzo (2006), S. 477 oder auch Lee et al. (2014), S. 4.

²⁷⁸ Die Containerbrücke fungiert damit sowohl als Maschine 1 als auch als Maschine 2. In jedem Spiel kann die Containerbrücke höchstens einen Entladungsauftrag (die Containerbrücke fungiert als Maschine 1) und höchstens einen Einladungsauftrag (die Containerbrücke fungiert als Maschine 2) ausführen. (Vgl. Goodchild/Daganzo (2006), S. 477 oder Lee et al. (2014), S. 4.) Wird in einem Spiel nur ein Entladungsauftrag oder nur ein Einladungsauftrag ausgeführt, handelt es sich um ein Einzelspiel. Wird in einem Spiel ein Entladungsauftrag und ein Einladungsauftrag ausgeführt, handelt es sich um ein Doppelspiel.

²⁷⁹ Das Verfahren aus der Arbeit von Johnson (1954), welches allgemein als Johnson-Algorithmus bezeichnet wird, ist ein einfaches, exaktes Verfahren zur Lösung eines Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Problems mit der Zielsetzung *Minimierung der Zykluszeit*. Für eine Beschreibung des Johnson-Algorithmus siehe z. B. Johnson (1954), Domschke et al. (1997), S. 363 oder Pinedo (2013), S. 155-157.

²⁸⁰ Da die Bestandsrestriktionen bei der Anwendung des Verfahrens von Goodchild/Daganzo (2006) außer Acht gelassen werden, kann die tatsächliche Anzahl der benötigten Spiele letztlich höher sein.

²⁸¹ In Anlehnung an Goodchild/Daganzo (2006), S. 478, Zhang/Kim (2009), S. 985-988 und Lee et al. (2014), S. 8.

n ein vorübergehend zu entladender Ladelukendeckel ($n \in N^L$) und repräsentiert damit die Abfertigung der zugehörigen Ladeluke, werden die Bearbeitungszeiten in Anlehnung an Goodchild/Daganzo (2006), Zhang/Kim (2009) und Lee et al. (2014) wie folgt berechnet:²⁸²

$$z_{n1}^B = \sum_{n' \in N_n^Z} a_{n'}^A - \left(\sum_{n' \in N_n^U} (a_{n'}^A + a_{n'}^E) - z_n^U \right) \quad (5.6)$$

und

$$z_{n2}^B = \sum_{n' \in N_n^Z} a_{n'}^E - \left(\sum_{n' \in N_n^U} (a_{n'}^A + a_{n'}^E) - z_n^U \right). \quad (5.7)$$

In den Formeln (5.6) und (5.7) wird von der Gesamtzahl der Entladungs- bzw. Einladungs-aufträge, die bei der Abfertigung der zur Ladeluke gehörenden Stapel auszuführen sind, die Anzahl der Entladungs- bzw. Einladungs-aufträge abgezogen, die bei der Abfertigung der Ladeluke gemäß der Stapelfolgen Π_n^A und Π_n^E im Doppelspiel ausgeführt werden. Das Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Problem M wird mit dem Johnson-Algorithmus gelöst. Die ermittelte Reihenfolge für die Elemente der Menge N^G wird in Π^G abgelegt.

- (c) **Generieren der Stapelfolgen Π^A und Π^E :** Aus Π^G , $\Pi_{n^G}^A$ und $\Pi_{n^G}^E$ für alle $n^G \in N^G$ werden die Stapelfolgen Π^A und Π^E gebildet. Die Stapelfolge Π^A ergibt sich durch unmittelbares Aneinanderfügen der Stapelfolgen $\Pi_{n^G}^A$ in der durch Π^G vorgegebenen Reihenfolge, d. h.

$$\Pi^A := \langle \Pi_{\Pi^G[1]}^A, \Pi_{\Pi^G[2]}^A, \dots, \Pi_{\Pi^G[|N^G|]}^A \rangle. \quad (5.8)$$

Analog dazu wird die Stapelfolge Π^E gebildet, indem die Stapelfolgen $\Pi_{n^G}^E$ in der durch Π^G vorgegebenen Reihenfolge aneinandergereiht werden:

$$\Pi^E := \langle \Pi_{\Pi^G[1]}^E, \Pi_{\Pi^G[2]}^E, \dots, \Pi_{\Pi^G[|N^G|]}^E \rangle. \quad (5.9)$$

²⁸² Vgl. Goodchild/Daganzo (2006), S. 478, Zhang/Kim (2009), S. 985-988 und Lee et al. (2014), S. 6-10. Bei den von Lee et al. (2014), Zhang/Kim (2009) und Goodchild/Daganzo (2006) untersuchten Problemstellungen ist jeweils eine Stapelfolge gesucht, welche die Anzahl der Doppelspiele maximiert. Daher berücksichtigen die Autoren bei der Ermittlung der Bearbeitungszeiten stets nur Entladungsaufträge bzw. Einladungsaufträge, die bei der Abfertigung der Ladeluke bislang noch nicht in Doppelspielen ausgeführt werden. In Goodchild/Daganzo (2006) werden nur die Entladungs- und Einladungsaufträge oberhalb des Ladelukendeckels berücksichtigt. (Vgl. Goodchild/Daganzo (2006), S. 478.) In Zhang/Kim (2009) werden zusätzlich auch einige Entladungs- und Einladungsaufträge unterhalb des Ladelukendeckels berücksichtigt. (Vgl. Zhang/Kim (2009), S. 985-988.) Bei dem Ansatz von Lee et al. (2014) sowie bei dem hier beschriebenen Ansatz werden *alle* Entladungsaufträge bzw. *alle* Einladungsaufträge berücksichtigt, die bei der Abfertigung der Ladeluke noch nicht in Doppelspielen ausgeführt werden. (Vgl. Lee et al. (2014), S. 6-10.)

Beispiel 5.9: Für die in Abbildung 5.14a dargestellte Ladebucht mit $N = \{A, B, C, D, E, F, G\}$, $V^A = \{(A, C), (B, C), (C, D), (C, E)\}$ und $V^E = \{(D, C), (E, C), (C, A), (C, B)\}$ sind die Stapelfolgen Π^A und Π^E mit der Konstruktionsmethode 1b zu generieren. Für alle Stapel $n \in N$ ist die Entfernung d_n^L gegeben. Dabei gilt: $d_A^L = d_C^L = d_D^L < d_B^L = d_E^L < d_F^L < d_G^L$. Die Menge der vorübergehend zu entladenden Ladelukendeckel lautet $N^L = \{C\}$. Über C befinden sich die Stapel A und B und unter C befinden sich die Stapel D und E. Somit ist $N_C^O = \{A, B\}$ und $N_C^U = \{D, E\}$. Für die Menge der freien Stapel gilt: $N^F = N \setminus (N_C^O \cup N_C^U \cup N^L) = \{F, G\}$. Die Menge der freien Stapel und die Menge der vorübergehend zu entladenden Ladelukendeckel bilden zusammen die Menge N^G , d. h. $N^G = N^F \cup N^L = \{C, F, G\}$. Die entsprechenden Stapelmengen $N_{n^G}^Z$, mit $n^G \in N^G$, setzen sich wie folgt zusammen: $N_C^Z = N_C^O \cup N_C^U \cup \{C\} = \{A, B, C, D, E\}$, $N_F^Z = \{F\}$ und $N_G^Z = \{G\}$. Die Anzahl der Entladungsaufträge a_n^A und die Anzahl der Einladungsaufträge a_n^E , die bei der Abfertigung des Stapels $n \in N$ auszuführen sind, können der Tabelle 5.1 entnommen werden.²⁸³

Tabelle 5.1: Anzahl der Entladungsaufträge a_n^A und Anzahl der Einladungsaufträge a_n^E , die bei der Abfertigung des Stapels $n \in N$ auszuführen sind

n	A	B	C	D	E	F	G
a_n^A	2	1	1	1	1	1	1
a_n^E	1	2	1	1	0	1	2

(a) **Ermitteln der Stapelfolgen $\Pi_{n^G}^A$ und $\Pi_{n^G}^E$:** Für jedes Element n^G der Menge $N^G = \{C, F, G\}$ werden die beiden Stapelfolgen $\Pi_{n^G}^A$ und $\Pi_{n^G}^E$ generiert. F und G sind freie Stapel ($F, G \in N^F$). Daraus folgt: $\Pi_F^A = \langle F \rangle$, $\Pi_F^E = \langle F \rangle$, $\Pi_G^A = \langle G \rangle$ und $\Pi_G^E = \langle G \rangle$. C ist ein vorübergehend zu entladender Ladelukendeckel ($C \in N^L$). Deshalb erfolgt die Konstruktion der Stapelfolgen Π_C^A und Π_C^E in drei Schritten:

- (1) Die Stapel der Menge $N_C^O = \{A, B\}$ werden aufsteigend nach ihrer Entfernung zur Landseite sortiert. Wegen $d_A^L < d_B^L$ lautet die Teilfolge $\Pi^O = \langle A, B \rangle$.
- (2) Aus den Stapeln der Menge $N_C^U = \{D, E\}$ wird mit dem Verfahren von Goodchild/Daganzo (2006) die Teilfolge Π^U generiert. Dazu wird das entsprechende Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Problem M mit den Aufträgen (Stapeln) D und E und den zugehörigen Bearbeitungszeiten $z_{D1}^B = a_D^A = 1$ und $z_{D2}^B = a_D^E = 1$ sowie $z_{E1}^B = a_E^A = 1$ und $z_{E2}^B = a_E^E = 0$ mit dem Johnson-Algorithmus gelöst. Daraus resultiert die Teilfolge $\Pi^U = \langle D, E \rangle$. Der zugehörige Zielfunktionswert, d. h. die Zykluszeit, lautet $z_C^U = 2$.

²⁸³ Die Werte für a_n^A und a_n^E lassen sich durch einen zusätzlichen Blick auf die Abbildung 5.1 auf S. 91 leicht nachvollziehen. In Stapel A sind beispielsweise zwei Entladungsaufträge (Auftrag A1 und Auftrag A2) und ein Einladungsauftrag (Auftrag A9) auszuführen. Daher ist $a_A^A = 2$ und $a_A^E = 1$.

- (3) Unter Verwendung der erstellten Teilfolgen Π^O und Π^U werden die Stapelfolgen Π_C^A und Π_C^E gebildet. Dies führt zu $\Pi_C^A = \langle \Pi^O, C, \Pi^U \rangle = \langle A, B, C, D, E \rangle$ und $\Pi_C^E = \langle \Pi^U, C, \Pi^O \rangle = \langle D, E, C, A, B \rangle$
- (b) **Ermitteln der Folge Π^G :** Aus den Elementen der Menge $N^G = \{C, F, G\}$ wird die Folge Π^G generiert. Dazu wird ein entsprechendes Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Problem M mit den Aufträgen C, F und G generiert. Bei F und G handelt es sich um freie Stapel ($F, G \in N^F$). Demzufolge ist $z_{F1}^B = a_F^A = 1$, $z_{F2}^B = a_F^E = 1$, $z_{G1}^B = a_G^A = 1$ und $z_{G2}^B = a_G^E = 2$. Da C ein vorübergehend zu entladender Ladelukendeckel ist ($C \in N^L$), werden die Bearbeitungszeiten z_{C1}^B und z_{C2}^B gemäß der Formeln (5.6) bzw. (5.7) berechnet. Somit ist $z_{C1}^B = 6 - (3 - 2) = 5$ und $z_{C2}^B = 5 - (3 - 2) = 4$. Die Lösung des Zwei-Maschinen-Flow-Shop-Problems M mit dem Johnson-Algorithmus führt zu der Folge $\Pi^G = \langle F, G, C \rangle$.
- (c) **Generieren der Stapelfolgen Π^A und Π^E :** Die Stapelfolgen Π^A und Π^E werden gemäß der Formeln (5.8) bzw. (5.9) konstruiert. Dementsprechend ist $\Pi^A = \langle \Pi_F^A, \Pi_G^A, \Pi_C^A \rangle = \langle F, G, A, B, C, D, E \rangle$ und $\Pi^E = \langle \Pi_F^E, \Pi_G^E, \Pi_C^E \rangle = \langle F, G, D, E, C, A, B \rangle$.

5.4.3 Schritt 2: Konstruktion einer zulässigen Auftragsfolge

Im zweiten Schritt der stapelbasierten deterministischen Verfahren wird unter Verwendung der zuvor konstruierten Stapelfolgen Π^A und Π^E eine zulässige Auftragsfolge Φ für die Probleminstanz des CSPLC generiert. In diesem Abschnitt werden zwei entsprechende Methoden vorgeschlagen. Zur Beschreibung der Methoden werden die folgenden Symbole benötigt:

- Φ_n^A Auftragsfolge, die bei der Entladung des Stapels $n \in N$ einzuhalten ist und ausschließlich die dem Stapel n zugehörigen Entladungsaufträge enthält. Φ_n^A wird durch die Vorrangbeziehungen eindeutig festgelegt.
- Φ_n^E Auftragsfolge, die bei der Beladung des Stapels $n \in N$ einzuhalten ist und ausschließlich die dem Stapel n zugehörigen Einladungsaufträge enthält. Φ_n^E wird durch die Vorrangbeziehungen eindeutig festgelegt.
- Φ^A aus allen Entladungsaufträgen der Menge C^A bestehende Auftragsfolge, die sich aus der Stapelfolge Π^A ergibt.
- Φ^E aus allen Einladungsaufträgen der Menge C^E bestehende Auftragsfolge, die sich aus der Stapelfolge Π^E ergibt.

Konstruktionsmethode 2a

Durch die Konstruktionsmethode 2a (KM2a) wird eine zulässige Auftragsfolge Φ konstruiert, bei der erst alle Entladungsaufträge und anschließend alle Einladungsaufträge ausgeführt werden. Das Vorgehen kann in zwei Schritte unterteilt werden. Im ersten Schritt werden aus den Stapelfolgen Π^A und Π^E die Auftragsfolgen Φ^A und Φ^E abgeleitet. Die Auftragsfolge Φ^A wird

gebildet, indem jeder Stapel n in der Stapelfolge Π^A durch die entsprechende Auftragsfolge Φ_n^A ersetzt wird. Mit anderen Worten werden die Auftragsfolgen Φ_n^A aller Stapel $n \in N$ in der durch Π^A vorgegebenen Reihenfolge aneinandergereiht, d. h.

$$\Phi^A := \langle \Phi_{\Pi^A[1]}^A, \Phi_{\Pi^A[2]}^A, \dots, \Phi_{\Pi^A[|N|]}^A \rangle. \quad (5.10)$$

Analog dazu wird die Auftragsfolge Φ^E gebildet, indem die Auftragsfolgen Φ_n^E aller Stapel $n \in N$ in der durch Π^E vorgegebenen Reihenfolge aneinandergereiht werden. Demnach ist

$$\Phi^E := \langle \Phi_{\Pi^E[1]}^E, \Phi_{\Pi^E[2]}^E, \dots, \Phi_{\Pi^E[|N|]}^E \rangle. \quad (5.11)$$

Im zweiten Schritt wird die zulässige Auftragsfolge Φ wie folgt generiert:

$$\Phi := \langle 0, \Phi^A, \Phi^E \rangle. \quad (5.12)$$

Da in der Auftragsfolge Φ nach dem Dummyauftrag 0 erst alle Entladungsaufträge und anschließend alle Einladungsaufträge ausgeführt werden, bleiben die Bestandsrestriktionen unverletzt.

Beispiel 5.10: Für die in Abbildung 5.14a dargestellte Ladebucht, mit $N = \{A, B, C, D, E, F, G\}$, wurden die Stapelfolgen $\Pi^A = \langle A, B, C, D, E, F, G \rangle$ und $\Pi^E = \langle D, E, C, A, B, F, G \rangle$ mit der Konstruktionsmethode 1a konstruiert. Mit der Konstruktionsmethode 2a soll nun die zulässige Auftragsfolge Φ generiert werden.

Im ersten Schritt der Konstruktionsmethode 2a werden die Stapelfolgen Φ^A und Φ^E gebildet. Gemäß Formel (5.10) ist $\Phi^A = \langle \Phi_A^A, \Phi_B^A, \Phi_C^A, \Phi_D^A, \Phi_E^A, \Phi_F^A, \Phi_G^A \rangle$. Die Auftragsfolgen Φ_n^A aller Stapel $n \in N$ können aus der Beschreibung der Beispielinstantz in Abschnitt 5.1.2 und unter Verwendung von Abbildung 5.14 abgeleitet werden.²⁸⁴ Es gilt: $\Phi_A^A = \langle A1, A2 \rangle$, $\Phi_B^A = \langle A4 \rangle$, $\Phi_C^A = \langle A15 \rangle$, $\Phi_D^A = \langle A3 \rangle$, $\Phi_E^A = \langle A5 \rangle$, $\Phi_F^A = \langle A6 \rangle$ und $\Phi_G^A = \langle A7 \rangle$. Die Auftragsfolge Φ^A lautet folglich $\Phi^A = \langle A1, A2, A4, A15, A3, A5, A6, A7 \rangle$. Entsprechend der Formel (5.11) ist $\Phi^E = \langle \Phi_D^E, \Phi_E^E, \Phi_C^E, \Phi_A^E, \Phi_B^E, \Phi_F^E, \Phi_G^E \rangle$. Aus der Beschreibung der Beispielinstantz in Abschnitt 5.1.2 und unter Verwendung von Abbildung 5.14 können die Auftragsfolgen Φ_n^E für alle $n \in N$ abgeleitet werden. Danach ist $\Phi_A^E = \langle A9 \rangle$, $\Phi_B^E = \langle A10, A11 \rangle$, $\Phi_C^E = \langle A16 \rangle$, $\Phi_D^E = \langle A8 \rangle$, $\Phi_E^E = \langle \rangle$, $\Phi_F^E = \langle A12 \rangle$ und $\Phi_G^E = \langle A13, A14 \rangle$.²⁸⁵ Somit ist $\Phi^E = \langle A8, A16, A9, A10, A11, A12, A13, A14 \rangle$.

Im zweiten Schritt der Konstruktionsmethode 2a wird die zulässige Auftragsfolge Φ gemäß Formel (5.12) gebildet. Daraus resultiert $\Phi = \langle 0, A1, A2, A4, A15, A3, A5, A6, A7, A8, A16,$

²⁸⁴ Zu Stapel A gehören beispielsweise die Entladungsaufträge A1 und A2. Durch die Vorrangbeziehungen wird festgelegt, dass A1 vor A2 auszuführen ist (siehe Abbildung 5.2, S. 92). Damit ist $\Phi_A^A = \langle A1, A2 \rangle$.

²⁸⁵ Zu Stapel B gehören zum Beispiel die Einladungsaufträge A10 und A11. Durch die Vorrangbeziehungen wird festgelegt, dass A10 vor A11 auszuführen ist (siehe Abbildung 5.2, S. 92). Folglich ist $\Phi_B^E = \langle A10, A11 \rangle$.

Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	
Auftrag:	0	A1	A2	A4	A15	A3	A5	A6	A7	A8	A16	A9	A10	A11	A12	A13	A14	
$c_{sr} - d'_{sr}$:	100	120	120	120	120	120	120	120	120	110	120	120	120	120	120	120	120	$\Sigma=1890$ ZE
Typ:	-	A	A	A	A	A	A	A	A	E	E	E	E	E	E	E	E	
q_r^1 :	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	0	
q_r^2 :	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1	0	0	0	

Abbildung 5.18: Auftragsfolge, die durch die Kombination von Konstruktionsmethode 1a und Konstruktionsmethode 2a erzeugt wurde

$A9, A10, A11, A12, A13, A14$) (siehe Abbildung 5.18). Die Auftragsfolge Φ enthält alle 17 einzuplanenden Aufträge (einschließlich des Dummyauftrags 0). Der Zielfunktionswert der Lösung, d. h. die Abfertigungszeit der Ladebucht, beträgt insgesamt 1890 ZE. Da erst alle Entladungsaufträge (Typ A) und anschließend alle Einladungsaufträge (Typ E) durchgeführt werden, sind bei dieser Auftragsfolge nur Einzelspiele auszuführen. Die Bestandsrestriktionen werden nicht verletzt ($q_r^1, q_r^2 \geq 0 \quad \forall r \in C$).

Konstruktionsmethode 2b

Bei der Konstruktionsmethode 2b (KM2b) sind ebenfalls zwei Schritte auszuführen. Im ersten Schritt, welcher mit dem ersten Schritt der Konstruktionsmethode 2a identisch ist, werden aus den Stapelfolgen Π^A und Π^E durch die Anwendung der Formeln (5.10) und (5.11) die Auftragsfolgen Φ^A bzw. Φ^E erzeugt. Im zweiten Schritt wird die zulässige Auftragsfolge Φ konstruiert. Dabei wird – im Unterschied zur Konstruktionsmethode 2a – ein häufiger Wechsel zwischen Einladungsauftrag und Entladungsauftrag in Φ angestrebt.

Die konkrete Vorgehensweise im zweiten Schritt der Konstruktionsmethode 2b wird in Abbildung 5.19 (siehe S. 130) als Pseudocode dargestellt. Nach der Initialisierung von Φ , j , k , Ω sowie q^g für alle Containerkategorien $g \in G$ (Abb. 5.19:1) wird eine While-Schleife aufgerufen (Abb. 5.19:2 – Abb. 5.19:25). In jeder Iteration der While-Schleife wird versucht, die aktuelle Auftragsfolge Φ um einen Einladungsauftrag und um einen Entladungsauftrag zu verlängern. Dabei sind die bestehenden Vorrangbeziehungen und die Bestandsrestriktionen zu berücksichtigen. Das Vorgehen innerhalb der While-Schleife kann in zwei Phasen unterteilt werden: (a) Aufnehmen eines Einladungsauftrags (Abb. 5.19:3 – Abb. 5.19:16) und (b) Aufnehmen eines Entladungsauftrags (Abb. 5.19:17 – Abb. 5.19:24). Wurden alle Aufträge in die aktuelle Auftragsfolge Φ aufgenommen, d. h. $\Omega \neq \emptyset$, liegt eine vollständige zulässige Lösung vor und die While-Schleife wird verlassen (Abb. 5.19:2). Mit der Rückgabe der aktuellen Auftragsfolge Φ endet der zweite Schritt der Konstruktionsmethode 2b (Abb. 5.19:26). Im Folgenden werden die beiden Phasen der While-Schleife genauer beschrieben.

- (a) **Aufnehmen eines Einladungsauftrags:** In dieser Phase der Iteration wird versucht, den an Position k der Auftragsfolge Φ^E stehenden Einladungsauftrag r in die aktuelle Auftragsfolge Φ aufzunehmen. Dies setzt voraus, dass sich (noch) mindestens ein Einla-

```

1: Setze  $\Phi := \langle 0 \rangle$ ;  $j := 1$ ;  $k := 1$ ;  $\Omega := C \setminus \{0\}$ ;  $q^g := 0, \forall g \in G$ ;
2: while  $\Omega \neq \emptyset$  do
3:   if  $\Omega \cap C^E \neq \emptyset$  then
4:     Setze  $r := \Phi^E[k]$ ;
5:     if  $\nexists (s, r) \in V$  mit  $s \in \Omega$  then
6:       if  $r \in C^{ER}$  then
7:         if  $q^{gr} > 0$  then
8:           Setze  $\Phi := \langle \Phi, r \rangle$ ;
9:           Setze  $q^{gr} := q^{gr} - 1$ ;  $\Omega := \Omega \setminus \{r\}$ ;  $k := k + 1$ ;
10:        end if
11:       else
12:         Setze  $\Phi := \langle \Phi, r \rangle$ ;
13:         Setze  $\Omega := \Omega \setminus \{r\}$  und  $k := k + 1$ ;
14:       end if
15:     end if
16:   end if
17:   if  $\Omega \cap C^A \neq \emptyset$  then
18:     Setze  $r' := \Phi^A[j]$ ;
19:     Setze  $\Phi := \langle \Phi, r' \rangle$ ;
20:     Setze  $\Omega := \Omega \setminus \{r'\}$  und  $j := j + 1$ ;
21:     if  $r' \in C^{AR}$  then
22:       Setze  $q^{gr'} := q^{gr'} + 1$ ;
23:     end if
24:   end if
25: end while
26: return  $\Phi$ ;

```

Abbildung 5.19: Pseudocode von Schritt 2 der Konstruktionsmethode 2b

dungsauftrag in der Menge Ω befindet ($\Omega \cap C^E \neq \emptyset$). Die aktuelle Auftragsfolge Φ kann nur dann um den Einladungsauftrag r verlängert werden, wenn keine Vorrangbeziehung $(s, r) \in V$ mit $s \in \Omega$ existiert (Einhaltung der Vorrangbeziehungen). Sieht der Auftrag r die Einladung eines Rehandlecontainers vor, muss sich zudem mindestens ein Rehandlecontainer der entsprechenden Containerkategorie im Pufferbereich befinden, d. h. $q^{gr} > 0$ (Einhaltung der Bestandsrestriktionen). Sind die Bedingungen erfüllt, wird die aktuelle Auftragsfolge Φ um den Einladungsauftrag r verlängert. Danach wird r aus der Menge Ω entfernt und k um 1 erhöht. Falls der Auftrag r die Einladung eines Rehandlecontainers vorsieht ($r \in C^{ER}$), wird außerdem der aktuelle Bestand an Rehandlecontainern der entsprechenden Containerkategorie im Pufferbereich (q^{gr}) um 1 verringert. Falls in der Menge Ω kein Einladungsauftrag enthalten ist oder der Einladungsauftrag r nicht in die Auftragsfolge Φ aufgenommen werden kann, werden in dieser Phase der Iteration keine Änderungen durchgeführt.

- (b) **Aufnehmen eines Entladungsauftrags:** Befindet sich in der Menge Ω (noch) mindestens ein Entladungsauftrag ($\Omega \cap C^A \neq \emptyset$), dann wird die Auftragsfolge Φ in der zweiten Phase der Iteration um den an Position j der Auftragsfolge Φ^A stehenden Entladungsauf-

trag r' verlängert. Der Entladungsauftrag r' wird anschließend aus der Menge Ω entfernt und j um 1 erhöht. Falls der Auftrag r' die Entladung eines Rehandlecontainers vorsieht ($r' \in C^{AR}$), wird der aktuelle Bestand an Rehandlecontainern der entsprechenden Containerkategorie im Pufferbereich ($q^{g_{r'}}$) um 1 erhöht. Enthält die Menge Ω keinen Entladungsauftrag, werden in dieser Phase der Iteration keine Änderungen durchgeführt.

Beispiel 5.11: Gegeben seien erneut die in Abbildung 5.14a dargestellte Ladebucht, mit $N = \{A, B, C, D, E, F, G\}$, sowie die Stapelfolgen $\Pi^A = \langle A, B, C, D, E, F, G \rangle$ und $\Pi^E = \langle D, E, C, A, B, F, G \rangle$. Die zulässige Auftragsfolge Φ soll nun durch die Anwendung der Konstruktionsmethode 2b generiert werden.

Im ersten Schritt der Konstruktionsmethode 2b werden die Auftragsfolgen Φ^A und Φ^E gebildet. Das Vorgehen unterscheidet sich nicht von dem der Konstruktionsmethode 2a (siehe oben). Folglich ist $\Phi^A = \langle A1, A2, A4, A15, A3, A5, A6, A7 \rangle$ und $\Phi^E = \langle A8, A16, A9, A10, A11, A12, A13, A14 \rangle$. Im zweiten Schritt der Konstruktionsmethode 2b führt die Anwendung des in Abbildung 5.19 dargestellten Algorithmus zu der zulässigen Auftragsfolge $\Phi = \langle 0, A1, A2, A4, A15, A3, A8, A5, A16, A6, A9, A7, A10, A11, A12, A13, A14 \rangle$ (siehe Abbildung 5.20). Die Abfertigungszeit der Ladebucht beträgt 1830 ZE.

Position:	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	
Auftrag:	0	A1	A2	A4	A15	A3	A8	A5	A16	A6	A9	A7	A10	A11	A12	A13	A14	
$c_{sr} - d'_{sr}$:	$\lfloor 100 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 120 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 120 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 120 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 120 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 110 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 110 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 110 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 110 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 110 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 110 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 110 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 120 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 120 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 120 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 120 \rfloor \uparrow$	$\lfloor 120 \rfloor \uparrow$	$\Sigma=1830$ ZE
Typ:	-	A	A	A	A	A	E	A	E	A	E	A	E	E	E	E	E	
q_F^1 :	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	0	
q_F^2 :	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	0	0	0	

Abbildung 5.20: Auftragsfolge, die durch die Kombination von Konstruktionsmethode 1a und Konstruktionsmethode 2b erzeugt wurde

Zur Veranschaulichung der in einer Iteration der While-Schleife durchzuführenden Schritte wird die sechste Iteration näher betrachtet. Zu Beginn der sechsten Iteration ist $\Phi = \langle 0, A1, A2, A4, A15, A3 \rangle$, d. h. in die aktuelle Auftragsfolge Φ wurden bislang fünf Entladungsaufträge und (noch) kein Einladungsauftrag aufgenommen. Daher ist $k = 1$ und $j = 6$.²⁸⁶ Die übrigen, nicht in Φ enthaltenen Aufträge bilden die Menge Ω . Folglich ist $\Omega = \{A5, A6, A7, A8, A9, A10, A11, A12, A13, A14, A16\}$. Die Werte für q^1 und q^2 können aus der Abbildung 5.20 abgeleitet werden. Es gilt: $q^1 = q_{A3}^1 = 1$ und $q^2 = q_{A3}^2 = 0$. Weil sich in Ω noch Aufträge befinden ($\Omega \neq \emptyset$) wird die While-Schleife durchlaufen.

- (a) **Aufnehmen eines Einladungsauftrags:** Die Menge Ω enthält noch mindestens einen Einladungsauftrag (z. B. A8 oder A10). Deshalb wird der an Position $k = 1$ in der Auf-

²⁸⁶ k wurde nach der Initialisierung noch nicht erhöht, während j nach der Initialisierung fünfmal um jeweils 1 erhöht wurde.

tragsfolge Φ^E stehende Auftrag A8 ausgewählt (d. h. $r = \Phi^E[1] = A8$). Eine Vorrangbeziehung $(s, A8) \in V$ mit $s \in \Omega$ existiert nicht. Weil der Auftrag A8 die Einladung eines Importcontainers vorsieht ($A8 \notin C^{ER}$), ist die Anzahl der Rehandlecontainer im Pufferbereich nicht von Bedeutung. Die aktuelle Auftragsfolge Φ wird deshalb um den Auftrag A8 verlängert. Danach wird der Auftrag A8 aus der Menge Ω entfernt und k um 1 erhöht. Am Ende der ersten Phase der sechsten Iteration ist $\Phi = \langle 0, A1, A2, A4, A15, A3, A8 \rangle$, $\Omega = \{A5, A6, A7, A9, A10, A11, A12, A13, A14, A16\}$ und $k = 2$. Alle übrigen Werte sind unverändert.

- (b) **Aufnehmen eines Entladungsauftrags:** In der Menge Ω befindet sich noch mindestens ein Entladungsauftrag (beispielsweise A5 oder A6). Deshalb wird der an Position $j = 6$ in der Auftragsfolge Φ^A stehende Auftrag A5 ausgewählt ($r' = \Phi^A[6] = A5$). Die aktuelle Auftragsfolge Φ wird um den Auftrag A5 verlängert. Dann wird Auftrag A5 aus der Menge Ω entfernt und $j := 6 + 1 = 7$ gesetzt. Weil der Auftrag A5 die Entladung eines Rehandlecontainers der Containerkategorie 2 vorsieht ($A5 \in C^{AR}$ und $g_{A5} = 2$), wird $q^2 := 0 + 1 = 1$ gesetzt.

Am Ende der sechsten Iteration ist $\Phi = \langle 0, A1, A2, A4, A15, A3, A8, A5 \rangle$, $\Omega = \{A6, A7, A9, A10, A11, A12, A13, A14, A16\}$, $k = 2$, $j = 7$, $q^1 = 1$ und $q^2 = 1$.

5.5 Untere Schranken für den optimalen Zielfunktionswert

In diesem Abschnitt wird zunächst eine untere Schranke US_1 für den minimalen Zielfunktionswert des in Abschnitt 4.3.3 eingeführten Optimierungsmodells für das CSPLC dargestellt (Abschnitt 5.5.1). Anschließend wird eine untere Schranke US_2 für den minimalen Zielfunktionswert des in Abschnitt 4.2.2.3 eingeführten Optimierungsmodells für das auftragsbasierte CSP dargestellt (Abschnitt 5.5.2). Die unteren Schranken können für die Analyse der vorgestellten Verfahren zur Lösung des CSPLC bzw. des auftragsbasierten CSP im Hinblick auf die Qualität der ermittelten Auftragsfolgen herangezogen werden.²⁸⁷

5.5.1 Untere Schranke US_1

Für die Darstellung der unteren Schranke US_1 werden zunächst einige Symbole eingeführt. Es bezeichne C_r^V , mit $r \in C$, die Menge der Entladungs- und Einladungsaufträge, die in ei-

²⁸⁷ Für die Analyse heuristischer Verfahren im Hinblick auf die Qualität der erzeugten Lösungen ist der optimale Zielfunktionswert einer unteren Schranke für den optimalen Zielfunktionswert als Vergleichmaßstab vorzuziehen. (Vgl. Talbi (2009), S. 60-62 und Silberholz/Golden (2010), S. 634f.) Die Ermittlung des optimalen Zielfunktionswertes kommt jedoch wegen des erforderlichen Rechenaufwands (in der Regel) nicht in Frage (Vgl. Abschnitt 5.1.1).

ner Auftragsfolge unmittelbar vor Auftrag r ausgeführt werden können, ohne dass dadurch die bestehenden Vorrangbeziehungen verletzt werden. Der Dummyauftrag 0 wird dabei bewusst ausgeschlossen, d. h. $C_r^V \subseteq C^A \cup C^E$. Zudem gilt: $C_0^V = \emptyset$. Für alle $s \in C_r^V$ sind folgende zwei Bedingungen erfüllt:

- (1) Durch die Vorrangbeziehungen wird nicht festgelegt, dass der Auftrag s nach Auftrag r ausgeführt werden muss.
- (2) Falls durch die Vorrangbeziehungen festgelegt wird, dass Auftrag s vor Auftrag r ausgeführt werden muss, dann gibt es keinen Auftrag $v \in C$ der aufgrund der Vorrangbeziehungen zwischen Auftrag s und Auftrag r ausgeführt werden muss.

Des Weiteren sei C_0^N die Menge der Aufträge, die in einer zulässigen Auftragsfolge gleich zu Beginn, d. h. direkt nach dem Dummyauftrag 0, ausgeführt werden können, wobei $C_0^N \subseteq C^A \cup C^E$. Für alle $s \in C_0^N$ gilt:

- (1) Der Auftrag s sieht nicht die Einladung eines Rehandlecontainers vor ($s \notin C^{ER}$).²⁸⁸
- (2) Es gibt keinen Auftrag $v \in C^A \cup C^E$ der aufgrund der Vorrangbeziehungen vor Auftrag s ausgeführt werden muss.

Für eine gegebene Problem Instanz des CSPLC ergibt sich eine untere Schranke für den optimalen Zielfunktionswert aus einer unteren Schranke US^{AE} für die Zeit, die zur Ausführung aller Entladungs- und Einladungsaufträge benötigt wird (falls alle Rehandlecontainer extern umgeladen werden), abzüglich einer oberen Schranke (engl. *upper bound*) OS_1^{IU} für die Summe der Zeitersparnisse, die durch schiffsinterne Umladungen realisiert werden kann.

Gemäß Formel (4.25) (siehe S. 72) besteht die Ausführungszeit c_{sr} eines Auftrags $r \in C$ aus den Komponenten t_{sr}^{LE} und t_r^{LA} . Zur Berechnung der unteren Schranke US^{AE} wird deshalb für jeden Auftrag $r \in C$ ermittelt, wieviel Zeit für die Durchführung der Leerfahrt und der Lastfahrt mindestens benötigt wird. Für die Durchführung der Lastfahrt eines Auftrags r werden unabhängig von der Auftragsfolge t_r^{LA} ZE benötigt. Die Zeit, die für die Durchführung der Leerfahrt eines Auftrags r benötigt wird, ist hingegen davon abhängig, welcher Auftrag $s \in C$ unmittelbar vor Auftrag r ausgeführt wird. Ist $s = 0$, d. h. Auftrag r wird zu Beginn und damit direkt nach dem Dummyauftrag 0 ausgeführt, entfällt die Leerfahrt, da $c_{0r} = t_r^{LA} \forall r \in C$ gilt (siehe S. 72). In einer zulässigen Auftragsfolge wird von den c_A auszuführenden Entladungs- und Einladungsaufträgen genau ein Auftrag aus der Menge C_0^N direkt nach dem Dummyauftrag 0 ausgeführt. Dementsprechend haben alle übrigen Aufträge einen anderen Vorgänger. Es sei

$$t_r^{LE*} = \begin{cases} \min \{t_{sr}^{LE} : s \in C_r^V\}, & \text{falls } C_r^V \neq \emptyset \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases} \quad (5.13)$$

²⁸⁸ Der Einladung eines Rehandlecontainers muss stets eine Entladung vorausgehen. Daher kann ein Auftrag $s \in C^{ER}$ kein Element der Menge C_0^N sein.

t_r^{LE*} ist eine untere Schranke für den Zeitbedarf, der für die Durchführung der Leerfahrt des Auftrags r benötigt wird, unter der Einschränkung, dass Auftrag r in der Auftragsfolge nicht direkt nach dem Dummyauftrag 0 ausgeführt wird. Kann r ausschließlich nach dem Dummyauftrag 0 ausgeführt werden²⁸⁹ oder ist $r = 0$, dann ist $t_r^{LE*} = 0$. Die untere Schranke US^{AE} für die Zeit, die zur Ausführung aller Entladungs- und Einladungsaufträge benötigt wird, kann nun wie folgt berechnet werden:

$$US^{AE} = \sum_{r \in C} \left(t_r^{LA} + t_r^{LE*} \right) - \max \{ t_s^{LE*} : s \in C_0^N \}. \quad (5.14)$$

In einer zulässigen Lösung fällt in der Zielfunktion für jeden Auftrag $r \in C$ genau eine Zeitersparnis in Höhe von d'_{sr} ZE mit $s \in C$ an. Dabei ist der Auftrag s der unmittelbare Vorgänger des Auftrags r in der entsprechenden Auftragsfolge. Aus der Formel (4.34) ergibt sich, dass der d'_{sr} -Wert grundsätzlich nur dann positiv (d. h. $d'_{sr} > 0$) sein kann, wenn der Auftrag r die Einladung eines Rehandlecontainers vorsieht, d. h. wenn $r \in C^{ER}$ gilt.²⁹⁰ Anderenfalls ist $d'_{sr} = 0 \quad \forall s \in C$. Es wurde bereits ausgeführt, dass ein Auftrag $r \in C^{ER}$ nicht direkt nach dem Dummyauftrag 0 ausgeführt werden kann. In einer zulässigen Auftragsfolge kommen folglich nur die Aufträge aus C_r^V als unmittelbare Vorgänger eines Auftrags $r \in C^{ER}$ in Frage. Vor diesem Hintergrund wird zur Berechnung der oberen Schranke OS_1^{IU} für jeden Auftrag $r \in C$ die maximale Zeitersparnis $d_r^{\overline{IU*}}$ wie folgt ermittelt:

$$d_r^{\overline{IU*}} = \begin{cases} \max \{ d'_{sr} : s \in C_r^V \}, & \text{falls } r \in C^{ER} \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases} \quad (5.15)$$

Die maximale Zeitersparnis $d_r^{\overline{IU*}}$ des Auftrags r ist eine obere Schranke für die in der Zielfunktion in Abhängigkeit vom direkten Vorgänger s des Auftrags r anfallende Zeitersparnis d'_{sr} . Die obere Schranke OS_1^{IU} ergibt sich aus der Summe der maximalen Zeitersparnisse der Aufträge. Hierbei genügt es, die $d_r^{\overline{IU*}}$ -Werte der in C^{ER} enthaltenen Aufträge zu summieren, d. h.

$$OS_1^{IU} = \sum_{r \in C^{ER}} d_r^{\overline{IU*}}. \quad (5.16)$$

Aus der unteren Schranke US^{AE} und der oberen Schranke OS_1^{IU} wird die untere Schranke US_1 für den optimalen Zielfunktionswert wie folgt berechnet:

$$US_1 = US^{AE} - OS_1^{IU}. \quad (5.17)$$

²⁸⁹ Dieser Fall tritt beispielsweise auf, wenn nur ein Entladungs- oder nur ein Einladungsauftrag auszuführen ist ($c_A = 1$).

²⁹⁰ Vgl. Abschnitt 4.3.2, S. 82.

Beispiel 5.12: Für die Beispielinstantz aus Abschnitt 5.1.2 ist die untere Schranke US_1 zu berechnen. Der Beschreibung kann entnommen werden, dass $t_r^{LA} = 100 \text{ ZE} \quad \forall r \in C \setminus \{0\}$ und $t_0^{LA} = 0 \text{ ZE}$ ist. Die Berechnung von t_r^{LE*} ergibt $t_r^{LE*} = 10 \text{ ZE} \quad \forall r \in C \setminus \{0\}$ und $t_0^{LE*} = 0 \text{ ZE}$. Um die Ermittlung von t_r^{LE*} zu veranschaulichen, wird der Auftrag A15 genauer betrachtet. Die Menge der Entladungs- und Einladungsaufträge, die in einer Auftragsfolge unmittelbar vor Auftrag A15 ausgeführt werden können, lautet: $C_{A15}^V = \{A2, A4, A6, A7, A12, A13, A14\}$. Gemäß Formel (5.13) ist $t_{A15}^{LE*} = \min\{t_{s,A15}^{LE} : s \in C_{A15}^V\} = \min\{20, 20, 20, 20, 10, 10, 10\} = 10 \text{ ZE}$. In einer zulässigen Auftragsfolge können zu Beginn, d. h. unmittelbar nach dem Dummyauftrag 0, nur die Aufträge A1, A4, A6 oder A7 ausgeführt werden. Demzufolge ist $C_0^N = \{A1, A4, A6, A7\}$ und $\max\{t_s^{LE*} : s \in C_0^N\} = \max\{10, 10, 10, 10\} = 10 \text{ ZE}$. Die untere Schranke US^{AE} kann nun mit Formel (5.14) berechnet werden. Es gilt: $US^{AE} = 1600 + 160 - 10 = 1750 \text{ ZE}$.

Unter Verwendung von Formel (5.15) werden die Werte für $d_r^{\overline{IU}^*}$ ermittelt. So ist $d_{A12}^{\overline{IU}^*} = d_{A14}^{\overline{IU}^*} = 120 \text{ ZE}$ und $d_r^{\overline{IU}^*} = 0 \text{ ZE} \quad \forall r \in C \setminus \{A12, A14\}$. Um die Ermittlung für $d_r^{\overline{IU}^*}$ zu veranschaulichen wird der Auftrag A14 genauer betrachtet. Der Auftrag A14 ist in der Menge C^{ER} enthalten. Folglich ist $d_{A14}^{\overline{IU}^*} = \max\{d_{s,A14}^{\overline{IU}^*} : s \in C_{A14}^V\}$. Die Menge der Entladungs- und Einladungsaufträge, die in einer Auftragsfolge unmittelbar vor dem Auftrag A14 ausgeführt werden können, lautet: $C_{A14}^V = \{A1, A2, A3, A4, A5, A6, A8, A9, A10, A11, A12, A13, A15, A16\}$. Daraus folgt: $d_{A14}^{\overline{IU}^*} = \max\{0, 120, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0\} = 120 \text{ ZE}$. Für die obere Schranke OS_1^{IU} ergibt sich gemäß Formel (5.16) $OS_1^{IU} = d_{A12}^{\overline{IU}^*} + d_{A14}^{\overline{IU}^*} = 240 \text{ ZE}$. Aus Formel (5.17) folgt schließlich: $US_1 = 1750 - 240 = 1510 \text{ ZE}$.²⁹¹

5.5.2 Untere Schranke US_2

Für das auftragsbasierte CSP, welches in Abschnitt 4.2.2.3 eingeführt wurde und ein Spezialfall des CSPLC ist, ergibt sich eine untere Schranke US_2 für den optimalen Zielfunktionswert aus der bereits bekannten unteren Schranke US^{AE} abzüglich einer verschärften oberen Schranke OS_2^{IU} für die Summe der Zeitersparnisse, die durch schiffsinterne Umladungen realisiert werden kann, d. h.

$$US_2 = US^{AE} - OS_2^{IU}. \quad (5.18)$$

Bei der Ermittlung der oberen Schranke OS_2^{IU} wird die spezielle Verteilung der Rehandlecontainer, die sich beim auftragsbasierten CSP aus der Annahme A6 (siehe S. 60) ergibt, berücksichtigt. In Meisel/Wichmann (2010) wird gezeigt, dass aufgrund dieser speziellen Verteilung

²⁹¹ Der optimale Zielfunktionswert der Beispielinstantz (1590 ZE) liegt somit etwa 5,3% über der ermittelten unteren Schranke US_1 .

höchstens

$$R^{int} = R^A - R^{ext} \quad (5.19)$$

schiffsinterne Umladungen durchgeführt werden können.²⁹² Dabei ist R^A die Anzahl der Rehandlecontainer, die in der betrachteten Ladebucht umzuladen sind, d. h. $R^A = |C^{ER}| = |C^{AR}|$, und R^{ext} entspricht der maximalen Anzahl an Rehandlecontainern in einem Stapel unter allen Stapeln der betrachteten Ladebucht. Folglich kann eine (positive) Zeitersparnis bei höchstens R^{int} Aufträgen realisiert werden.²⁹³ Um diesen Aspekt zu berücksichtigen, werden die maximalen Zeitersparnisse $d_r^{\overline{IU}^*}$ aller Aufträge $r \in C^{ER}$ nicht aufsteigend sortiert. Daraus resultiert die Folge $D^{\overline{IU}^*}$. Es gilt:

$$D^{\overline{IU}^*}[1] \geq D^{\overline{IU}^*}[2] \geq \dots \geq D^{\overline{IU}^*}[R^A]. \quad (5.20)$$

Die obere Schranke OS_2^{IU} kann nun wie folgt ermittelt werden:

$$OS_2^{IU} = \begin{cases} \sum_{k=1}^{R^{int}} D^{\overline{IU}^*}[k], & \text{falls } R^{int} > 0 \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases} \quad (5.21)$$

Beispiel 5.13: Gegeben sei die in Beispiel 4.2 (siehe S. 69) dargestellte Problem Instanz für das auftragsbasierte CSP. Des Weiteren gelten die vereinfachten (stellplatzunabhängigen) Durchführungszeiten für die Leer- und Lastfahrten aus Abschnitt 5.1.2. Für die Problem Instanz ist die untere Schranke US_2 zu berechnen.

Den gegebenen Durchführungszeiten zufolge ist $t_r^{LA} = 100$ ZE $\forall r \in C \setminus \{0\}$ und $t_0^{LA} = 0$ ZE. Die Berechnung von $t_r^{LE^*}$ ergibt $t_r^{LE^*} = 10$ ZE $\forall r \in C \setminus \{0\}$ und $t_0^{LE^*} = 0$ ZE. Unmittelbar nach dem Dummyauftrag 0 können nur die Aufträge A1, A4, A7, A9 oder A12 ausgeführt werden. Deshalb ist $C_0^N = \{A1, A4, A7, A9, A12\}$ und $\max\{t_s^{LE^*} : s \in C_0^N\} = 10$ ZE. Für die untere Schranke US^{AE} ergibt sich gemäß Formel (5.14): $US^{AE} = 2800 + 280 - 10 = 3070$ ZE.

In der betrachteten Ladebucht sind insgesamt $R^A = |C^{ER}| = |C^{AR}| = 5$ Rehandlecontainer umzuladen. Die maximale Anzahl an Rehandlecontainern in einem Stapel unter allen Stapeln der betrachteten Ladebucht ist in Stapel 4 zu finden und beträgt $R^{ext} = 2$. Somit können höchstens $R^{int} = 5 - 2 = 3$ Rehandlecontainer schiffsintern umgeladen werden (Formel (5.19)). Aus Formel (5.15) folgt: $d_{A15}^{\overline{IU}^*} = d_{A22}^{\overline{IU}^*} = d_{A24}^{\overline{IU}^*} = d_{A26}^{\overline{IU}^*} = d_{A27}^{\overline{IU}^*} = 120$ ZE und $d_r^{\overline{IU}^*} = 0$ ZE $\forall r \in C \setminus \{A15, A22, A24, A26, A27\}$. Die maximalen Zeitersparnisse $d_r^{\overline{IU}^*}$ aller $r \in C^{ER}$

²⁹² Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 584.

²⁹³ Für alle übrigen Aufträge gilt gemäß Formel (5.15): $d_r^{\overline{IU}^*} = 0$.

werden nicht aufsteigend sortiert. Daraus resultiert die Folge $D^{\overline{IU}^*} = \langle 120, 120, 120, 120, 120 \rangle$. Somit ist $OS_2^{IU} = 120 + 120 + 120 = 360$ ZE. Aus Formel (5.18) folgt schließlich: $US_2 = 3070 - 360 = 2710$ ZE. Zum Vergleich: Der Wert der unteren Schranke US_1 für die in Beispiel 4.2 dargestellte Probleminstanz beträgt $US_1 = 3070 - 600 = 2470$ ZE.

5.6 Zusammenfassung

In der einschlägigen Literatur sind bislang keine problemspezifischen Ansätze zur Lösung des CSPLC zu finden. Aus diesem Grund wurden verschiedene auf das CSPLC ausgerichtete Lösungsverfahren entwickelt und in diesem Kapitel dargestellt. Das CSPLC zählt wie das QCSP zu den kombinatorischen Optimierungsproblemen. Potenzielle Verfahren zur Lösung des CSPLC können daher in exakte und heuristische Lösungsverfahren unterteilt werden. Wie die kritische Analyse zu Beginn dieses Kapitels gezeigt hat, kommen exakte Verfahren zur Lösung von Probleminstanzen praxisrelevanter Größenordnung des CSPLC aufgrund des zu erwartenden hohen Rechenaufwands nicht in Betracht. Daher wurden ausschließlich heuristische Verfahren zur Lösung des CSPLC entwickelt. Die entwickelten Lösungsverfahren können in stochastische und deterministische Verfahren unterteilt werden.

Tabelle 5.2: Überblick über die entwickelten stochastischen Verfahren zur Lösung des CSPLC

Verfahren	Konstruktionsphase	Verbesserungsphase
GRASP1	rand. Greedy-Konstruktionsverfahren	LS1
GRASP2	rand. Greedy-Konstruktionsverfahren	LS2
MSH1	rand. Konstruktionsverfahren	LS1
MSH2	rand. Konstruktionsverfahren	LS2

In Tabelle 5.2 wird ein Überblick über die entwickelten stochastischen Verfahren zur Lösung des CSPLC gegeben. Zum einen wurde ein auf der Metaheuristik GRASP basierender zweistufiger Lösungsansatz entwickelt, dessen Funktionsweise sich weitgehend am GRASP-Ansatz von Meisel/Wichmann (2010) orientiert. Zum anderen wurde eine zweistufige Multi-Start-Heuristik zur Lösung des CSPLC präsentiert. In der Konstruktionsphase (Stufe 1) des GRASP-Ansatzes kommt ein randomisiertes Greedy-Konstruktionsverfahren zum Einsatz. In der Konstruktionsphase (Stufe 1) der Multi-Start-Heuristik wird ein randomisiertes Konstruktionsverfahren (ähnlich dem des GRASP-Ansatzes jedoch ohne Greedy-Komponente) ausgeführt. Zur Verbesserung der erzeugten Lösungen wurden zwei lokale Suchverfahren (LS1 und LS2) vorgeschlagen, welche alternativ in der jeweiligen Verbesserungsphase (Stufe 2) der beiden Ansätze eingesetzt werden können. Bei beiden lokalen Suchverfahren kommen verschiedene an das CSPLC angepasste Verschiebestrategien zur Anwendung. Insgesamt ergeben sich damit zwei Varianten des GRASP-Ansatzes (GRASP1 und GRASP2) und zwei Varianten der Multi-Start-Heuristik (MSH1 und MSH2).

Tabelle 5.3: Überblick über die entwickelten stapelbasierten deterministischen Verfahren zur Lösung des CSPLC

Verfahren	Schritt 1	Schritt 2	Schritt 3
SBVaa1	KM1a	KM2a	LS1
SBVaa2	KM1a	KM2a	LS2
SBVab1	KM1a	KM2b	LS1
SBVab2	KM1a	KM2b	LS2
SBVba1	KM1b	KM2a	LS1
SBVba2	KM1b	KM2a	LS2
SBVbb1	KM1b	KM2b	LS1
SBVbb2	KM1b	KM2b	LS2

Bei den entwickelten (stapelbasierten) deterministischen Verfahren zur Lösung des CSPLC werden stets drei Schritte nacheinander ausgeführt. Im ersten Schritt wird eine zulässige Stapelfolge für die Entladung und eine zulässige Stapelfolge für die Beladung der Ladebucht generiert. Im zweiten Schritt wird aus den beiden Stapelfolgen eine zulässige Auftragsfolge abgeleitet. Im dritten Schritt wird versucht, die erzeugte Lösung zu verbessern. Für die Schritte 1 und 2 wurden jeweils zwei alternative Methoden vorgeschlagen. Bei der Entwicklung dieser Methoden wurde zum Teil auf bereits bestehende Ansätze aus der Praxis und der Literatur zurückgegriffen. In Schritt 3 kommt entweder das lokale Suchverfahren LS1 oder das lokale Suchverfahren LS2 zur Anwendung. Die Kombination der alternativen Methoden bzw. lokalen Suchverfahren führt zu insgesamt acht unterschiedlichen deterministischen Verfahren (siehe Tabelle 5.3).

Für die Analyse der entwickelten heuristischen Verfahren zur Lösung des CSPLC im Hinblick auf die Qualität der ermittelten Auftragsfolgen wurden zwei untere Schranken für die minimale Abfertigungszeit der Ladebucht dargestellt. Die untere Schranke US_1 ist für alle Instanzen des CSPLC gültig. Die untere Schranke US_2 ist nur für Instanzen des auftragsbasierten CSP – einem Spezialfall des CSPLC – gültig und wird in dieser Arbeit nicht weiter betrachtet.

Kapitel 6

Experimentelle Untersuchungen zum CSPLC

Dieses Kapitel widmet sich der experimentellen Analyse der in Kapitel 5 dargestellten heuristischen Verfahren zur Lösung des CSPLC. In Abschnitt 6.1 wird zunächst die zugrundeliegende Datenbasis ausführlich beschrieben. In Abschnitt 6.2 wird ein geeigneter Referenzwert zur Beurteilung der Leistungsfähigkeit der entwickelten heuristischen Verfahren ausgewählt. Dabei wird die untere Schranke US_1 für den optimalen Zielfunktionswert bezüglich des CSPLC evaluiert. Anschließend werden die Ergebnisse der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren zur Lösung des CSPLC umfassend untersucht und miteinander verglichen (Abschnitt 6.3). Es folgt eine ausführliche Analyse der Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren (Abschnitt 6.4). In Abschnitt 6.5 werden die Ergebnisse der stochastischen Verfahren schließlich mit den besten Ergebnissen der stapelbasierten deterministischen Verfahren verglichen. Das Kapitel schließt mit einer Zusammenfassung (Abschnitt 6.6).

6.1 Datenbasis

Die Analyse der entwickelten heuristischen Verfahren erfolgt anhand von zufällig erzeugten Probleminstanzen verschiedener Klassen des CSPLC. Dieser Abschnitt befasst sich mit der Generierung dieser Probleminstanzen und ist wie folgt untergliedert. In Abschnitt 6.1.1 werden zunächst die Problemparameter und deren Ausprägungen vorgestellt. Zudem werden die generierten Probleminstanzen anhand ihrer Problemparameterausprägungen kategorisiert. Danach wird die Vorgehensweise bei der Generierung der Ankunfts- und der Abfahrtskonfiguration beschrieben (Abschnitt 6.1.2). Schließlich wird das Konzept zur Festlegung der Durchführungszeiten für die Leer- und Lastfahrten dargestellt (Abschnitt 6.1.3).

6.1.1 Problemparameter und deren Ausprägungen

Für die Experimente wurden insgesamt 320 verschiedene Probleminstanzen generiert.²⁹⁴ Diese können in Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel, bezeichnet mit $p1, p2, \dots, p160$, und Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln, bezeichnet mit $lp1, lp2, \dots, lp160$, unterteilt werden. Die Probleminstanzen unterscheiden sich weiter hinsichtlich der Anzahl der einzuplanenden Aufträge (c_A), der Größe der betrachteten Ladebucht ($i_A \times j_A$), des Anteils an Rehandlecontainern in der betrachteten Ladebucht und der Anzahl der Containerkategorien (g_A).

Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel

In Tabelle 6.1 wird ein Überblick über die Problemparameterausprägungen der 160 erzeugten Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel gegeben. Wie der Tabelle zu entnehmen ist, beträgt

Tabelle 6.1: Kategorisierung der generierten Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel

Anteil Rehandle- container	$i_A \times j_A \rightarrow$ $g_A \downarrow$	10x10		15x15		20x20		25x25	
		$c_A=100$	$c_A=140$	$c_A=224$	$c_A=315$	$c_A=400$	$c_A=560$	$c_A=624$	$c_A=875$
0%	-	$p1-p4$	$p21-p24$	$p41-p44$	$p61-p64$	$p81-p84$	$p101-p104$	$p121-p124$	$p141-p144$
10%	1	$p5-p8$	$p25-p28$	$p45-p48$	$p65-p68$	$p85-p88$	$p105-p108$	$p125-p128$	$p145-p148$
10%	5	$p9-p12$	$p29-p32$	$p49-p52$	$p69-p72$	$p89-p92$	$p109-p112$	$p129-p132$	$p149-p152$
20%	1	$p13-p16$	$p33-p36$	$p53-p56$	$p73-p76$	$p93-p96$	$p113-p116$	$p133-p136$	$p153-p156$
20%	5	$p17-p20$	$p37-p40$	$p57-p60$	$p77-p80$	$p97-p100$	$p117-p120$	$p137-p140$	$p157-p160$

die Anzahl der einzuplanenden Aufträge (c_A) entweder 100, 140, 224, 315, 400, 560, 624 oder 875. Da bei diesen Probleminstanzen keine Ladelukendeckel vorkommen, sieht jeder Auftrag die Bewegung eines Containers vor. Bei den Probleminstanzen mit 100 einzuplanenden Aufträgen ($p1-p20$) und bei den Probleminstanzen mit 140 einzuplanenden Aufträgen ($p21-p40$) wird jeweils eine kleine Ladebucht betrachtet. Kleine Ladebuchten bestehen aus 10 Stapeln und 10 Ebenen und verfügen damit über genau $10 \cdot 10 = 100$ Stellplätze. Bei den Probleminstanzen mit 224 einzuplanenden Aufträgen ($p41-p60$) und den Probleminstanzen mit 315 einzuplanenden Aufträgen ($p61-p80$) ist jeweils eine mittlere Ladebucht mit 15 Stapeln und 15 Ebenen (= 225 Stellplätze) abzufertigen. Bei den Probleminstanzen mit 400 und 560 einzuplanenden Aufträgen ($p81-p100$ bzw. $p101-p120$) wird jeweils eine große Ladebucht mit 20 Stapeln und 20 Ebenen (= 400 Stellplätze) betrachtet und bei den Probleminstanzen mit 624 und 875 einzuplanenden Aufträgen ($p121-p140$ bzw. $p141-p160$) jeweils eine sehr große Ladebucht mit 25 Stapeln und 25 Ebenen (= 625 Stellplätze). Der Anteil an Rehandlecontainern, im Folgenden mit R^{Ant} bezeichnet, gibt an, wieviel Prozent der Stellplätze der betrachteten Ladebucht in der Ankunftsconfiguration mit Rehandlecontainern belegt sind. Es wird zwischen Probleminstanzen mit 0%, 10% und 20% Rehandlecontaineranteil unterschieden. Bei den Probleminstanzen

²⁹⁴ Die 320 generierten Probleminstanzen können der beiliegenden CD entnommen werden.

mit einem Rehandlecontaineranteil von 10% oder 20% beträgt die Anzahl der Containerkategorien (g_A) entweder 1 oder 5. Diese Unterteilung entfällt bei den Problem instanzen mit einem Rehandlecontaineranteil von 0%.

Problem instanzen mit Ladelukendeckeln

In Tabelle 6.2 werden die 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln entsprechend ihrer Problem parameterausprägungen kategorisiert. Wie zu sehen ist, wurden Problem instanzen mit 106,

Tabelle 6.2: Kategorisierung der generierten Problem instanzen mit Ladelukendeckeln

Anteil Rehandle- container	$i_A \times j_A \rightarrow$ $g_A \downarrow$	10x10		15x15		20x20		25x25	
		$c_A=106$	$c_A=146$	$c_A=230$	$c_A=321$	$c_A=410$	$c_A=570$	$c_A=634$	$c_A=885$
0%	-	<i>lp1-lp4</i>	<i>lp21-lp24</i>	<i>lp41-lp44</i>	<i>lp61-lp64</i>	<i>lp81-lp84</i>	<i>lp101-lp104</i>	<i>lp121-lp124</i>	<i>lp141-lp144</i>
10%	1	<i>lp5-lp8</i>	<i>lp25-lp28</i>	<i>lp45-lp48</i>	<i>lp65-lp68</i>	<i>lp85-lp88</i>	<i>lp105-lp108</i>	<i>lp125-lp128</i>	<i>lp145-lp148</i>
10%	5	<i>lp9-lp12</i>	<i>lp29-lp32</i>	<i>lp49-lp52</i>	<i>lp69-lp72</i>	<i>lp89-lp92</i>	<i>lp109-lp112</i>	<i>lp129-lp132</i>	<i>lp149-lp152</i>
20%	1	<i>lp13-lp16</i>	<i>lp33-lp36</i>	<i>lp53-lp56</i>	<i>lp73-lp76</i>	<i>lp93-lp96</i>	<i>lp113-lp116</i>	<i>lp133-lp136</i>	<i>lp153-lp156</i>
20%	5	<i>lp17-lp20</i>	<i>lp37-lp40</i>	<i>lp57-lp60</i>	<i>lp77-lp80</i>	<i>lp97-lp100</i>	<i>lp117-lp120</i>	<i>lp137-lp140</i>	<i>lp157-lp160</i>

146, 230, 321, 410, 570, 634 und 885 einzuplanenden Aufträgen generiert.²⁹⁵ Bei den Problem instanzen mit 106 einzuplanenden Aufträgen (*lp1-lp20*) und bei den Problem instanzen mit 146 einzuplanenden Aufträgen (*lp21-lp40*) wird jeweils eine kleine Ladebucht bestehend aus 10 Stapeln und 10 Ebenen (= 100 Stellplätze) betrachtet. Bei den Problem instanzen mit 230 einzuplanenden Aufträgen (*lp41-lp60*) und bei denen mit 321 einzuplanenden Aufträgen (*lp61-lp80*) ist jeweils eine mittlere Ladebucht mit 15 Stapeln und 15 Ebenen (= 225 Stellplätze) abzufertigen. Bei den Problem instanzen mit 410 und 570 einzuplanenden Aufträgen (*lp81-lp100* bzw. *lp101-lp120*) ist jeweils eine große Ladebucht mit 20 Stapeln und 20 Ebenen (= 400 Stellplätze) abzufertigen und bei den Problem instanzen mit 634 und 885 einzuplanenden Aufträgen (*lp121-lp140* bzw. *lp141-lp160*) wird jeweils eine sehr große Ladebucht mit 25 Stapeln und 25 Ebenen (= 625 Stellplätze) betrachtet. Wie bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel beträgt der Anteil der Rehandlecontainer auch bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln entweder 0%, 10% oder 20%. Bei einem positiven Rehandlecontaineranteil (d. h. $R^{Ant} > 0\%$) wird bezüglich der Anzahl an Containerkategorien wieder zwischen Problem instanzen mit $g_A = 1$ und $g_A = 5$ unterschieden.

Bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln wurden die Anzahl und die Verteilung der Ladelukendeckel in Abhängigkeit von der Größe der Ladebucht wie folgt festgelegt. Bei kleinen Ladebuchten (10x10) gibt es stets drei Ladelukendeckel. Durch die Ladelukendeckel werden die unteren fünf Ebenen von den oberen fünf Ebenen getrennt. Der erste Ladelukendeckel erstreckt sich über die Stapel 1, 2 und 3, der zweite Ladelukendeckel erstreckt sich über die

²⁹⁵ Da für die Bewegung der Ladelukendeckel zusätzliche Aufträge anfallen, unterscheiden sich die Ausprägungen des Problem parameters c_A bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln von den Ausprägungen des Problem parameters c_A bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel.

Stapel 4, 5, 6 und 7 und der dritte Ladelukendeckel erstreckt sich über die Stapel 8, 9 und 10. Bei mittleren Ladebuchten (15x15) sind ebenfalls stets drei Ladelukendeckel zu finden. Durch die Ladelukendeckel werden die unteren sieben Ebenen von den oberen acht Ebenen getrennt. Die Ladelukendeckel erstrecken sich jeweils über fünf hintereinanderliegende Stapel, d. h. der erste Ladelukendeckel erstreckt sich über die Stapel 1 bis 5, der zweite Ladelukendeckel über die Stapel 6 bis 10 und der dritte Ladelukendeckel erstreckt sich über die Stapel 11 bis 15. In großen Ladebuchten (20x20) befinden sich stets fünf Ladelukendeckel. Die Ladelukendeckel trennen die unteren zehn Ebenen von den oberen zehn Ebenen und erstrecken sich über jeweils vier hintereinanderliegende Stapel. Der erste Ladelukendeckel erstreckt sich über die Stapel 1 bis 4, der zweite Ladelukendeckel über die Stapel 5 bis 8, der dritte Ladelukendeckel über die Stapel 9 bis 12, der vierte Ladelukendeckel über die Stapel 13 bis 16 und der fünfte Ladelukendeckel über die Stapel 17 bis 20. Sehr große Ladebuchten (25x25) verfügen ebenfalls stets über fünf Ladelukendeckel. Die Ladelukendeckel trennen dabei die unteren 12 Ebenen von den oberen 13 Ebenen und erstrecken sich über jeweils fünf hintereinanderliegende Stapel. Der erste Ladelukendeckel erstreckt sich über die Stapel 1 bis 5, der zweite Ladelukendeckel über die Stapel 6 bis 10, der dritte Ladelukendeckel über die Stapel 11 bis 15, der vierte Ladelukendeckel über die Stapel 16 bis 20 und der fünfte Ladelukendeckel über die Stapel 21 bis 25.

Bei der Generierung der Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln wurde stets sichergestellt, dass zur Abfertigung der Ladebucht jede Ladeluke entladen und wieder eingeladen werden muss. Bei allen Probleminstanzen mit drei Ladelukendeckeln sehen somit sechs Aufträge die Bewegung (Entladung bzw. Einladung) eines Ladelukendeckels vor und bei allen Probleminstanzen mit fünf Ladelukendeckeln sehen 10 Aufträge die Bewegung eines Ladelukendeckels vor. Alle übrigen Aufträge stehen jeweils für die Bewegung eines Containers.

Bei allen 320 Probleminstanzen beträgt der Anteil der fixen Container 10%, d. h. es sind stets 10% der Stellplätze in der betrachteten Ladebucht durch fixe Container belegt. Zudem sind bei jeder Probleminstanz mindestens 30% der Stellplätze in der Ankunftsconfiguration mit Importcontainern und mindestens 30% der Stellplätze in der Abfahrtsconfiguration mit Exportcontainern belegt.

6.1.2 Generierung der Ankunfts- und Abfahrtsconfiguration

Zur Generierung einer Probleminstanz wurden stets die Ankunfts- und die Abfahrtsconfiguration einer Ladebucht unter Berücksichtigung der entsprechenden Ausprägungen der Problemparаметer erzeugt. Dazu wurden zunächst die Anzahl der Rehandlecontainer, die Mindestanzahl der Importcontainer, die Mindestanzahl der Exportcontainer und die Anzahl der fixen Container in Abhängigkeit von der Größe der Ladebucht ($i_A \times j_A$) gemäß der Gleichung

$$\text{„Containeranzahl“} = \lfloor i_A \cdot j_A \cdot \text{„Containeranteil“} \rfloor \quad (6.1)$$

berechnet.²⁹⁶ Anschließend wurden die Anzahl der Importcontainer und die Anzahl der Exportcontainer zufällig und unter Einhaltung der folgenden Bedingungen festgelegt:

- Die Anzahl der Importcontainer muss größer oder gleich der ermittelten Mindestanzahl der Importcontainer sein.
- Die Anzahl der Exportcontainer muss größer oder gleich der ermittelten Mindestanzahl der Exportcontainer sein.
- Da jeder fixe Container, jeder Rehandlecontainer und jeder Importcontainer jeweils einen Stellplatz in der Ankunftsconfiguration benötigt, darf die Anzahl der fixen Container, die Anzahl der Rehandlecontainer und die Anzahl der Importcontainer zusammen nicht größer sein als die Anzahl der Stellplätze der Ladebucht.
- Da jeder fixe Container, jeder Rehandlecontainer und jeder Exportcontainer jeweils einen Stellplatz in der Abfahrtsconfiguration benötigt, darf die Anzahl der fixen Container, die Anzahl der Rehandlecontainer und die Anzahl der Exportcontainer zusammen nicht größer sein als die Anzahl der Stellplätze der Ladebucht.
- Um die vorgegebene Auftragsanzahl zu erhalten, muss die Anzahl der Importcontainer und die Anzahl der Exportcontainer so festgelegt werden, dass

$$c_A = 2 \cdot \text{Anzahl der Rehandlecontainer} + 2 \cdot \text{Anzahl der Ladelukendeckel} + \text{Anzahl der Importcontainer} + \text{Anzahl der Exportcontainer}$$

gilt.²⁹⁷

Danach wurden die Container auf die Stellplätze in der Ankunfts- bzw. Abfahrtsconfiguration verteilt. Bezüglich der Vorgehensweise ist dabei zwischen den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel und den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln zu unterscheiden.

Vorgehen bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel

Zur Generierung der Ankunftsconfiguration bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel wurden die Importcontainer, die Rehandlecontainer und die fixen Container zufällig auf die Stapel verteilt. Da jeder Stapel nur über j_A Stellplätze verfügt, wurde sichergestellt, dass keinem Stapel mehr als j_A Container zugeordnet werden. Fixe Container wurden innerhalb der Stapel stets auf den untersten Stellplätzen positioniert. Die dem Stapel zugewiesenen Import- und

²⁹⁶ Beispiel: Bei einer Probleminstanz mit 315 einzuplanenden Aufträgen (\rightarrow Ladebucht mit 15 Stapeln und 15 Ebenen) und einem gegebenen Anteil an Rehandlecontainern von 20%, beträgt die Anzahl der Rehandlecontainer $\lfloor 15 \cdot 15 \cdot 0,2 \rfloor = 45$, die Mindestanzahl der Importcontainer und die Mindestanzahl der Exportcontainer jeweils $\lfloor 15 \cdot 15 \cdot 0,3 \rfloor = 67$ und die Anzahl der fixen Container $\lfloor 15 \cdot 15 \cdot 0,1 \rfloor = 22$.

²⁹⁷ Für jeden Importcontainer und für jeden Exportcontainer ist genau ein Auftrag auszuführen. Für jeden Rehandlecontainer und für jeden Ladelukendeckel sind genau zwei Aufträge auszuführen. (Vgl. Abschnitt 4.3.1, S. 76f.)

Rehandlecontainer wurden dann zufällig auf die darüberliegenden Stellplätze verteilt. Dabei wurde sichergestellt, dass sich unter einem belegten Stellplatz nie ein unbelegter Stellplatz befindet. Jedem Rehandlecontainer in der Ankunftsconfiguration wurde genau eine der insgesamt g_A Containerkategorien zufällig zugewiesen. Dabei wurde dafür gesorgt, dass jede Containerkategorie etwa gleich häufig in der Ladebucht vertreten ist.²⁹⁸

Zur Generierung der Abfahrtsconfiguration wurde die Verteilung der fixen Container aus der Ankunftsconfiguration übernommen. Danach wurden die Rehandlecontainer und die Exportcontainer zufällig auf die Stapel verteilt. In der Folge kann die Verteilung der Rehandlecontainer in der Abfahrtsconfiguration von der Verteilung der Rehandlecontainer in der Ankunftsconfiguration abweichen. Keinem Stapel wurden dabei mehr als j_A Container (einschließlich der fixen Container) zugeordnet. Die fixen Container erhielten in der Abfahrtsconfiguration exakt die gleiche Position wie in der Ankunftsconfiguration. Die dem Stapel zugewiesenen Export- und Rehandlecontainer wurden zufällig auf die darüberliegenden Stellplätze verteilt, wobei auch hier gewährleistet wurde, dass sich unter einem belegten Stellplatz nie ein unbelegter Stellplatz befindet. Jedem Rehandlecontainer in der Abfahrtsconfiguration wurde genau eine Containerkategorie zufällig zugewiesen. Dabei wurde sichergestellt, dass jede Containerkategorie in der Abfahrtsconfiguration genauso häufig vertreten ist, wie in der Ankunftsconfiguration. Abschließend wurde überprüft, ob alle Rehandlecontainer bei der Umladung der Ladebucht bewegt werden müssen. Ein Rehandlecontainer der Containerkategorie $g \in G$, welcher in der Ankunftsconfiguration auf dem Stellplatz (i, j) steht, muss in einer Ladebucht ohne Ladelukendeckel nicht bewegt werden, wenn auch in der Abfahrtsconfiguration ein Rehandlecontainer der Containerkategorie g auf dem Stellplatz (i, j) steht und der Rehandlecontainer darüber hinaus weder den Zugriff auf einen Importcontainer noch den Zugriff auf einen Rehandlecontainer blockiert. Nur wenn alle Rehandlecontainer bewegt werden mussten, wurde aus der generierten Ankunfts- und Abfahrtsconfiguration eine Probleminstance für die Experimente abgeleitet.

Vorgehen bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln

Zur Generierung der Ankunftsconfiguration wurden die Importcontainer, die Rehandlecontainer und die fixen Container zufällig auf die Stapel verteilt. Dabei wurden keinem Stapel mehr als j_A Container zugeordnet. Zudem wurde sichergestellt, dass jedem Stapel höchstens so viele fixe Container zugeordnet werden, wie Ebenen unterhalb des Ladelukendeckels zur Verfügung stehen. Innerhalb der Stapel wurden fixe Container stets auf den untersten Stellplätzen positioniert. Folglich befinden sich fixe Container ausschließlich unter Deck. Die dem Stapel zugewiesenen Import- und Rehandlecontainer wurden danach zufällig auf die darüberliegenden

²⁹⁸ Konkret wurde dafür gesorgt, dass die Differenz zwischen der Anzahl der Rehandlecontainer zweier unterschiedlicher Containerkategorien nie größer als 1 ist. Beispiel: In der Ankunftsconfiguration der Ladebucht befinden sich insgesamt 11 Rehandlecontainern und $g_A = 3$. Vier Rehandlecontainer gehören dann zur Containerkategorie 1, vier Rehandlecontainer zur Containerkategorie 2 und drei Rehandlecontainer zur Containerkategorie 3.

Stellplätze über und unter Deck verteilt. Hierbei wurde darauf geachtet, dass sich unter einem belegten Stellplatz über Deck nie ein unbelegter Stellplatz über Deck und unter einem belegten Stellplatz unter Deck nie ein unbelegter Stellplatz unter Deck befindet. Abschließend wurde jedem Rehandlecontainer in der Ankunftsconfiguration genau eine der g_A Containerkategorien zufällig zugewiesen. Auch hier wurde dafür gesorgt, dass jede Containerkategorie etwa gleich häufig in der Ladebucht vertreten ist.

Zur Generierung der Abfahrtsconfiguration wurde die Verteilung der fixen Container aus der Ankunftsconfiguration übernommen. Dann wurden die Rehandlecontainer und die Exportcontainer zufällig auf die Stapel verteilt. Dabei wurde sichergestellt, dass keinem Stapel mehr als j_A Container (einschließlich der fixen Container) zugeordnet werden. Die fixen Container erhielten in der Abfahrtsconfiguration exakt die gleiche Position wie in der Ankunftsconfiguration. Anschließend wurden die dem Stapel zugewiesenen Export- und Rehandlecontainer zufällig auf die darüberliegenden Stellplätze über und unter Deck verteilt. Hierbei wurde dafür gesorgt, dass sich unter einem belegten Stellplatz über Deck nie ein unbelegter Stellplatz über Deck und unter einem belegten Stellplatz unter Deck nie ein unbelegter Stellplatz unter Deck befindet. Nachdem die Stellplätze der Container in der Abfahrtsconfiguration feststanden, wurde jedem Rehandlecontainer in der Abfahrtsconfiguration genau eine der g_A Containerkategorie zufällig zugewiesen. Dabei wurde gewährleistet, dass jede Containerkategorie in der Abfahrtsconfiguration genauso häufig vertreten ist, wie in der Ankunftsconfiguration. Abschließend wurde überprüft, ob alle Rehandlecontainer bei der Umladung der Ladebucht bewegt werden müssen. Ein Rehandlecontainer der Containerkategorie $g \in G$, welcher in der Ankunftsconfiguration auf dem Stellplatz (i, j) steht, muss in einer Ladebucht mit Ladelukendeckeln nicht bewegt werden, wenn auch in der Abfahrtsconfiguration ein Rehandlecontainer der Containerkategorie g auf dem Stellplatz (i, j) steht und der Rehandlecontainer darüber hinaus weder die Entladung eines zu entladenden Containers (Import- oder Rehandlecontainer) noch die Entladung eines zu entladenden Ladelukendeckels blockiert. Aus der generierten Ankunfts- und Abfahrtsconfiguration wurde nur dann eine Probleminstanz für die Experimente abgeleitet, wenn alle Rehandlecontainer entladen werden mussten.

Aus der Ankunfts- und Abfahrtsconfiguration der Ladebucht können – analog zur Darstellung in Abschnitt 4.3.1 – die auszuführenden Entladungs- und Einladungsaufträge, die zwischen den Aufträgen bestehenden Vorrangbeziehungen und die Bestandsrestriktionen abgeleitet werden. Bei den Probleminstanzen wurden *stellplatzabhängige* Durchführungszeiten für die Leer- und Lastfahrten angenommen, d. h. bei der Festlegung der Durchführungszeiten sind die Stellplätze der Container bzw. die Positionen der Ladelukendeckel an Bord des Containerschiffs berücksichtigt worden. Auf der Landseite wurde hingegen nicht zwischen unterschiedlichen Aufnahme- und Abgabepositionen differenziert. Das der Problemgenerierung zugrundeliegende Konzept zur Festlegung der Durchführungszeiten für die Leer- und Lastfahrten wird im nächsten Abschnitt erläutert.

6.1.3 Konzept zur Festlegung der Durchführungszeiten für die Leer- und Lastfahrten

Für die Darstellung des Konzepts werden folgende Symbole benötigt (siehe auch Abbildung 6.1, S. 147):

- d_v^1 vertikale Distanz (pauschal) zwischen der Übergabestation/dem Pufferbereich auf der Landseite und der Höhe, auf die der Spreader angehoben werden muss, damit alle Stellplätze in der betrachteten Ladebucht (unabhängig von ihrer Belegung) unter Last und ohne Last sicher überfahren werden können.
- d_v^2 vertikale Distanz (pauschal) zwischen dem Stellplatz $(1, j_A)$ in der betrachteten Ladebucht und der Höhe, auf die der Spreader angehoben werden muss, damit alle Stellplätze in der betrachteten Ladebucht (unabhängig von ihrer Belegung) unter Last und ohne Last sicher überfahren werden können.
- d_v^3 vertikale Distanz zwischen zwei Ebenen der betrachteten Ladebucht.
- d_h^1 horizontale Distanz (pauschal) zwischen der Übergabestation/dem Pufferbereich auf der Landseite und dem Stellplatz $(1, j_A)$ in der betrachteten Ladebucht.
- d_h^2 horizontale Distanz zwischen zwei Stapeln der betrachteten Ladebucht.
- v_v^{LE} Bewegungsgeschwindigkeit des Spreaders bei vertikalen Bewegungen (Anheben/Ab-senken) ohne Last.
- v_v^{LA} Bewegungsgeschwindigkeit des Spreaders bei vertikalen Bewegungen (Anheben/Ab-senken) unter Last.
- v_h^{LE} Bewegungsgeschwindigkeit des Spreaders bei horizontalen Bewegungen (Katzfahrt entlang des Kranarms) ohne Last.
- v_h^{LA} Bewegungsgeschwindigkeit des Spreaders bei horizontalen Bewegungen (Katzfahrt entlang des Kranarms) unter Last.
- t^w Zeit, die für die Durchführung einer Leerfahrt auf der Landseite benötigt wird (pauschal).
- t^f Zeit, die zur Verankerung (Fixierung) des Containers/Ladelukendeckels am Spreader benötigt wird.
- t^e Zeit, die zur Entkopplung des Containers/Ladelukendeckels vom Spreader benötigt wird.

Zudem bezeichne C^C die Menge der Aufträge, die die Bewegung eines Containers vorsehen, und C^L die Menge der Aufträge, die die Bewegung eines Ladelukendeckels vorsehen. Dabei gilt: $C^C \cup C^L \cup \{0\} = C$. Mit I_r wird die Menge der Stapel bezeichnet ($I_r \subseteq I$), über die sich der Ladelukendeckel, welcher durch den Auftrag $r \in C^L$ zu bewegen ist, erstreckt.

Zur Festlegung der Durchführungszeiten wurden die Ebenen in der Ladebucht aufsteigend von unten nach oben und die Stapel aufsteigend mit zunehmender Entfernung zur Landseite des Containerschiffs nummeriert (siehe Abbildung 6.1). Es sei i_r der Stapel und j_r die Ebene

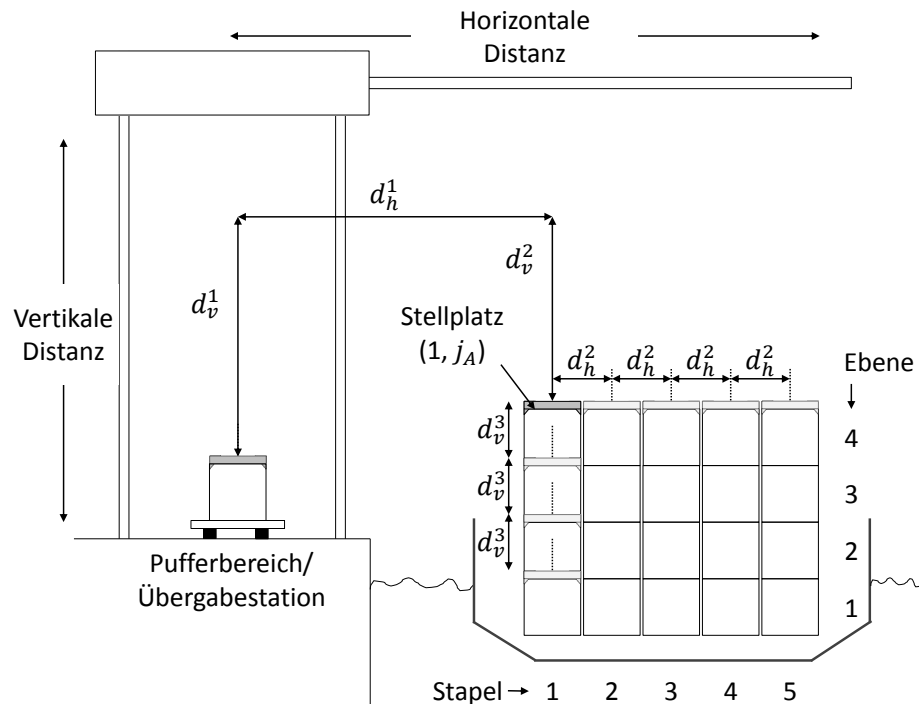


Abbildung 6.1: Vertikale und horizontale Bewegungen des Spreaders bei der Abfertigung der Ladebucht

des Auftrags $r \in C$. Die Zuordnung der Stapel zu den Aufträgen wurde bereits in Abschnitt 5.2.2 (siehe S. 95) beschrieben. Der Wert für j_r ergibt sich wie folgt. Sieht der Auftrag r die Entladung oder die Einladung eines Containers h vor, d. h. $r \in C^C$, wird j_r durch den Stellplatz des zu bewegenden Containers h an Bord des Containerschiffs bestimmt. Konkret ist j_r die Ebene $j \in J$, in der sich dieser Stellplatz befindet. Sieht der Auftrag r die Bewegung eines Ladelukendeckels vor, d. h. $r \in C^L$, wird dem Auftrag r die oberste Ebene unter dem zu bewegenden Ladelukendeckel zugewiesen.²⁹⁹ Für den Dummyauftrag gilt: $j_0 = 0$.

Es wird angenommen, dass zur Durchführung einer Lastfahrt stets fünf Teilschritte nacheinander auszuführen sind: (1) Fixieren des zu bewegenden Containers bzw. Ladelukendeckels am Spreader, (2) Anheben des Spreaders (vertikale Bewegung), bis die vorgegebene Höhe für ein sicheres Überfahren aller Stellplätze an Bord des Containerschiffs erreicht ist, (3) Katzfahrt entlang des Kranarms (horizontale Bewegung), bis sich der Spreader über der Abgabeposition des Containers bzw. Ladelukendeckels befindet, (4) Absenken des Spreaders (vertikale Bewegung), bis die Abgabeposition erreicht ist und (5) Entkoppeln des Containers bzw. Ladelukendeckels vom Spreader. Die Zeit in s (= Sekunden), die zur Durchführung der Lastfahrt des Auftrags

²⁹⁹ Beispiel: In einer kleinen Ladebucht (10 Stapeln und 10 Ebenen) werden durch die Ladelukendeckel die unteren fünf Ebenen (Ebene 1 bis 5) von den oberen fünf Ebenen (Ebene 6 bis 10) getrennt. Die oberste Ebene unter den Ladelukendeckeln ist die Ebene 5. Daraus folgt: $j_r = 5 \quad \forall r \in C^L$.

$r \in C$ benötigt wird, ergibt sich wie folgt:

$$t_r^{LA} = \begin{cases} t^f + \frac{d_v^1}{v_v^{LA}} + \frac{d_h^1 + k_r^h \cdot d_h^2}{v_h^{LA}} + \frac{d_v^2 + k_r^v \cdot d_v^3}{v_v^{LA}} + t^e, & \text{falls } r \in C \setminus \{0\} \\ 0 \text{ s,} & \text{sonst.} \end{cases} \quad (6.2)$$

Durch den Ausdruck $d_v^2 + k_r^v \cdot d_v^3$ wird die vertikale Distanz zwischen der vorgegebenen Höhe für ein sicheres Überfahren aller Stellplätze und der Aufnahme-/Abgabeposition des durch den Auftrag r zu bewegenden Containers bzw. Ladelukendeckels an Bord des Containerschiffs angegeben. Es wird angenommen, dass

$$k_r^v = j_A - j_r \quad \forall r \in C \setminus \{0\} \quad (6.3)$$

gilt. Dies impliziert, dass alle Container in der Ladebucht die gleiche Höhe aufweisen. Zudem wird die Höhe der Ladelukendeckel außer Acht gelassen.³⁰⁰

Durch den Ausdruck $d_h^1 + k_r^h \cdot d_h^2$ wird die horizontale Distanz zwischen der Übergabestation/dem Pufferbereich auf der Landseite und der Aufnahme-/Abgabeposition des durch Auftrag r zu bewegenden Containers bzw. Ladelukendeckels an Bord des Containerschiffs berechnet. Dabei wird angenommen, dass

$$k_r^h = \begin{cases} i_r - 1, & \text{falls } r \in C^C \\ \left(\sum_{i \in I_r} \frac{i}{|I_r|} \right) - 1, & \text{falls } r \in C^L \end{cases} \quad (6.4)$$

gilt. Die Berechnungsvorschrift (6.4) für k_r^h impliziert, dass der Spreader in der Mitte des Ladelukendeckels aufgesetzt werden muss, damit der Ladelukendeckel am Spreader verankert werden kann.

Die Durchführungszeit einer schiffsinternen Lastfahrt wird wie folgt berechnet:

$$t_{sr}^{LA,int} = t^f + \frac{d_v^2 + k_s^v \cdot d_v^3}{v_v^{LA}} + \frac{k_{sr}^h \cdot d_h^2}{v_h^{LA}} + \frac{d_v^2 + k_r^v \cdot d_v^3}{v_v^{LA}} + t^e, \quad (6.5)$$

falls $s \in C_g^A$ und $r \in C_g^E$, mit $g \in G$.

Durch den Ausdruck $k_{sr}^h \cdot d_h^2$ wird die horizontale Distanz zwischen der Aufnahmeposition des Rehandlecontainers (abhängig von Auftrag s) und der Abgabeposition des Rehandlecontainers

³⁰⁰ Werden zwei Ebenen durch einen Ladelukendeckel voneinander getrennt, erhöht sich der Abstand zwischen den Ebenen (mindestens) um die Höhe des Ladelukendeckels. Aufgrund der deutlich geringeren Höhe eines Ladelukendeckels im Vergleich zur Höhe eines Containers wurde die Höhe des Ladelukendeckels bei der Festlegung der Durchführungszeiten vernachlässigt.

(abhängig von Auftrag r) an Bord des Containerschiffs berechnet. Dabei ist

$$k_{sr}^h = |k_s^h - k_r^h| \quad \forall s, r \in C \setminus \{0\}. \quad (6.6)$$

Des Weiteren wird angenommen, dass zur Durchführung einer Leerfahrt, bei der der Spreader über das Containerschiff zu bewegen ist, stets drei Teilschritte nacheinander auszuführen sind: (1) Anheben des Spreaders (vertikale Bewegung), bis die vorgegebene Höhe für ein sicheres Überfahren aller Stellplätze an Bord des Containerschiffs erreicht ist, (2) Katzfahrt entlang des Kranarms (horizontale Bewegung), bis sich der Spreader über der Aufnahmeposition des zu bewegendem Containers bzw. Ladelukendeckels befindet, und (3) Absenken des Spreaders (vertikale Bewegung), bis die Aufnahmeposition erreicht ist. Ist ein Einladungsauftrag unmittelbar nach einem Entladungsauftrag auszuführen, muss der Spreader bei der anfallenden Leerfahrt nicht über das Containerschiff bewegt werden. In diesem Fall werden für die Durchführung der entsprechenden Leerfahrt auf der Landseite (pauschal) t^w Sekunden veranschlagt. Die Zeit, die zur Durchführung der Leerfahrt des Auftrags $r \in C$ benötigt wird, wenn dieser unmittelbar nach Auftrag $s \in C$ ausgeführt wird, ergibt sich damit wie folgt:

$$t_{sr}^{LE} = \begin{cases} \frac{d_v^1}{v_v^{LE}} + \frac{d_h^1 + k_r^h \cdot d_h^2}{v_h^{LE}} + \frac{d_v^2 + k_r^v \cdot d_v^3}{v_v^{LE}}, & \text{falls } s \in C^A \text{ und } r \in C^A \\ \frac{d_v^2 + k_s^v \cdot d_v^3}{v_v^{LE}} + \frac{d_h^1 + k_s^h \cdot d_h^2}{v_h^{LE}} + \frac{d_v^1}{v_v^{LE}}, & \text{falls } s \in C^E \text{ und } r \in C^E \\ \frac{d_v^2 + k_s^v \cdot d_v^3}{v_v^{LE}} + \frac{k_{sr}^h \cdot d_h^2}{v_h^{LE}} + \frac{d_v^2 + k_r^v \cdot d_v^3}{v_v^{LE}}, & \text{falls } s \in C^E \text{ und } r \in C^A \\ t^w, & \text{falls } s \in C^A \text{ und } r \in C^E \\ 0 \text{ s,} & \text{sonst.} \end{cases} \quad (6.7)$$

Bei der Generierung der Probleminstanzen wurde von folgenden Werten ausgegangen: $d_v^2 = 5$ Entfernungseinheiten (EE), $d_v^3 = 1$ EE, $d_h^1 = 10$ EE, $d_h^2 = 1$ EE, $t^w = 15$ s, $t^f = 10$ s, $t^e = 10$ s, $v_v^{LE} = v_h^{LE} = v_h^{LA} = 1$ EE/s und $v_v^{LA} = 0,5$ EE/s. Diese Werte gelten für alle 320 Probleminstanzen. Die vertikale Distanz d_v^1 wurde in Abhängigkeit von der Größe der betrachteten Ladebucht wie folgt festgelegt. Bei allen Probleminstanzen, bei denen eine kleine Ladebucht (10 Stapel und 10 Ebenen) betrachtet wird, gilt: $d_v^1 = 15$ EE. Bei allen Probleminstanzen, bei denen eine mittlere Ladebucht (15x15) betrachtet wird, ist $d_v^1 = 17,5$ EE. Bei allen Probleminstanzen, bei denen eine große Ladebucht (20x20) betrachtet wird, ist $d_v^1 = 20$ EE und bei allen Probleminstanzen, bei denen eine sehr große Ladebucht (25x25) betrachtet wird, gilt: $d_v^1 = 22,5$ EE. Unter Verwendung der Formeln (6.2), (6.5) und (6.7) können somit für jede Probleminstanz die (stellplatzabhängigen) Durchführungszeiten für die Leer- und Lastfahrten und schließlich unter Anwendung der Formeln (4.25) und (4.34) die Werte für c_{sr} bzw. d'_{sr} be-

rechnet werden.³⁰¹

Für die experimentelle Analyse wurden alle in Kapitel 5 dargestellten heuristischen Verfahren in C++ implementiert. Bei allen stochastischen Verfahren wurde zur Umsetzung der Zufallskomponente der Pseudozufallszahlengenerator *Mersenne Twister* von Matsumoto und Nishimura verwendet.³⁰² Alle nachfolgenden Berechnungen wurden auf einem PC mit Intel Core i7-2600K Prozessor mit 3,4 GHz Taktfrequenz, 16 GB Arbeitsspeicher und einem 64 Bit-Betriebssystem durchgeführt.

6.2 Evaluation der unteren Schranke US_1

Für die Beurteilung der Leistungsfähigkeit der entwickelten heuristischen Verfahren ist die Abweichung des ermittelten Zielfunktionswertes vom optimalen Zielfunktionswert von wesentlicher Bedeutung. Wie die Ausführungen in Abschnitt 5.1.1 jedoch gezeigt haben, kommt die Bestimmung des optimalen Zielfunktionswertes mit dem Solver CPLEX für Probleminstanzen praxisrelevanter Größenordnung des CSPLC wegen der zu erwartenden hohen Rechenzeiten nicht in Betracht. Dies schließt auch die 320 generierten Probleminstanzen mit ein. In Abschnitt 5.5.1 wurde die untere Schranke US_1 für den optimalen Zielfunktionswert einer Probleminstanz des CSPLC dargestellt. Darüber hinaus erzeugt CPLEX im Rahmen des Lösungsprozesses eine untere Schranke US_{cplex} für den optimalen Zielfunktionswert. Im Folgenden wird ermittelt, welche der beiden unteren Schranken zur Beurteilung der Leistungsfähigkeit der heuristischen Verfahren herangezogen werden soll. Hierzu wurde für jede der 320 Probleminstanzen die untere Schranke US_1 gemäß Formel (5.17) ermittelt. Die Berechnung der unteren Schranke US_1 benötigte bei keiner Probleminstanz mehr als 1 Sekunde Rechenzeit. Anschließend wurde jede der 320 generierten Probleminstanzen an den Solver CPLEX 12.6 übergeben. Bei jeder Probleminstanz wurden die Berechnungen zur Bestimmung der optimalen Lösung durch den Solver CPLEX nach einer Stunde abgebrochen. Innerhalb dieser Rechenzeit konnte CPLEX zwar stets eine untere Schranke US_{cplex} für den optimalen Zielfunktionswert der Probleminstanz bestimmen, jedoch nie eine zulässige Lösung und demzufolge auch keine optimale Lösung. Die durch CPLEX ermittelte untere Schranke US_{cplex} wurde anschließend mit der entsprechenden unteren Schranke US_1 verglichen. Für den Vergleich wurde bei jeder Probleminstanz auch die relative Abweichung A^{US} der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 gemäß der Formel

$$A^{US} = \frac{US_{cplex} - US_1}{US_1} \cdot 100 [\%] \quad (6.8)$$

³⁰¹ Die Formeln (4.25) und (4.34) sind in Abschnitt 4.2.2.2 auf S. 72 bzw. Abschnitt 4.3.2 auf S. 82 zu finden.

³⁰² Vgl. Matsumoto/Nishimura (1998).

berechnet. Die Werte der beiden unteren Schranken US_1 und US_{cplex} sowie die relative Abweichung A^{US} für alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel, d. h. für die Probleminstanzen $p1$ bis $p160$, sind in der Tabelle C.1 (Anhang C, S. XXXVII) aufgeführt. Die Werte von US_1 , US_{cplex} und A^{US} für alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln, d. h. für die Probleminstanzen $lp1$ bis $lp160$, können der Tabelle D.1 (Anhang D, S. LI) entnommen werden.

In Tabelle 6.3 werden die Ergebnisse für die Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel zusammengefasst. Jede Zeile in der Tabelle bezieht sich auf die 20 generierten Probleminstanzen mit einer bestimmten Anzahl einzuplanender Aufträge (c_A). In der dritten Spalte wird die Anzahl der Probleminstanzen angegeben, bei denen der Wert der unteren Schranke US_1 mindestens genauso groß ist, wie der Wert der durch CPLEX ermittelten unteren Schranke US_{cplex} ($\#US_1 \geq US_{cplex}$). In der vierten Spalte wird die über die 20 Probleminstanzen ermittelte durchschnittliche relative Abweichung der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 ($\overline{A^{US}}$) angegeben. Der fünften Spalte ist die kleinste relative Abweichung (Min. A^{US}) und der sechsten Spalte die größte relative Abweichung (Max. A^{US}) der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 zu entnehmen.

Tabelle 6.3: Vergleich der unteren Schranken bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel

c_A	#Instanzen	$\#US_1 \geq US_{cplex}$	$\overline{A^{US}}$ [%]	Min. A^{US} [%]	Max. A^{US} [%]
100	20	0	3,02	1,85	6,17
140	20	0	5,01	1,61	8,83
224	20	0	3,85	1,97	7,83
315	20	18	-127,88	-249,17	5,49
400	20	20	-179,51	-379,88	-100,00
560	20	20	-170,67	-392,77	-100,00
624	20	20	-213,84	-496,23	-100,00
875	20	20	-190,84	-408,35	-100,00
	Σ : 160	Σ : 98	\emptyset : -108,86		

Bei insgesamt 98 der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ist die gemäß Formel (5.17) berechnete untere Schranke US_1 mindestens genauso gut wie die durch CPLEX ermittelte untere Schranke US_{cplex} . Die relative Abweichung der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 beträgt durchschnittlich -108,86%. Bei allen Probleminstanzen mit $c_A = 100$, $c_A = 140$ und $c_A = 224$ führt die durch CPLEX bestimmte untere Schranke US_{cplex} zu einer besseren Abschätzung des optimalen Zielfunktionswertes als US_1 . Die relative Abweichung A^{US} ist bei diesen 60 Probleminstanzen nie kleiner als 1,61% und erreicht bis zu 8,83%. Folglich sind auch die durchschnittlichen relativen Abweichungen für die Probleminstanzen mit $c_A = 100$, $c_A = 140$ und $c_A = 224$ stets positiv. Der höchste $\overline{A^{US}}$ -Wert (5,01%) ist bei den Probleminstanzen mit 140 einzuplanenden Aufträgen zu finden. Bei den Probleminstanzen mit 315 oder mehr einzuplanenden Aufträgen schwindet die Überlegenheit der durch CPLEX bestimmten unteren Schranke US_{cplex} gegenüber der unteren Schranke US_1 . So ermittelt CPLEX nur

noch für zwei der 20 Problem instanzen mit 315 einzuplanenden Aufträgen eine untere Schranke, welche höher als die entsprechende untere Schranke US_1 ist. Der $\overline{A^{US}}$ -Wert für die Problem instanzen mit $c_A = 315$ sinkt auf $-127,88\%$. Bei den Problem instanzen mit einer noch größeren Auftragsanzahl ($c_A \in \{400, 560, 624, 875\}$) ist der Wert der unteren Schranke US_{cplex} stets kleiner und somit schlechter als der Wert von US_1 . Der A^{US} -Wert ist bei den Problem instanzen mit 400 oder mehr einzuplanenden Aufträgen nie größer als -100% . Dies spiegelt sich auch in den zugehörigen $\overline{A^{US}}$ -Werten wider. So liegen die $\overline{A^{US}}$ -Werte für die Problem instanzen mit 400 oder mehr einzuplanenden Aufträgen ebenfalls jeweils im dreistelligen negativen Bereich, wobei der kleinste $\overline{A^{US}}$ -Wert ($-213,84\%$) bei den Problem instanzen mit $c_A = 624$ zu finden ist.

Das mit Blick auf die $\overline{A^{US}}$ -Werte deutlich bessere Abschneiden der unteren Schranke US_1 gegenüber der unteren Schranke US_{cplex} bei den Problem instanzen mit 315 oder mehr einzuplanenden Aufträgen ist im Wesentlichen auf die durch CPLEX ermittelten unteren Schranken zurückzuführen (siehe auch Tabelle C.1 in Anhang C, S. XXXVII). Für alle Problem instanzen mit 100, 140 und 224 einzuplanenden Aufträgen ($p1$ - $p60$) sowie für zwei Problem instanzen mit 315 einzuplanenden Aufträgen ($p77$ und $p80$) bestimmt CPLEX jeweils eine positiv reellwertige untere Schranke. Für die übrigen 18 Problem instanzen mit 315 einzuplanenden Aufträgen ($p61$ - $p76$, $p78$ und $p79$) und für alle Problem instanzen mit 400, 560, 624 und 875 einzuplanenden Aufträgen ($p81$ - $p160$) ermittelt CPLEX hingegen entweder die (triviale) untere Schranke 0 oder eine negativ reellwertige untere Schranke.

Analog zur Darstellung der Ergebnisse in Tabelle 6.3 werden in Tabelle 6.4 (siehe S. 153) die Ergebnisse für die Problem instanzen mit Ladelukendeckeln zusammengefasst. Dabei zeigt sich ein sehr ähnliches Bild wie bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel. Bei 99 der 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln ist der Wert der unteren Schranke US_1 mindestens genauso gut wie der Wert der durch CPLEX bestimmten unteren Schranke US_{cplex} . Die relative Abweichung der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 beträgt im Durchschnitt $-111,55\%$. Bei 58 der insgesamt 60 Problem instanzen mit $c_A = 106$, $c_A = 146$ und $c_A = 230$ ist der durch CPLEX ermittelte Wert höher und damit besser als US_1 . Die relative Abweichung erreicht dabei Werte von bis zu $8,21\%$. Bei den übrigen zwei Problem instanzen liegt die durch CPLEX bestimmte untere Schranke US_{cplex} maximal $0,61\%$ unter der unteren Schranke US_1 . Die $\overline{A^{US}}$ -Werte für die Problem instanzen mit 106, 146 und 230 einzuplanenden Aufträgen sind jeweils positiv. Die größte durchschnittliche relative Abweichung ($3,74\%$) ist bei den Problem instanzen mit 146 einzuplanenden Aufträgen zu verzeichnen. Bei Problem instanzen mit 321 oder mehr einzuplanenden Aufträgen schwindet die Überlegenheit der durch CPLEX ermittelten unteren Schranke US_{cplex} gegenüber der gemäß Formel (5.17) berechneten unteren Schranke US_1 . So ist bei 17 der 20 Problem instanzen mit 321 einzuplanenden Aufträgen sowie bei allen Problem instanzen mit 410, 570, 634 und 885 einzuplanenden Aufträgen die durch CPLEX bestimmte untere Schranke US_{cplex} kleiner und somit schlech-

Tabelle 6.4: Vergleich der unteren Schranken bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln

c_A	#Instanzen	$\#US_1 \geq US_{cplex}$	$\overline{A^{US}}$ [%]	Min. A^{US} [%]	Max. A^{US} [%]
106	20	2	2,57	-0,61	6,49
146	20	0	3,74	0,02	7,18
230	20	0	2,74	1,17	8,21
321	20	17	-123,05	-263,22	6,62
410	20	20	-183,88	-402,80	-100,00
570	20	20	-167,58	-346,86	-100,00
634	20	20	-215,23	-499,43	-100,00
885	20	20	-211,71	-497,20	-100,00
Σ : 160		Σ : 99	\emptyset : -111,55		

ter als die entsprechende untere Schranke US_1 . Die $\overline{A^{US}}$ -Werte für die Probleminstanzen mit $c_A \in \{321, 410, 570, 634, 885\}$ liegen jeweils im dreistelligen negativen Bereich, wobei der kleinste $\overline{A^{US}}$ -Wert (-215,23%) bei den Probleminstanzen mit 634 einzuplanenden Aufträgen zu verzeichnen ist.

Das hinsichtlich der $\overline{A^{US}}$ -Werte deutlich schlechtere Abschneiden der unteren Schranke US_{cplex} gegenüber der unteren Schranke US_1 bei den Probleminstanzen mit 321 oder mehr einzuplanenden Aufträgen ist wieder auf die durch CPLEX ermittelten Werte zurückzuführen (siehe auch Tabelle D.1 in Anhang D, S. LI). So ermittelt CPLEX für alle Probleminstanzen mit $c_A \in \{106, 146, 230\}$ ($lp1$ - $lp60$) sowie für drei Probleminstanzen mit $c_A = 321$ ($lp68$, $lp70$ und $lp80$) jeweils eine positiv reellwertige untere Schranke. Für die übrigen 17 Probleminstanzen mit $c_A = 321$ ($lp61$ - $lp67$, $lp69$ und $lp71$ - $lp79$) und für alle Probleminstanzen mit $c_A \in \{410, 570, 634, 885\}$ ($lp81$ - $lp160$) bestimmt CPLEX dagegen nur eine negativ reellwertige untere Schranke oder die (triviale) untere Schranke 0.

Insgesamt zeigen die ermittelten Daten, dass die in Abschnitt 5.5.1 dargestellte untere Schranke US_1 gut zur Beurteilung der Qualität heuristischer Lösungen für Probleminstanzen des CSPLC geeignet ist. Zum einen ist der Rechenaufwand zur Bestimmung der unteren Schranke US_1 äußerst gering. Zum anderen wird der optimale Zielfunktionswert durch die untere Schranke US_1 bei der Mehrzahl der 320 generierten Probleminstanzen deutlich besser abgeschätzt als durch die untere Schranke US_{cplex} . Über alle 320 Probleminstanzen beträgt die relative Abweichung der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 durchschnittlich etwa -110%. Im Folgenden wird daher die untere Schranke US_1 für die Beurteilung der Leistungsfähigkeit der heuristischen Verfahren zur Lösung des CSPLC herangezogen.

6.3 Analyse der stapelbasierten deterministischen Verfahren zur Lösung des CSPLC

In diesem Abschnitt werden die in Abschnitt 5.4 dargestellten stapelbasierten deterministischen Verfahren zur Lösung des CSPLC hinsichtlich ihrer Leistungsfähigkeit untersucht und miteinander verglichen. Jede der 320 generierten Probleminstanzen wurde dazu mit jedem der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren aus Tabelle 5.3 (siehe Abschnitt 5.6, S. 138) gelöst. In Abschnitt 6.3.1 wird zunächst eine Gesamtbetrachtung der Ergebnisse unter Einbezug aller 320 Probleminstanzen vorgenommen. Anschließend erfolgt eine separate Analyse für die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel (Abschnitt 6.3.2) und für die 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln (Abschnitt 6.3.3).

6.3.1 Gesamtbetrachtung

Zur Bewertung der Qualität der generierten Lösungen wurden für jede Probleminstanz die relativen Abweichungen der mit den Verfahren ermittelten Zielfunktionswerte von der unteren Schranke US_1 bestimmt. Für die relative Abweichung RE (relative error) des mit einem Verfahren für eine Probleminstanz ermittelten Zielfunktionswertes Z von der unteren Schranke US_1 für den optimalen Zielfunktionswert dieser Probleminstanz gilt im Allgemeinen:

$$RE = \frac{Z - US_1}{US_1} \cdot 100 [\%]. \quad (6.9)$$

In den Tabellen C.3 bis C.6 in Anhang C werden für die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 die ermittelten Zielfunktionswerte Z sowie die relativen Abweichungen RE der ermittelten Zielfunktionswerte von der (ebenfalls angegebenen) unteren Schranke US_1 für jede kleine Probleminstanz ohne Ladelukendeckel ($c_A \in \{100, 140\}$; Tabelle C.3, S. XXXIX), jede mittlere Probleminstanz ohne Ladelukendeckel ($c_A \in \{224, 315\}$; Tabelle C.4, S. XL), jede große Probleminstanz ohne Ladelukendeckel ($c_A \in \{400, 560\}$; Tabelle C.5, S. XLI) und jede sehr große Probleminstanz ohne Ladelukendeckel ($c_A \in \{624, 875\}$; Tabelle C.6, S. XLII) dokumentiert. Analog dazu sind in den Tabellen D.3 bis D.6 in Anhang D die ermittelten Zielfunktionswerte Z der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren sowie die zugehörigen relativen Abweichungen RE der Zielfunktionswerte von der unteren Schranke US_1 für jede kleine Probleminstanz mit Ladelukendeckeln ($c_A \in \{106, 146\}$; Tabelle D.3, S. LIII), jede mittlere Probleminstanz mit Ladelukendeckeln ($c_A \in \{230, 321\}$; Tabelle D.4, S. LIV), jede große Probleminstanz mit Ladelukendeckeln ($c_A \in \{410, 570\}$; Tabelle D.5, S. LV) und jede sehr große Probleminstanz mit Ladelukendeckeln ($c_A \in \{634, 885\}$; Tabelle D.6, S. LVI) aufgeführt. Die Ergebnisse der Verfahren werden nun analysiert und miteinander verglichen. Dabei wird nicht nur auf die Lösungsgüte sondern auch auf die Anzahl der besten Lösungen, die Rangfolgen und

die Lösungsstruktur der Verfahren eingegangen. Zudem werden die Rechenzeiten der Verfahren gegenübergestellt.

Anzahl der besten Lösungen

Das Verfahren SBVbb2 hat insgesamt die meisten besten Lösungen erzeugt. Bei 101 von 320 Probleminstanzen liefert kein anderes stapelbasiertes deterministisches Verfahren einen kleineren und somit besseren Zielfunktionswert als das Verfahren SBVbb2. Das Verfahren SBVab2 ermittelt für 92 Probleminstanzen jeweils den kleinsten Zielfunktionswert und liegt damit nur knapp hinter dem Verfahren SBVbb2. Es folgen die Verfahren SBVaa2 (62 beste Lösungen), SBVbb1 (44 beste Lösungen), SBVab1 (24 beste Lösungen), SBVba2 (12 beste Lösungen) und SBVaa1 (1 beste Lösung). Einzig das Verfahren SBVba1 konnte für keine Probleminstanz eine beste Lösung bestimmen.

Weiter ist zu beobachten, dass die Verfahren, bei denen in der Verbesserungsphase das lokale Suchverfahren LS2 zum Einsatz kommt (d. h. Verfahren SBVaa2, SBVab2, SBVba2 oder SBVbb2), zusammen bei über 80% der Probleminstanzen den jeweils kleinsten Zielfunktionswert ermitteln. Bei nur etwas mehr als 20% der Probleminstanzen wird hingegen der jeweils kleinste Zielfunktionswert durch eines der Verfahren erzeugt, bei denen in der Verbesserungsphase das lokale Suchverfahren LS1 verwendet wird (d. h. Verfahren SBVaa1, SBVab1, SBVba1 oder SBVbb1). Bei 16 der 320 Probleminstanzen (= 5%) wird der kleinste Zielfunktionswert sowohl von einem Verfahren mit LS1 als auch von einem Verfahren mit LS2 generiert (z. B. die Verfahren SBVbb1 und SBVbb2 bei Probleminstanz *lp83* oder die Verfahren SBVab1 und SBVab2 bei Probleminstanz *lp84* (siehe Tabelle D.5 in Anhang D, S. LV)).

Die Verfahren, bei denen in der Konstruktionsphase die Konstruktionsmethode 2b zum Einsatz gelangt (d. h. Verfahren SBVab1, SBVab2, SBVbb1 oder SBVbb2), liefern zusammen bei etwa drei Viertel der Probleminstanzen den jeweils besten Zielfunktionswert. Die beiden Verfahren SBVab2 und SBVbb2, bei denen sowohl die Konstruktionsmethode 2b als auch das lokale Suchverfahren LS2 angewendet wird, erzeugen zusammen bei mehr als 60% der 320 Probleminstanzen den jeweils kleinsten Zielfunktionswert.

Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte

Der Blick wird nun auf die Rangfolgen der acht Verfahren bei den 320 Probleminstanzen gerichtet. Hierzu werden den Zielfunktionswerten (und damit den Lösungen) der Verfahren Ränge zugewiesen. Dabei wird wie folgt vorgegangen. Bei jeder Probleminstanz werden die ermittelten Zielfunktionswerte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren nicht absteigend sortiert und entsprechend der Reihenfolge nacheinander mit den Rängen 1 bis 8 versehen, sodass (falls bei der Probleminstanz keine Zielfunktionswerte mehrfach auftreten) der kleinste ermittelte Zielfunktionswert für die Probleminstanz den Rang 1 und der größte ermittelte Zielfunktionswert für die Probleminstanz den Rang 8 erhält. Treten bei einer Probleminstanz gleiche Zielfunktionswerte auf, wird diesen stets das arithmetische Mittel der auf sie fallenden

Tabelle 6.5: Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren unter Einbezug aller 320 Probleminstanzen

Verfahren	Rang														Rang- mittelwert
	1	1,5	2	2,5	3	3,5	4	4,5	5	5,5	6	6,5	7	8	
SBVaa1	1				2		4		5	1	36		257	14	6,81
SBVaa2	62		46		47	1	43	1	99	1	19		1		3,43
SBVab1	20	4	50	8	73	7	63	9	50	4	30		2		3,59
SBVab2	88	4	58	8	60	8	57	10	18	5	4				2,66
SBVba1											1		13	306	7,95
SBVba2	12		9		26		21		35	1	186		30		5,31
SBVbb1	32	12	71		42	1	51	5	64		29	1	12		3,54
SBVbb2	89	12	60		52	1	65	5	23		8	1	4		2,71

Ränge zugeordnet.³⁰³ In Tabelle 6.5 werden die absoluten Häufigkeiten der den Verfahren zugewiesenen Ränge und die Rangmittelwerte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren gegenübergestellt. Jede Zeile der Tabelle bezieht sich dabei auf das in der ersten Spalte angegebene stapelbasierte deterministische Verfahren. Den Spalten 2 bis 15 ist jeweils zu entnehmen, wie viele Lösungen des Verfahrens den im Spaltenkopf angegebenen Rang erhalten haben. Die letzte Spalte enthält den zugehörigen Rangmittelwert.

Die Verfahren SBVab2 und SBVbb2 erzielen mit 2,66 und 2,71 die kleinsten Rangmittelwerte. Bei beiden Verfahren erhalten jeweils ca. 50% der Lösungen einen besseren (kleineren) Rang als Rang 3. Weder das Verfahren SBVab2 noch das Verfahren SBVbb2 generiert bei einer der 320 Probleminstanzen die schlechteste Lösung. Das Verfahren SBVab2 erzeugt darüber hinaus auch nie die zweitschlechteste Lösung, wohingegen das Verfahren SBVbb2 fünfmal den zweit-schlechtesten Zielfunktionswert (viermal Rang 7 und einmal Rang 6,5) liefert. Die Rangmittelwerte der Verfahren SBVaa2, SBVbb1 und SBVab1 liegen zwischen 3,4 und 3,6 und sind somit deutlich größer als die Rangmittelwerte der Verfahren SBVab2 und SBVbb2. Auch diese drei Verfahren generieren bei keiner Probleminstanz die schlechteste Lösung. Allerdings erreichen nur etwa 36% der Lösungen des Verfahrens SBVbb1, etwa 34% der Lösungen des Verfahrens SBVaa2 und etwa 26% der Lösungen des Verfahrens SBVab1 einen besseren Rang als Rang 3. Zudem erhalten die Lösungen der drei Verfahren SBVaa2, SBVbb1 und SBVab1 im Vergleich zu den Lösungen der Verfahren SBVab2 und SBVbb2 deutlich häufiger den fünften und sechsten Rang. Beispielsweise wird 99 Lösungen des Verfahrens SBVaa2 der Rang 5 und 19 Lösungen des Verfahrens SBVaa2 der Rang 6 zugewiesen, während die Lösungen der Verfahren SBVab2 und SBVbb2 nur 18-mal bzw. 23-mal auf Rang 5 und viermal bzw. achtmal auf Rang 6 zu finden sind. Der Rangmittelwert des Verfahrens SBVba2 beträgt 5,31. Den Lösungen des

³⁰³ Beispiel: Für die Probleminstanz *lp83* generieren die Verfahren SBVbb1 und SBVbb2 jeweils den kleinsten Zielfunktionswert (siehe Tabelle D.5 in Anhang D, S. LV). Folglich fallen bei dieser Probleminstanz die Ränge 1 und 2 auf die Zielfunktionswerte der Verfahren SBVbb1 und SBVbb2. Da die beiden Zielfunktionswerte jedoch gleich sind, wird ihnen (bei dieser Probleminstanz) jeweils der Rang 1,5 zugeordnet.

Verfahrens SBVba2 wird am häufigsten der sechste Rang (186-mal) zugewiesen. Das Verfahren SBVba2 generiert jedoch bei keiner der 320 Probleminstanzen den schlechtesten Zielfunktionswert. Nur 21 Lösungen des Verfahrens SBVba2 erhalten einen besseren Rang als Rang 3. Die insgesamt schlechtesten Ergebnisse liefern die Verfahren SBVaa1 und SBVba1. Das Verfahren SBVaa1, dessen Rangmittelwert 6,81 beträgt, erzeugt bei ca. 96% der Probleminstanzen jeweils einen der drei schlechtesten Zielfunktionswerte, wobei gehäuft (257-mal) der zweitschlechteste Zielfunktionswert generiert wird. Damit weist das Verfahren SBVaa1 das zweitschlechteste Lösungsverhalten auf. Das Verfahren SBVba1 zeigt mit einem Rangmittelwert von 7,95 und keiner Lösung mit einem besseren Rang als Rang 6 das schlechteste Lösungsverhalten. Bei 306 der 320 Probleminstanzen erzeugt das Verfahren SBVba1 die schlechteste Lösung und bei 13 Probleminstanzen die zweitschlechteste Lösung. Eine Untersuchung der Rangfolgen ergibt zudem, dass das Verfahren SBVba1 bei der Lösung der 320 Probleminstanzen in Bezug auf die erreichten Zielfunktionswerte durch die Verfahren SBVaa2, SBVab2, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 dominiert wird, d. h. jedes dieser fünf Verfahren liefert bei jeder der 320 Probleminstanzen eine mindestens genauso gute Lösung wie das Verfahren SBVba1 und bei mindestens einer der 320 Probleminstanzen eine bessere Lösung als das Verfahren SBVba1. Die Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 werden hingegen nicht dominiert, da jedes dieser sieben Verfahren mindestens eine Lösung generiert, welche den Rang 1 erhält.

Lösungsstruktur und Lösungsgüte

Um einen Einblick in die Struktur der generierten Lösungen (Auftragsfolgen) der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren zu erhalten, werden bei jeder Lösung in Anlehnung an Meisel/Wichmann (2010) der Doppelspielanteil *DCR* (double cycling ratio) und (wenn möglich) der Anteil der schiffsinternen Umladungen *IRR* (internal reshuffle ratio) ermittelt.³⁰⁴ Für die Beschreibung der beiden Kennzahlen seien die folgenden Symbole vereinbart:

- c^{AE} Anzahl der Einladungsaufträge, die in der Auftragsfolge unmittelbar nach einem Entladungsauftrag ausgeführt werden.
- c^{EA} Anzahl der Entladungsaufträge, die in der Auftragsfolge unmittelbar nach einem Einladungsauftrag ausgeführt werden.
- c^{IR} Anzahl der schiffsinternen Umladungen in der Auftragsfolge.

Der *DCR*-Wert einer Lösung gibt an, wie viel Prozent der Entladungs- und Einladungsaufträge in der Auftragsfolge im Wechsel (d. h. auf einen Entladungsauftrag folgt ein Einladungsauftrag oder auf einen Einladungsauftrag folgt ein Entladungsauftrag) ausgeführt werden.³⁰⁵ Zur Ermittlung des *DCR*-Wertes einer Auftragsfolge wird die Anzahl der Einladungsaufträge, die in der Auftragsfolge unmittelbar nach einem Entladungsauftrag ausgeführt werden, mit der

³⁰⁴ Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 588.

³⁰⁵ In Anlehnung an Meisel/Wichmann (2010), S. 588.

Anzahl der Entladungsaufträge, die in der Auftragsfolge unmittelbar nach einem Einladungsauftrag ausgeführt werden, addiert und das Ergebnis anschließend durch die Gesamtanzahl der Entladungs- und Einladungsaufträge, die nicht unmittelbar nach dem Dummyauftrag 0 ausgeführt werden ($c_A - 1$), dividiert. Die Berechnungsvorschrift für den DCR -Wert einer Auftragsfolge lautet somit:

$$DCR = \frac{c^{AE} + c^{EA}}{c_A - 1} \cdot 100 [\%]. \quad (6.10)$$

Der IRR -Wert einer Lösung gibt den Anteil der Rehandlecontainer, die in der Auftragsfolge schiffsintern umgeladen werden, an der Gesamtanzahl der Rehandlecontainer in der Problem- instanz an.³⁰⁶ Da für jeden Rehandlecontainer genau ein Entladungsauftrag einzuplanen ist, berechnet sich der IRR -Wert einer Auftragsfolge wie folgt:

$$IRR = \frac{c^{IR}}{|C^{AR}|} \cdot 100 [\%]. \quad (6.11)$$

Während der DCR -Wert für jede Lösung ermittelt wird, erfolgt die Berechnung des IRR - Wertes nur, wenn in der Lösung mindestens ein Auftrag die Bewegung eines Rehandlecon- tainers vorsieht. Zur Beurteilung der Lösungsgüte werden die gemäß Formel (6.9) ermittelten RE -Werte herangezogen.

In Tabelle 6.6 (siehe S. 159) werden die von den stapelbasierten deterministischen Verfahren bei der Lösung der 320 Problem- instanzen erzielten durchschnittlichen relativen Abweichungen ARE (average relative error), die maximalen relativen Abweichungen (Max. RE), die durchschnittlichen Doppelspielanteile $ADCR$ (average double cycling ratio) sowie die durch- schnittlichen Anteile der schiffsinternen Umladungen $AIRR$ (average internal reshuffle ratio) in Abhängigkeit von den Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A angegeben.³⁰⁷ Die Tabelle ist wie folgt aufgebaut. Jede Zeile enthält (der Angabe in Spalte 2 entsprechend) ent- weder die ARE -, die maximalen RE -, die $ADCR$ - oder die $AIRR$ -Werte für das in Spalte 1 angegebene Verfahren. Die Werte in den Spalten 3 bis 7 ergeben sich dabei stets aus den von dem Verfahren erzielten RE -, DCR - bzw. IRR -Werten bei den jeweils 64 der 320 Pro- bleminstanzen mit den im Spaltenkopf angegebenen Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A . In der achten Spalte beziehen sich die durchschnittlichen und die maximalen relativen Abweichungen sowie die $ADCR$ -Werte stets auf alle untersuchten Problem- instanzen und die $AIRR$ -Werte stets auf die 256 untersuchten Problem- instanzen mit $R^{Ant} > 0$.

³⁰⁶ In Anlehnung an Meisel/Wichmann (2010), S. 588.

³⁰⁷ Mit Blick auf die nachfolgenden Abschnitte 6.3.2 und 6.3.3 wurde dabei auf eine Unterscheidung zwischen den Problem- instanzen ohne Ladelukendeckel und den Problem- instanzen mit Ladelukendeckeln sowie auf eine Differenzierung hinsichtlich der Ausprägung des Problemparameters c_A verzichtet.

Tabelle 6.6: *ARE*-, maximale *RE*-, *ADCR*- und *AIRR*-Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A

Verfahren	Kennzahl	0%		10%		20%		$\leftarrow R^{Ant}$ ↓ Gesamt
		-	$g_A = 1$	$g_A = 5$	$g_A = 1$	$g_A = 5$		
SBVaa1	<i>ARE</i> [%]	13,16	21,14	22,51	28,97	33,37	23,83	
	Max. <i>RE</i> [%]	21,26	33,63	34,20	41,44	45,59	45,59	
	<i>ADCR</i> [%]	54,10	52,66	50,34	53,32	48,06	51,70	
	<i>AIRR</i> [%]	-	46,07	36,24	50,57	39,79	43,17	
SBVaa2	<i>ARE</i> [%]	8,21	15,10	17,07	20,84	27,31	17,70	
	Max. <i>RE</i> [%]	14,84	21,04	21,65	27,55	34,95	34,95	
	<i>ADCR</i> [%]	73,73	69,32	64,92	68,90	60,54	67,48	
	<i>AIRR</i> [%]	-	62,04	49,35	66,46	49,57	56,86	
SBVab1	<i>ARE</i> [%]	8,28	14,43	18,66	19,35	26,82	17,51	
	Max. <i>RE</i> [%]	15,47	19,52	23,84	26,73	32,27	32,27	
	<i>ADCR</i> [%]	74,48	76,23	64,21	76,43	68,02	71,88	
	<i>AIRR</i> [%]	-	51,17	39,62	61,79	43,37	48,99	
SBVab2	<i>ARE</i> [%]	8,05	14,22	17,16	19,16	26,24	16,97	
	Max. <i>RE</i> [%]	14,69	19,89	22,46	25,77	33,31	33,31	
	<i>ADCR</i> [%]	74,48	76,03	67,23	76,24	68,58	72,51	
	<i>AIRR</i> [%]	-	52,42	42,43	62,33	43,98	50,29	
SBVba1	<i>ARE</i> [%]	18,67	27,94	28,43	37,53	40,93	30,70	
	Max. <i>RE</i> [%]	25,71	35,75	35,95	46,36	47,70	47,70	
	<i>ADCR</i> [%]	28,04	30,87	30,11	35,27	31,17	31,09	
	<i>AIRR</i> [%]	-	29,35	22,55	34,56	25,68	28,03	
SBVba2	<i>ARE</i> [%]	9,79	17,24	18,98	24,24	29,79	20,01	
	Max. <i>RE</i> [%]	16,49	24,24	25,68	32,80	40,26	40,26	
	<i>ADCR</i> [%]	67,70	63,31	60,43	62,25	55,11	61,76	
	<i>AIRR</i> [%]	-	55,76	42,75	59,53	45,09	50,78	
SBVbb1	<i>ARE</i> [%]	8,21	14,39	19,06	18,39	26,86	17,38	
	Max. <i>RE</i> [%]	15,55	19,99	26,16	27,29	33,60	33,60	
	<i>ADCR</i> [%]	77,76	77,13	62,81	78,71	66,98	72,68	
	<i>AIRR</i> [%]	-	55,83	38,41	67,03	44,51	51,45	
SBVbb2	<i>ARE</i> [%]	7,95	14,17	18,08	18,09	26,07	16,87	
	Max. <i>RE</i> [%]	14,65	20,12	25,02	27,95	32,83	32,83	
	<i>ADCR</i> [%]	77,76	77,66	65,86	78,93	68,14	73,67	
	<i>AIRR</i> [%]	-	55,87	40,00	68,14	46,17	52,54	

Analyse der *ADCR*-Werte

Die vier größten über alle 320 Probleminstanzen ermittelten *ADCR*-Werte sind bei den vier Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2b zur Anwendung kommt, anzutreffen. Das Verfahren SBVbb2 erreicht dabei mit 73,67% den höchsten *ADCR*-Wert, dicht gefolgt von den Verfahren SBVbb1 (72,68%), SBVab2 (72,51%) und SBVab1 (71,88%). Die entsprechenden *ADCR*-Werte der vier Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2a verwendet wird, bewegen sich dagegen zwischen 31,09% (SBVba1) und 67,48% (SBVaa2). Bei der Konstruktionsmethode 2b werden die einzuplanenden Einladungs- und Entladungsaufträge möglichst abwechselnd zu einer Auftragsfolge zusammengesetzt. Dadurch wird bereits in der Konstruk-

tionsphase die Generierung einer Auftragsfolge mit einem hohen Anteil an Doppelspielen angestrebt. Die Konstruktionsmethode 2a generiert hingegen immer eine Auftragsfolge, bei der erst alle Entladungsaufträge und dann alle Einladungsaufträge ausgeführt werden. In der Konstruktionsphase der Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVba1 und SBVba2 wird somit stets eine Auftragsfolge mit einem sehr geringen Doppelspielanteil erzeugt. Dieser erhöht sich erst bei der anschließenden Verbesserung der Lösung mit dem lokalen Suchverfahren LS1 bzw. LS2.

Jedes Verfahren, außer das Verfahren SBVba1, liefert bei den zwei Problemgruppen mit $R^{Ant} > 0\%$ und $g_A = 5$ kleinere *ADCR*-Werte als bei den übrigen drei Problemgruppen. Bei der Lösung von Probleminstanzen mit Rehandlecontainern müssen neben den Vorrangbeziehungen auch die Bestandsrestriktionen berücksichtigt werden. Die Bestandsrestriktionen können die abwechselnde Ausführung von Entladungs- und Einladungsaufträgen einschränken. Muss beispielsweise in einem Stapel als nächstes ein Rehandlecontainer eingeladen werden, ist dies nur möglich, wenn auf der Landseite ein passender Rehandlecontainer, d. h. ein Rehandlecontainer der geforderten Containerkategorie, zur Verfügung steht. Anderenfalls kann mit der Beladung des Stapels solange nicht fortgefahren werden, bis durch eine weitere Entladung ein passender Rehandlecontainer auf die Landseite gebracht wurde. Die Wahrscheinlichkeit, dass ein passender Rehandlecontainer in einer solchen Situation zur Verfügung steht, ist größer, wenn alle Rehandlecontainer in der Ladebucht untereinander austauschbar sind ($g_A = 1$) und somit nicht auf eine Übereinstimmung der Containerkategorie geachtet werden muss.

Analyse der AIRR-Werte

Bei der Anwendung des Verfahrens SBVaa2 werden im Durchschnitt etwa 57% der Rehandlecontainer in der betrachteten Ladebucht schiffsintern umgeladen. Damit erzielt das Verfahren SBVaa2 den höchsten über alle 256 Probleminstanzen mit Rehandlecontainern ($R^{Ant} > 0\%$) hinweg ermittelten *AIRR*-Wert. Danach folgen mit deutlichem Abstand die Verfahren SBVab1, SBVab2, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 mit entsprechenden *AIRR*-Werten in Höhe von 48,99% (SBVab1) bis 52,54% (SBVbb2) sowie das Verfahren SBVaa1 mit einem entsprechenden *AIRR*-Wert in Höhe von 43,17%. Der kleinste über die 256 Probleminstanzen mit Rehandlecontainern ermittelte *AIRR*-Wert ist bei dem Verfahren SBVba1 zu finden. Bei der Anwendung dieses Verfahrens werden durchschnittlich nur etwa 28% der Rehandlecontainer in der abzufertigenden Ladebucht schiffsintern umgeladen.

Jedes Verfahren erreicht bei den zwei Problemgruppen mit $g_A = 1$ deutlich höhere *AIRR*-Werte als bei den zwei Problemgruppen mit $g_A = 5$. Dies ist im Wesentlichen darauf zurückzuführen, dass sich bei der Abfertigung von Ladebuchten, in der alle Rehandlecontainer untereinander austauschbar sind, tendenziell mehr Möglichkeiten zur Durchführung schiffsinterner Umladungen ergeben als bei der Abfertigung von Ladebuchten, in denen die Rehandlecontainer unterschiedlichen Containerkategorien angehören. Weiter ist zu beobachten, dass jedes Verfahren bei einem festen g_A -Wert bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ einen höheren *AIRR*-Wert erreicht als bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 10\%$. Somit erzielt jedes der acht stapelba-

sierten deterministischen Verfahren bei den Problemgruppen mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 1$ den größten, bei den Problemgruppen mit $R^{Ant} = 10\%$ und $g_A = 1$ den zweitgrößten, bei den Problemgruppen mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ den drittgrößten und bei den Problemgruppen mit $R^{Ant} = 10\%$ und $g_A = 5$ den kleinsten *AIRR*-Wert. Die für die fünf aufgeführten Problemgruppen ermittelten *AIRR*-Werte eines Verfahrens weichen zum Teil erheblich voneinander ab. Beispielsweise wird für das Verfahren SBVbb2 bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 1$ ein *AIRR*-Wert in Höhe von 68,14% und bei Problemgruppe mit $R^{Ant} = 10\%$ und $g_A = 5$ nur ein *AIRR*-Wert in Höhe von 40,00% ermittelt.

Analyse der ARE-Werte und der maximalen RE-Werte

Bei der Lösung der 320 Problemgruppen liefern die Verfahren SBVbb2 und SBVab2 insgesamt die kleinsten durchschnittlichen relativen Abweichungen *ARE*. Die generierten Zielfunktionswerte der Verfahren SBVbb2 und SBVab2 sind im Mittel 16,87% bzw. 16,97% größer als die Werte der unteren Schranke US_1 . Die über alle 320 Problemgruppen ermittelten *ARE*-Werte der Verfahren SBVbb1, SBVab1 und SBVaa2 betragen 17,38%, 17,51% bzw. 17,70% und sind somit etwas größer als die der Verfahren SBVbb2 und SBVab2. Die übrigen drei Verfahren SBVba2, SBVaa1 und SBVba1 liefern mit Blick auf die Lösungsgüte deutlich schlechtere Ergebnisse. So werden unter Einbezug aller 320 Problemgruppen bei den Verfahren SBVba2, SBVaa1 und SBVba1 *ARE*-Werte in Höhe von 20,01%, 23,83% bzw. 30,70% beobachtet. Die über alle 320 Problemgruppen ermittelten durchschnittlichen relativen Abweichungen *ARE* der vier Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2a zum Einsatz kommt, sind damit alle größer als die entsprechenden *ARE*-Werte der Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2b verwendet wird.

Das Verfahren SBVbb2 erzielt bei 4 der 5 aufgeführten Problemgruppen mit unterschiedlichen Werten für R^{Ant} und g_A den jeweils kleinsten und somit besten *ARE*-Wert. Bei den Problemgruppen mit einem Rehandlecontaineranteil von $R^{Ant} = 10\%$ und der Ausprägung 5 für die Anzahl der Containerkategorien g_A erzielt das Verfahren SBVbb2 mit 18,08% nur den drittbesten *ARE*-Wert hinter dem Verfahren SBVaa2 mit 17,07% und dem Verfahren SBVab2 mit 17,16%.

Bei gleicher Ausgestaltung der Konstruktionsphase (Schritt 1 und Schritt 2) aber unterschiedlicher Ausgestaltung der Verbesserungsphase (Schritt 3) wird der kleinere *ARE*-Wert stets von dem stapelbasierten deterministischen Verfahren, welches in der Verbesserungsphase das lokale Suchverfahren LS2 ausführt, erzielt. Dies ist sowohl bei den über alle 320 Problemgruppen ermittelten *ARE*-Werten als auch für die Problemgruppen mit unterschiedlichen Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A ermittelten *ARE*-Werten zu beobachten. Der Unterschied zwischen den *ARE*-Werten fällt besonders deutlich aus, wenn in der Konstruktionsphase der beiden Verfahren die Konstruktionsmethode 2a zur Anwendung kommt. Beispielsweise werden für das Verfahren SBVaa2 bei den fünf Problemgruppen *ARE*-Werte in Höhe von 8,21% ($R^{Ant} = 0\%$), 15,10% ($R^{Ant} = 10\%$, $g_A = 1$), 17,07% ($R^{Ant} = 10\%$, $g_A = 5$), 20,84%

($R^{Ant} = 20\%$, $g_A = 1$) und 27,31% ($R^{Ant} = 20\%$, $g_A = 5$) ermittelt und für das Verfahren SBVaa1 nur *ARE*-Werte in Höhe von 13,16% ($R^{Ant} = 0\%$), 21,14% ($R^{Ant} = 10\%$, $g_A = 1$), 22,51% ($R^{Ant} = 10\%$, $g_A = 5$), 28,97% ($R^{Ant} = 20\%$, $g_A = 1$) und 33,37% ($R^{Ant} = 20\%$, $g_A = 5$). Im Mittel ist der für eine der fünf Problemgruppen mit einer bestimmten Ausprägung der Problemparameter R^{Ant} und g_A gelieferte *ARE*-Wert des Verfahrens SBVaa2 somit etwa 27,3% kleiner als der entsprechende *ARE*-Wert des Verfahrens SBVaa1. Im Gegensatz dazu liefert das Verfahren SBVbb2 (SBVab2) durchschnittlich nur einen etwa 2,9% (3,1%) kleineren *ARE*-Wert als das Verfahren SBVbb1 (SBVab1).

Alle acht Verfahren erzielen den jeweils kleinsten *ARE*-Wert bei den 64 Probleminstanzen ohne Rehandlecontainer ($R^{Ant} = 0\%$). Zudem liefert jedes Verfahren bei einem festen g_A -Wert für die Problemgruppe mit $R^{Ant} = 10\%$ stets einen deutlich kleineren *ARE*-Wert als für die Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$. Über alle acht Verfahren hinweg ist bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 10\%$ und $g_A = 1$ ein durchschnittlich etwa 1,7-mal so großer *ARE*-Wert und bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 10\%$ und $g_A = 5$ ein im Durchschnitt ca. 2-mal so großer *ARE*-Wert wie bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ zu beobachten. Für die Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 1$ ($g_A = 5$) liefern die acht Verfahren im Mittel einen ungefähr 1,3-mal (1,5-mal) so großen *ARE*-Wert wie für die Problemgruppe mit $R^{Ant} = 10\%$ und $g_A = 1$ ($g_A = 5$). Dies hat zwei Ursachen. Zum einen führt ein größerer Rehandlecontaineranteil in den Probleminstanzen typischerweise auch zu einer höheren oberen Schranke OS_1^{IU} für die Summe der Zeitersparnisse, sodass bei gleicher Auftragsanzahl für die Probleminstanzen mit größeren R^{Ant} -Werten kleinere US_1 -Werte ermittelt werden als für die Probleminstanzen mit kleineren R^{Ant} -Werten. Beispielsweise liegen die US_1 -Werte der Probleminstanzen mit 400 einzuplanenden Aufträgen im Fall $R^{Ant} = 0\%$ (d. h. bei den Probleminstanzen $p81$ - $p84$) zwischen 54.000 und 56.000 Sekunden, im Fall $R^{Ant} = 10\%$ ($p85$ - $p92$) zwischen 47.000 und 49.000 Sekunden und im Fall $R^{Ant} = 20\%$ ($p93$ - $p100$) zwischen 42.000 und 43.000 Sekunden (siehe Tabelle C.5 in Anhang C, S. XLI). Zum anderen nehmen bei allen Verfahren die absoluten Abweichungen zwischen den generierten Zielfunktionswerten und den US_1 -Werten bei den Probleminstanzen mit gleicher Auftragsanzahl (c_A) und gleichem g_A -Wert mit steigendem Rehandlecontaineranteil tendenziell zu.³⁰⁸ Zum Beispiel beträgt die absolute Abweichung zwischen den Zielfunktionswerten des Verfahrens SBVab2 und den unteren Schranken US_1 für die optimalen Zielfunktionswerte der Probleminstanzen mit $c_A = 400$ im Fall $R^{Ant} = 0\%$ ($p81$ - $p84$) durchschnittlich 3.722 Sekunden, im Fall $R^{Ant} = 10\%$ und $g_A = 1$ ($p85$ - $p88$) durchschnittlich 5.940 Sekunden und im Fall $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 1$ ($p93$ - $p96$) durchschnittlich 7.615 Sekunden.

Jedes der acht Verfahren erreicht bei einem festen R^{Ant} -Wert für die Problemgruppe mit $g_A = 1$ einen kleineren *ARE*-Wert als für die Problemgruppe mit $g_A = 5$, wobei der *ARE*-

³⁰⁸ Zwar erzielt jedes der acht Verfahren bei den Probleminstanzen mit gleicher Ausprägung der Problemparameter c_A und g_A mit steigendem Rehandlecontaineranteil R^{Ant} tendenziell auch niedrigere Zielfunktionswerte. Die US_1 -Werte fallen jedoch im Mittel stets deutlich stärker.

Wert bei der Problemgruppe mit $g_A = 5$ und $R^{Ant} = 10\%$ ($R^{Ant} = 20\%$) durchschnittlich ca. 18% (30%) größer ist als der ARE -Wert bei der Problemgruppe mit $g_A = 1$ und $R^{Ant} = 10\%$ ($R^{Ant} = 20\%$). Während sich die Werte der unteren Schranke US_1 bei den Probleminstanzen mit $g_A = 1$ kaum von den Werten der unteren Schranke US_1 bei den Probleminstanzen mit $g_A = 5$ unterscheiden (bei gleicher Ausprägung der übrigen Problemparameter), führt der vergleichsweise hohe Doppelspielanteil sowie der relativ hohe Anteil an schiffsinternen Umladungen in den Lösungen der Verfahren bei den Probleminstanzen mit $g_A = 1$ zu tendenziell niedrigeren Zielfunktionswerten als bei den Probleminstanzen mit $g_A = 5$. Werden beispielsweise die Ergebnisse für die Probleminstanzen mit 140 einzuplanenden Aufträgen und einem Rehandlecontaineranteil von $R^{Ant} = 20\%$ betrachtet (siehe Tabelle C.3 in Anhang C, S. XXXIX), werden sowohl bei den Probleminstanzen mit $g_A = 1$ (p33-p36) als auch bei den Probleminstanzen mit $g_A = 5$ (p37-p40) US_1 -Werte zwischen 11.400 und 11.700 Sekunden beobachtet. Der Einsatz des Verfahrens SBVbb1, welches bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 1$ deutlich höhere $ADCR$ - und $AIRR$ -Werte als bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ erzielt, führt bei den vier Probleminstanzen mit $g_A = 1$ (p33-p36) zu Zielfunktionswerten zwischen 13.200 und 13.900 Sekunden und bei den Probleminstanzen mit $g_A = 5$ (p37-p40) zu Zielfunktionswerten zwischen 14.000 und 14.800 Sekunden.

Was die Richtung betrifft, entwickeln sich die für die fünf Problemgruppen ermittelten maximalen RE -Werte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren analog zu ihren ARE -Werten. Demzufolge erzielt jedes Verfahren bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ seinen kleinsten und bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ seinen größten maximalen RE -Wert. Während die maximalen RE -Werte der acht Verfahren bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ zwischen 14% und 26% liegen, sind bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ maximale RE -Werte zwischen 32% und 48% zu beobachten. Der kleinste über alle 320 Probleminstanzen ermittelte maximale RE -Wert ist bei dem Verfahren SBVab1 anzutreffen und beträgt 32,27%. Das Verfahren SBVab1 liefert demnach bei keiner der 320 Probleminstanzen einen Zielfunktionswert Z , der den Wert der unteren Schranke US_1 für den optimalen Zielfunktionswert dieser Probleminstanz um mehr als 32,27% übersteigt. Bei jeder der fünf Problemgruppen werden für die Verfahren SBVaa1 und SBVba1 deutlich größere maximale RE -Werte ermittelt als für die übrigen sechs Verfahren. Wird zum Beispiel die Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ betrachtet, sind bei den Verfahren SBVaa1 und SBVba1 maximale RE -Werte in Höhe von 21,26% bzw. 25,71% und bei den übrigen sechs Verfahren maximale RE -Werte zwischen 14% und 17% festzustellen.

Vergleich mit einer Einzelspielstrategie

Als Nächstes wird die Lösungsgüte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren mit der Lösungsgüte einer in der Praxis gängigen Einzelspielstrategie verglichen. Zu diesem Zweck wurde eine Kopie des Verfahrens SBVaa1 derart modifiziert, dass es unmittelbar nach der Konstruktionsphase (d. h. nach Schritt 2) abbricht. Das so modifizierte Verfahren erhält die Bezeich-

nung SBVaa. Es konstruiert eine zulässige Auftragsfolge, bei der erst alle Entladungsaufträge und anschließend alle Einladungsaufträge ausgeführt werden, und führt zu einer stapelweisen Entladung und einer stapelweisen Beladung der Ladebucht. Somit repräsentiert das Verfahren SBVaa eine in der Praxis weit verbreitete Einzelspielstrategie.³⁰⁹ Für den Vergleich wurde jede der 320 Probleminstanzen mit dem Verfahren SBVaa gelöst.³¹⁰ Anschließend wird für jede Probleminstanz und für jedes der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren die relative Abweichung A^{ES} gemäß der Formel

$$A^{ES} = \frac{Z^{ES} - Z}{Z^{ES}} \cdot 100 [\%] \quad (6.12)$$

berechnet. Dabei bezeichnet Z^{ES} den durch das Verfahren SBVaa bestimmten Zielfunktionswert für die Probleminstanz und Z den durch das stapelbasierte deterministische Verfahren ermittelten Zielfunktionswert für die Probleminstanz. Dementsprechend gibt der A^{ES} -Wert an, um wieviel Prozent der Zielfunktionswert Z des stapelbasierten deterministischen Verfahrens den Zielfunktionswert Z^{ES} des Verfahrens SBVaa unterschreitet.

In Tabelle 6.7 (siehe S. 165) sind für die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren die aus den zugehörigen A^{ES} -Werten ermittelten durchschnittlichen relativen Abweichungen $\overline{A^{ES}}$, minimalen relativen Abweichungen (Min. A^{ES}) und maximalen relativen Abweichungen (Max. A^{ES}) in Abhängigkeit von den Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A dokumentiert.³¹¹ Analog zum Aufbau der Tabelle 6.6 enthält jede Zeile entsprechend der Angabe in Spalte 2 entweder die minimalen A^{ES} -, die maximalen A^{ES} - oder die $\overline{A^{ES}}$ -Werte für das in Spalte 1 angegebene Verfahren. Die Werte in den Spalten 3 bis 7 ergeben sich aus den A^{ES} -Werten des Verfahrens bei den jeweils 64 der 320 Probleminstanzen mit den im Spaltenkopf angegebenen Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A . In der achten Spalte wird der über alle 320 Probleminstanzen ermittelte minimale A^{ES} -, maximale A^{ES} - bzw. $\overline{A^{ES}}$ -Wert des Verfahrens angegeben.

Wie die durchweg positiven A^{ES} -Werte – alle für die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren ermittelten A^{ES} -Werte liegen zwischen 2% und 31% – zeigen, liefert jedes der acht Verfahren bei allen untersuchten Probleminstanzen einen kleineren und somit besseren Zielfunktionswert als das Verfahren SBVaa. Die Verfahren SBVbb2 und SBVab2 erreichen dabei unter Berücksichtigung aller 320 Probleminstanzen die größten durchschnittlichen relati-

³⁰⁹ Vgl. Abschnitt 4.1, S. 57.

³¹⁰ Für jede Probleminstanz wurde unter Verwendung der Formel (6.9) die relative Abweichung des mit dem Verfahren SBVaa ermittelten Zielfunktionswertes Z^{ES} von der unteren Schranke US_1 für den optimalen Zielfunktionswert der Probleminstanz berechnet. In den Tabellen C.2 (Anhang C, S. XXXVIII) und D.2 (Anhang D, S. LII) sind für jede der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel bzw. für jede der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln der Zielfunktionswert Z^{ES} des Verfahrens SBVaa und die zugehörige relative Abweichung RE des Zielfunktionswertes Z^{ES} von der (ebenfalls angegebenen) unteren Schranke US_1 dokumentiert.

³¹¹ Mit Blick auf die beiden nachfolgenden Abschnitte wurde von einer Unterscheidung zwischen den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel und den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln sowie von einer Differenzierung hinsichtlich der Ausprägung des Problemparameters c_A abgesehen.

Tabelle 6.7: $\overline{A^{ES}}$ -, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A

Verfahren	Kennzahl	0%	10%		20%		$\leftarrow R^{Ant}$
		-	$g_A = 1$	$g_A = 5$	$g_A = 1$	$g_A = 5$	↓ Gesamt
SBVaa1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	9,36	12,63	11,35	17,13	14,39	12,97
	Min. A^{ES} [%]	4,28	6,54	5,63	8,24	8,06	4,28
	Max. A^{ES} [%]	13,20	18,80	16,73	26,85	23,79	26,85
SBVaa2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	13,31	16,99	15,29	22,35	18,28	17,24
	Min. A^{ES} [%]	9,33	11,12	10,11	15,32	11,99	9,33
	Max. A^{ES} [%]	17,66	21,72	19,41	28,04	24,23	28,04
SBVab1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	13,25	17,47	14,13	23,29	18,58	17,34
	Min. A^{ES} [%]	9,66	11,37	9,46	16,56	10,78	9,46
	Max. A^{ES} [%]	18,07	22,01	17,65	29,39	23,62	29,39
SBVab2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	13,44	17,61	15,22	23,41	18,96	17,73
	Min. A^{ES} [%]	9,79	11,37	9,48	17,25	10,82	9,48
	Max. A^{ES} [%]	18,12	21,96	19,59	29,71	23,25	29,71
SBVba1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	4,96	7,74	7,10	11,64	9,55	8,20
	Min. A^{ES} [%]	2,43	3,99	3,69	6,16	4,18	2,43
	Max. A^{ES} [%]	8,29	15,27	14,51	18,55	15,33	18,55
SBVba2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	12,05	15,45	13,91	20,16	16,69	15,65
	Min. A^{ES} [%]	8,38	11,04	7,50	12,69	10,14	7,50
	Max. A^{ES} [%]	15,77	20,08	17,72	27,23	22,33	27,23
SBVbb1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	13,32	17,50	13,86	23,90	18,56	17,43
	Min. A^{ES} [%]	10,61	12,11	8,38	16,67	13,32	8,38
	Max. A^{ES} [%]	16,64	20,93	17,55	30,04	23,43	30,04
SBVbb2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	13,53	17,65	14,56	24,10	19,06	17,78
	Min. A^{ES} [%]	10,74	12,01	8,44	16,87	13,38	8,44
	Max. A^{ES} [%]	16,64	21,34	17,43	30,01	23,40	30,01

ven Abweichungen $\overline{A^{ES}}$. So liegen die generierten Zielfunktionswerte der Verfahren SBVbb2 und SBVab2 im Mittel 17,78% bzw. 17,73% unter den Zielfunktionswerten des Verfahrens SBVaa. Mit geringem Abstand auf die Verfahren SBVbb2 und SBVab2 folgen die Verfahren SBVbb1, SBVab1 und SBVaa2 mit entsprechenden $\overline{A^{ES}}$ -Werten in Höhe von 17,43%, 17,34% bzw. 17,24%. Für die Verfahren SBVba2, SBVaa1 und SBVba1 werden unter Einbezug aller 320 Probleminstanzen $\overline{A^{ES}}$ -Werte in Höhe von 15,65%, 12,97% bzw. 8,20% ermittelt.

Die Tabelle zeigt auch, dass die durchschnittlichen relativen Abweichungen $\overline{A^{ES}}$ der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren jeweils mit zunehmenden Rehandlecontaineranteil deutlich ansteigen. So ist bei jedem Verfahren zu beobachten, dass die für die zwei Problemgruppen mit $R^{Ant} = 10\%$ ermittelten $\overline{A^{ES}}$ -Werte größer sind als der für die Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ ermittelte $\overline{A^{ES}}$ -Wert und kleiner sind als die für die zwei Problemgruppen mit $R^{Ant} = 20\%$ ermittelten $\overline{A^{ES}}$ -Werte. Zudem erzielt jedes der acht Verfahren bei einem festen R^{Ant} -Wert bei der Problemgruppe mit $g_A = 1$ einen größeren $\overline{A^{ES}}$ -Wert als bei der Problemgruppe mit $g_A = 5$. Beispielsweise erreicht das Verfahren SBVaa2 bei den Probleminstanzen

ohne Rehandlecontainer ($R^{Ant} = 0\%$) eine durchschnittliche relative Abweichung $\overline{A^{ES}}$ in Höhe von 13,31%. Steigt der Rehandlecontaineranteil R^{Ant} in den Probleminstanzen an, erhöht sich der $\overline{A^{ES}}$ -Wert des Verfahrens SBVaa2 in Abhängigkeit von der Anzahl der Containerkategorien g_A im Fall $R^{Ant} = 10\%$ auf 16,99% ($g_A = 1$) bzw. 15,29% ($g_A = 5$) und im Fall $R^{Ant} = 20\%$ auf 22,35% ($g_A = 1$) bzw. 18,28% ($g_A = 5$). Im Mittel erzielen die acht Verfahren bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 10\%$ und $g_A = 1$ ($g_A = 5$) einen ungefähr 1,34-mal (1,16-mal) so großen $\overline{A^{ES}}$ -Wert und bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 1$ ($g_A = 5$) einen ungefähr 1,83-mal (1,48-mal) so großen $\overline{A^{ES}}$ -Wert wie bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$.

Rechenzeiten

Ein weiteres Beurteilungskriterium für die Leistungsfähigkeit der Verfahren ist die zur Lösung einer Probleminstanz benötigte Rechenzeit. Aus diesem Grund wurden bei der Lösung der 320 Probleminstanzen jeweils die Rechenzeiten der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren erfasst. In Tabelle 6.8 (siehe S. 167) sind die durchschnittlichen und die maximalen Rechenzeiten der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren in Sekunden angegeben, wobei sich die Werte in den Spalten 2 bis 9 jeweils auf das im Spaltenkopf angegebene Verfahren beziehen. Die in der Tabelle angegebene durchschnittliche Rechenzeit ($\overline{T^R}$) ist der über alle 320 Probleminstanzen bestimmte mittlere Zeitbedarf des Verfahrens zur Lösung einer Probleminstanz. Die angegebene maximale Rechenzeit (T_{Max}^R) ist der über alle 320 Probleminstanzen ermittelte größte Zeitbedarf des stapelbasierten deterministischen Verfahrens zur Lösung einer Probleminstanz.³¹² Ergänzend zu den Werten in der Tabelle sei erwähnt, dass über alle 320 Probleminstanzen der Zeitbedarf zur Durchführung der Konstruktionsphase (Schritt 1 und Schritt 2) bei der Lösung einer Probleminstanz bei jedem der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren durchschnittlich 0,007 Sekunden und maximal 0,016 Sekunden beträgt.

Aus der Tabelle ergeben sich folgende wesentliche Erkenntnisse. Jedes der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren benötigt im Mittel weniger als 0,2 Sekunden zur Lösung einer Probleminstanz. Zudem ist die maximale Rechenzeit T_{Max}^R bei keinem Verfahren größer als 2,5 Sekunden. Alle acht Verfahren sind folglich in der Lage, für jede der 320 Probleminstanzen in sehr kurzer Zeit eine zulässige Lösung zu generieren. Die an den Rechenzeitbedarf eines Lösungsverfahrens für das CSPLC gestellten Anforderungen werden von allen Verfahren erfüllt.³¹³ Zwischen den über alle 320 Probleminstanzen ermittelten durchschnittlichen Rechenzeitbedarfen der acht Verfahren sind zum Teil sehr hohe relative Abweichungen auszumachen. Dabei weichen die $\overline{T^R}$ -Werte der Verfahren jedoch stets nur um wenige Hundertstelsekunden voneinander ab. Beispielsweise ist der mittlere Rechenzeitbedarf des Verfahrens SBVbb1 zur Lösung einer Probleminstanz fast doppelt so groß wie jener des Verfahrens SBVaa1. Die absolute Abweichung zwischen den $\overline{T^R}$ -Werten der beiden Verfahren beträgt allerdings gerade

³¹² Eine Differenzierung hinsichtlich der Ausprägung der einzelnen Problemparameter erfolgt nicht.

³¹³ Siehe hierzu Abschnitt 5.1.1, S. 88ff.

Tabelle 6.8: Durchschnittliche Rechenzeiten ($\overline{T^R}$) und maximale Rechenzeiten (T_{Max}^R) der stapelbasierten deterministischen Verfahren

Kennzahl	Verfahren							
	SBVaa1	SBVaa2	SBVab1	SBVab2	SBVba1	SBVba2	SBVbb1	SBVbb2
$\overline{T^R}$ [s]	0,056	0,041	0,126	0,131	0,121	0,043	0,111	0,098
T_{Max}^R [s]	0,764	0,561	1,918	1,872	2,450	0,421	1,388	1,248

einmal 0,055 Sekunden. Über alle 320 Probleminstanzen benötigt jedes Verfahren im Mittel deutlich mehr Rechenzeit für die Durchführung der Verbesserungsphase als für die Durchführung der Konstruktionsphase. So beträgt der über alle 320 Probleminstanzen bestimmte mittlere Zeitbedarf für die Durchführung der Verbesserungsphase bei dem Verfahren mit der kleinsten mittleren Rechenzeit (SBVaa2) etwa das 5-fache und bei dem Verfahren mit der größten mittleren Rechenzeit (SBVab2) etwa das 18-fache des über alle 320 Probleminstanzen bestimmten mittleren Zeitbedarfs für die Durchführung der Konstruktionsphase.

Insgesamt lässt sich konstatieren, dass die an ein Lösungsverfahren für das CSPLC gestellten Anforderungen von den acht stapelbasierten deterministischen Verfahren jeweils erfüllt werden. Jedes der acht Verfahren liefert bei jeder der 320 Probleminstanzen eine mit Blick auf den Zielfunktionswert bessere zulässige Lösung als das Verfahren SBVaa, welches die in der Praxis gängige Einzelspielstrategie repräsentiert, und benötigt dafür nie mehr als 2,5 Sekunden Rechenzeit. Damit sind prinzipiell alle acht stapelbasierten deterministischen Verfahren zur Lösung des CSPLC geeignet. Allerdings werden hinsichtlich der Güte der erzeugten Lösungen zum Teil erhebliche Unterschiede zwischen den acht Verfahren festgestellt.

Das Verfahren SBVba1 zeigt bezüglich der Lösungsgüte insgesamt das schlechteste Lösungsverhalten. Es erzielt bei keiner Probleminstanz eine beste Lösung und liefert bei mehr als 95% der 320 Probleminstanzen den schlechtesten Zielfunktionswert. Zudem wird es bei der Lösung der 320 Probleminstanzen im Hinblick auf die erreichten Zielfunktionswerte durch die Verfahren SBVba2, SBVaa2, SBVbb1, SBVab2 und SBVbb2 dominiert. Die Verfahren SBVaa1 und SBVba2 erzeugen bereits sehr viel bessere Lösungen – bezogen auf alle 320 Probleminstanzen erzielt das Verfahren SBVaa1 (SBVba2) einen etwa 22% (35%) geringeren ARE -Wert und einen etwa 58% (91%) höheren $\overline{A^{ES}}$ -Wert – als das Verfahren SBVba1. Hinsichtlich der über alle 320 Probleminstanzen ermittelten Rangmittelwerte, ARE -Werte, $\overline{A^{ES}}$ -Werte und der Anzahl der besten Lösungen erreichen die Verfahren SBVaa1 und SBVba2 dennoch jeweils nur den siebten bzw. sechsten Platz und zeigen damit insgesamt das zweitschlechteste bzw. das drittschlechteste Lösungsverhalten. Die Verfahren SBVaa2, SBVbb1 und SBVab1 zeigen wiederum jeweils ein besseres Lösungsverhalten als das Verfahren SBVba2. Jedes der drei Verfahren liefert im Vergleich zum Verfahren SBVba2 einen mehr als 11% geringeren ARE -Wert und einen mehr als 10% größeren $\overline{A^{ES}}$ -Wert (jeweils bezogen auf alle 320 Probleminstanzen), erzeugt

mehr beste Lösungen und erreicht einen deutlich niedrigeren Rangmittelwert als das Verfahren SBVba2. Während das Verfahren SBVaa2 von den drei Verfahren am häufigsten eine beste Lösung erzeugt und den kleinsten Rangmittelwert erreicht, sind die über alle 320 Probleminstanzen ermittelten ARE - und \overline{AES} -Werte der beiden Verfahren SBVbb1 und SBVab1 jeweils besser als jene des Verfahrens SBVaa2. Daher kann keine eindeutige Aussage über die Rangfolge der Verfahren SBVaa2, SBVbb1 und SBVab1 getroffen werden. Die Verfahren SBVbb2 und SBVab2 erzielen mit Blick auf die über alle 320 Probleminstanzen ermittelten ARE -Werte und \overline{AES} -Werte, die Rangmittelwerte und die Anzahl der besten Lösungen jeweils die besten Ergebnisse und zeigen damit insgesamt das beste Lösungsverhalten. Über die Rangfolge dieser beiden Verfahren kann ebenfalls keine eindeutige Aussage getroffen werden, da das Verfahren SBVab2 zwar einen etwas besseren Rangmittelwert als das Verfahren SBVbb2 erreicht, das Verfahren SBVbb2 jedoch eine höhere Anzahl an besten Lösungen generiert und zudem einen etwas besseren ARE -Wert sowie einen etwas besseren \overline{AES} -Wert (jeweils bezogen auf alle 320 Probleminstanzen) erzielt.

6.3.2 Ergebnisse für die Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel

In diesem Abschnitt erfolgt eine gesonderte Betrachtung der in den Tabellen C.3 bis C.6 (siehe Anhang C, S. XXXIX bis XLII) dokumentierten Ergebnisse der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren für die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel. Bei der Analyse der Ergebnisse wird wie zuvor auf die Anzahl der besten Lösungen, die Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte, die Lösungsstruktur und die Lösungsgüte der Verfahren eingegangen. Da jede der 320 Probleminstanzen (und folglich auch jede der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel) von jedem der acht Verfahren in sehr kurzer Zeit ($< 2,5$ Sekunden) gelöst werden konnte, wird an dieser Stelle auf eine weitere Untersuchung der Rechenzeitbedarfe verzichtet.

Anzahl der besten Lösungen

Werden für die Analyse nur die Ergebnisse bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel herangezogen, ergibt sich im Hinblick auf die Anzahl der besten Lösungen die folgende Verteilung. Die vier Verfahren, bei denen das lokale Suchverfahren LS2 verwendet wird, erzeugen zusammen bei 144 der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel (= 90%) den jeweils kleinsten Zielfunktionswert. Das Verfahren SBVab2 generiert dabei am häufigsten die beste Lösung. Für 54 der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel liefert kein anderes stapelbasiertes deterministisches Verfahren einen besseren Zielfunktionswert als das Verfahren SBVab2. Es folgen die Verfahren SBVbb2 (40 beste Lösungen), SBVaa2 (39 beste Lösungen) und SBVba2 (11 beste Lösungen). Die vier Verfahren, bei denen das lokale Suchverfahren LS1 verwendet wird, ermitteln zusammen bei nur 17 der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel den kleinsten Zielfunktionswert. Dabei erzeugt das Verfahren SBVbb1 11 beste Lösungen, das Verfahren SBVab1 fünf beste Lösungen, das Verfahren SBVaa1 eine beste Lösung und das Verfahren

SBVba1 keine beste Lösung. Bei einer Problem Instanz (p_{21}) wird der kleinste Zielfunktionswert sowohl durch ein Verfahren mit LS1 (SBVbb1) als auch von einem Verfahren mit LS2 (SBVbb2) generiert (siehe Tabelle C.3 in Anhang C, S. XXXIX).

Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte

Der Tabelle 6.9 können die absoluten Häufigkeiten der bei den 160 Problem Instanzen ohne Ladelukendeckel erzielten Ränge sowie die daraus resultierenden Rangmittelwerte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren entnommen werden. Aus der Tabelle geht hervor, dass

Tabelle 6.9: Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den 160 Problem Instanzen ohne Ladelukendeckel

Verfahren	Rang													Rang- mittelwert	
	1	1,5	2	2,5	3	3,5	4	4,5	5	5,5	6	6,5	7		8
SBVaa1	1				2		4		4		30		118	1	6,61
SBVaa2	39		42		28		21		23		6		1		2,81
SBVab1	5		24	5	34	3	21	6	38	3	21				3,88
SBVab2	54		27	5	23	3	24	6	11	3	4				2,62
SBVba1													1	159	7,99
SBVba2	11		7		18		16		16		69		23		4,99
SBVbb1	10	1	24		21	1	26	3	40		21	1	12		4,13
SBVbb2	39	1	30		25	1	35	3	16		5	1	4		2,98

die kleinsten Rangmittelwerte von den Verfahren SBVab2 (2,62), SBVaa2 (2,81) und SBVbb2 (2,98) erzielt werden. Mehr als 50% der Lösungen des Verfahrens SBVab2, mehr als 50% der Lösungen des Verfahrens SBVaa2 und etwa 44% der Lösungen des Verfahrens SBVbb2 erhalten einen besseren Rang als Rang 3. Die übrigen Lösungen der drei Verfahren sind jeweils gehäuft auf den Rängen 3, 4 und 5 zu finden. Die Rangmittelwerte der Verfahren SBVab1 und SBVbb1 betragen 3,88 und 4,13 und sind damit wesentlich größer als die Rangmittelwerte der Verfahren SBVab2, SBVaa2 und SBVbb2. Die Lösungen der Verfahren SBVab1 und SBVbb1 sind seltener auf Rang 1 und zugleich viel häufiger auf den Rängen 5 und 6 zu finden als die Lösungen der Verfahren SBVab2, SBVaa2 und SBVbb2. Beispielsweise erhalten 39 Lösungen des Verfahrens SBVaa2 und nur fünf Lösungen des Verfahrens SBVab1 den Rang 1. Zugleich erhalten 23 Lösungen des Verfahrens SBVaa2 den Rang 5 und sechs Lösungen des Verfahrens SBVaa2 den Rang 6, wohingegen die Lösungen des Verfahrens SBVab1 38-mal auf Rang 5 und 21-mal auf Rang 6 zu finden sind. Der Rangmittelwert des Verfahrens SBVba2 beträgt 4,99. Bei insgesamt über 50% der generierten Problem Instanzen ohne Ladelukendeckel wird der Lösung des Verfahrens SBVba2 entweder der Rang 6 (69-mal) oder der Rang 7 (23-mal) zugewiesen. Die schlechtesten Ergebnisse liefern die Verfahren SBVaa1 (Rangmittelwert = 6,61) und SBVba1 (Rangmittelwert = 7,99). Das Verfahren SBVaa1 generiert am häufigsten den zweitschlechtesten Zielfunktionswert (118-mal) und das Verfahren SBVba1 fast immer (159-mal) den schlechtesten Zielfunktionswert. Die Analyse der Rangfolgen ergibt zudem, dass das

Verfahren SBVba1 bei der Lösung der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel in Bezug auf die erreichten Zielfunktionswerte von den Verfahren SBVaa2, SBVab2, SBVba2, SBVbb1, SBVbb2 und SBVab1 dominiert wird, d. h. jedes dieser sechs Verfahren liefert bei jeder der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel eine mindestens genauso gute Lösung wie das Verfahren SBVba1 und bei mindestens einer der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel eine bessere Lösung als das Verfahren SBVba1. Jedes der Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 generiert für mindestens eine der Probleminstanzen p_1 bis p_{160} eine Lösung, die den Rang 1 erhält und wird demzufolge bei der Lösung der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel in Bezug auf die erreichten Zielfunktionswerte von keinem der jeweils übrigen sieben stapelbasierten deterministischen Verfahren dominiert.

Lösungsstruktur und Lösungsgüte

In Tabelle 6.10 (siehe S. 171) sind die mit den acht stapelbasierten deterministischen Verfahren erzielten durchschnittlichen und maximalen relativen Abweichungen (ARE und $Max. RE$), die durchschnittlichen Doppelspielanteile ($ADCR$) und die durchschnittlichen Anteile der schiffsinternen Umladungen ($AIRR$) in Abhängigkeit von der Ausprägung des Problemparameters c_A bei den untersuchten Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel dokumentiert.³¹⁴ Jede Zeile enthält – abhängig vom Eintrag in Spalte 2 – für das in Spalte 1 angegebene Verfahren entweder die ARE -, die maximalen RE -, die $ADCR$ - oder die $AIRR$ -Werte. Die Angaben in den Spalten 3 bis 10 ergeben sich jeweils aus den RE -, DCR - bzw. IRR -Werten des Verfahrens bei den jeweils 20 der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel mit der im Spaltenkopf angegebenen Ausprägung des Problemparameters c_A . In der elften Spalte beziehen sich die ARE -, die maximalen RE - und die $ADCR$ -Werte stets auf alle 160 untersuchten Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel und die $AIRR$ -Werte stets auf die 128 dieser 160 Probleminstanzen mit $R^{Ant} > 0$.

Analyse der $ADCR$ -Werte

Wie der letzten Spalte der Tabelle 6.10 zu entnehmen ist, liegen die über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten $ADCR$ -Werte der vier Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2b angewendet wird, zwischen 74,75% (SBVab1) und 76,43% (SBVbb2) und sind damit größer als die entsprechenden $ADCR$ -Werte der Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2a verwendet wird. Einzig das Verfahren SBVaa2 erreicht mit 72,70% einen ähnlich großen $ADCR$ -Wert wie die Verfahren SBVbb2, SBVab2, SBVbb1 und SBVab1. Die über die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten $ADCR$ -Werte der übrigen drei Verfahren betragen 33,51% (SBVba1), 62,06% (SBVaa1) und 68,12% (SBVba2).

³¹⁴ Eine Differenzierung hinsichtlich der Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A wird dabei nicht vorgenommen.

Tabelle 6.10: *ARE*-, maximale *RE*-, *ADCR*- und *AIRR*-Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	Kennzahl	c_A								Gesamt
		100	140	224	315	400	560	624	875	
SBV _{aa1}	<i>ARE</i> [%]	19,70	19,64	19,35	21,26	20,07	20,87	20,57	22,43	20,49
	Max. <i>RE</i> [%]	34,43	30,31	31,41	31,25	33,44	28,48	36,79	35,43	36,79
	<i>ADCR</i> [%]	65,86	57,41	65,52	57,68	64,54	60,13	67,01	58,35	62,06
	<i>AIRR</i> [%]	45,94	40,63	59,56	46,34	57,81	52,58	60,24	52,15	51,91
SBV _{aa2}	<i>ARE</i> [%]	17,61	14,92	16,30	16,00	15,66	15,45	16,32	15,81	16,01
	Max. <i>RE</i> [%]	30,45	24,21	27,82	27,32	28,29	26,59	27,74	28,45	30,45
	<i>ADCR</i> [%]	72,12	70,43	73,27	69,36	74,59	73,20	74,86	73,79	72,70
	<i>AIRR</i> [%]	49,06	52,81	63,92	59,67	65,47	63,67	68,57	66,12	61,16
SBV _{ba1}	<i>ARE</i> [%]	17,36	15,72	16,11	17,66	16,86	16,85	16,57	17,11	16,78
	Max. <i>RE</i> [%]	31,54	26,13	28,39	28,13	30,28	26,53	27,95	29,21	31,54
	<i>ADCR</i> [%]	74,85	69,86	77,17	69,78	76,14	74,69	79,81	75,70	74,75
	<i>AIRR</i> [%]	47,81	47,19	58,70	48,02	56,17	49,14	57,67	49,79	51,81
SBV _{ba2}	<i>ARE</i> [%]	16,68	15,18	15,70	16,15	16,34	15,50	15,92	16,19	15,96
	Max. <i>RE</i> [%]	33,07	25,29	26,89	27,55	29,10	24,62	26,69	27,78	33,07
	<i>ADCR</i> [%]	75,66	71,37	77,44	71,98	76,34	76,82	80,10	76,96	75,83
	<i>AIRR</i> [%]	49,69	46,88	58,54	51,97	56,95	54,22	58,52	51,71	53,56
SBV _{bb1}	<i>ARE</i> [%]	25,37	26,23	29,75	29,77	31,20	32,23	33,09	34,21	30,23
	Max. <i>RE</i> [%]	41,82	40,76	43,92	43,16	45,79	44,04	47,70	44,92	47,70
	<i>ADCR</i> [%]	46,76	35,11	38,30	29,33	34,69	26,19	33,71	23,98	33,51
	<i>AIRR</i> [%]	42,19	28,44	31,81	27,50	33,28	24,84	31,71	22,53	30,29
SBV _{bb2}	<i>ARE</i> [%]	17,88	16,59	18,17	17,58	18,92	17,85	19,39	18,37	18,09
	Max. <i>RE</i> [%]	32,07	27,10	31,34	30,52	31,27	28,20	32,78	31,08	32,78
	<i>ADCR</i> [%]	68,99	66,76	70,45	65,83	67,37	67,89	69,79	67,91	68,12
	<i>AIRR</i> [%]	54,06	48,44	55,43	53,33	58,44	57,66	60,49	59,03	55,86
SBV _{bb1}	<i>ARE</i> [%]	16,41	15,89	16,98	16,99	16,91	17,10	17,13	17,60	16,87
	Max. <i>RE</i> [%]	32,36	27,48	31,38	26,16	30,63	28,22	27,17	32,05	32,36
	<i>ADCR</i> [%]	72,63	71,30	76,59	71,62	75,84	75,30	79,29	76,60	74,90
	<i>AIRR</i> [%]	59,38	45,63	55,55	50,64	60,16	50,55	60,53	51,24	54,21
SBV _{bb2}	<i>ARE</i> [%]	15,32	15,23	16,01	15,66	16,24	16,61	16,66	17,03	16,10
	Max. <i>RE</i> [%]	27,08	27,48	27,58	23,42	29,61	28,49	27,05	32,83	32,83
	<i>ADCR</i> [%]	76,06	73,02	78,61	73,73	77,42	75,69	79,90	76,98	76,43
	<i>AIRR</i> [%]	59,69	46,25	57,94	55,99	61,56	52,73	61,88	54,35	56,30

In nahezu allen Fällen erzielen die Verfahren bei einer festen Ladebuchgröße (d. h. 10x10, 15x15, 20x20 oder 25x25) bei der Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl einen größeren *ADCR*-Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. Beispielsweise erreicht das Verfahren SBV_{ba1} bei der Lösung der kleinen Probleminstanzen (Ladebuchgröße 10x10) bei der Problemgruppe mit $c_A = 100$ einen *ADCR*-Wert in Höhe von 74,85% und bei der Problemgruppe mit $c_A = 140$ nur einen *ADCR*-Wert in Höhe von 69,86%. Über alle vier Ladebuchgrößen hinweg liefert das Verfahren SBV_{ba1} bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel für die Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl einen durchschnittlich ca.

4,5 Prozentpunkte höheren *ADCR*-Wert als für die Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. Eine mögliche Ursache für diese Beobachtung liegt in der Konstruktion der Problem instanzen. Zur Erzielung eines hohen Doppelspielanteils ist es vorteilhaft, wenn in den Problem instanzen die Anzahl der Importcontainer mit der Anzahl der Exportcontainer möglichst übereinstimmt.³¹⁵ Da bei der Generierung der Problem instanzen sichergestellt wurde, dass mindestens 30% der Stellplätze in der Ankunftsconfiguration der Ladebucht mit Importcontainern und mindestens 30% der Stellplätze in der Abfahrtsconfiguration der Ladebucht mit Exportcontainern belegt werden müssen (siehe Abschnitt 6.1.1, S. 142), besteht in den Problem instanzen mit der niedrigeren Auftragsanzahl tendenziell ein kleineres Ungleichgewicht zwischen der Anzahl an Importcontainern und der Anzahl an Exportcontainern als in den Problem instanzen mit der größeren Auftragsanzahl.³¹⁶

Analyse der AIRR-Werte

Wie die Ergebnisse in Tabelle 6.10 weiter zeigen, liegen die über alle 128 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel mit $R^{Ant} > 0$ ermittelten *AIRR*-Werte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren zwischen 30% und 62%. Dabei erreicht das Verfahren SBVaa2 mit 61,16% den größten Wert und das Verfahren SBVba1 mit nur 30,29% den kleinsten Wert. Für die übrigen sechs Verfahren werden entsprechende *AIRR*-Werte in Höhe von 51,81% (SBVab1) bis 56,30% (SBVbb2) ermittelt. Folglich werden nur in den entsprechenden 128 Lösungen des Verfahrens SBVba1 im Mittel weniger als die Hälfte der in der abzufertigenden Ladebucht anzutreffenden Rehandlecontainer schiffsintern umgeladen. Das Verfahren SBVaa2 liefert auch für die in der Tabelle aufgeführten Problemgruppen mit unterschiedlicher Ausprägung des Problemparameters c_A außer im Fall $c_A = 100$ jeweils den größten *AIRR*-Wert. Der über die 16 Problem instanzen mit $R^{Ant} > 0$ und $c_A = 100$ ermittelte *AIRR*-Wert des Verfahrens SBVaa2 in Höhe von 49,06% ist hingegen kleiner als die entsprechenden *AIRR*-Werte der Verfahren SBVbb2 (59,69%), SBVbb1 (59,38%), SBVba2 (54,06%) und SBVab2 (49,69%).

Jedes Verfahren erzielt bei einer festen Ladebuchtgröße bei der Problemgruppe mit der jeweils niedrigeren Auftragsanzahl stets einen höheren *AIRR*-Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. Das Verfahren SBVbb1 liefert beispielsweise bei großen Problem instanzen für die Problemgruppe mit $c_A = 400$ einen *AIRR*-Wert in Höhe von 60,16% und für

³¹⁵ Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 588.

³¹⁶ Bei der Generierung einer kleinen Problem instanz (Ladebuchtgröße 10x10) mit einem Rehandlecontaineranteil von 20% und $c_A = 100$ bewirken die festgelegten Mindestanteile für die Import- und Exportcontainer beispielsweise, dass in der Ankunftsconfiguration genau 30 Importcontainer (und 20 Rehandlecontainer) und in der Abfahrtsconfiguration genau 30 Exportcontainer (und 20 Rehandlecontainer) zu platzieren sind. Bei einer kleinen Problem instanz mit $R^{Ant} = 20\%$ und $c_A = 140$ ist es unter Einhaltung dieser Mindestanteile hingegen möglich, dass sich in der Ankunftsconfiguration 70 Importcontainer (und 20 Rehandlecontainer) und in der Abfahrtsconfiguration 30 Exportcontainer (und 20 Rehandlecontainer) befinden oder dass sich in der Ankunftsconfiguration 30 Importcontainer (und 20 Rehandlecontainer) und in der Abfahrtsconfiguration 70 Exportcontainer (und 20 Rehandlecontainer) befinden.

die Problemgruppe mit $c_A = 560$ nur einen $AIRR$ -Wert in Höhe von 50,55%. Über alle vier Ladebuchtgrößen erreicht das Verfahren SBVbb1 bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel bei der Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl einen durchschnittlich mehr als 9 Prozentpunkte höheren $AIRR$ -Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. Bei gleicher Ladebuchtgröße und einem festem R^{Ant} -Wert ist die Anzahl der einzuplanenden Aufträge, welche die Bewegung eines Importcontainers oder eines Exportcontainers vorsehen, bei den Probleminstanzen mit dem größeren c_A -Wert höher als bei den Probleminstanzen mit dem kleineren c_A -Wert. Zugleich bleibt die Anzahl der einzuplanenden Aufträge, welche die Bewegung eines Rehandlecontainers vorsehen, unverändert. Bei der Lösung der Probleminstanzen mit dem größeren c_A -Wert gibt es somit tendenziell mehr Möglichkeiten, nach einem Entladungsauftrag, der die Bewegung eines Rehandlecontainers vorsieht, einen Auftrag, der die Bewegung eines Importcontainers oder eines Exportcontainers vorsieht, auszuführen als bei der Lösung der Probleminstanzen mit dem kleineren c_A -Wert. In der Folge ist der Anteil der zulässigen Lösungen mit einem (hohen) positiven IRR -Wert an der Gesamtzahl der zulässigen Lösungen bei den Probleminstanzen mit dem größeren c_A -Wert tendenziell niedriger als bei den Probleminstanzen mit dem niedrigeren c_A -Wert.

Analyse der ARE-Werte und der maximalen RE-Werte

Die drei kleinsten über die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten ARE -Werte sind bei den Verfahren SBVab2, SBVaa2 und SBVbb2 zu finden und betragen jeweils etwa 16%. Es folgen die Verfahren SBVab1 und SBVbb1 mit einer entsprechenden durchschnittlichen relativen Abweichung der Zielfunktionswerte von den US_1 -Werten in Höhe von 16,78% bzw. 16,87% sowie die Verfahren SBVba2 und SBVaa1 mit 18,09% bzw. 20,49%. Den schlechtesten über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten ARE -Wert liefert das Verfahren SBVba1 (30,23%). Das Verfahren SBVaa2 erzielt bei 4 der 8 Problemgruppen ($c_A = 140$, $c_A = 400$, $c_A = 560$ und $c_A = 875$), das Verfahren SBVab2 bei 2 der 8 Problemgruppen ($c_A = 224$ und $c_A = 624$) und das Verfahren SBVbb2 ebenfalls bei 2 der 8 Problemgruppen ($c_A = 100$ und $c_A = 315$) den jeweils kleinsten ARE -Wert.

Von den jeweils zwei stapelbasierten deterministischen Verfahren mit gleicher Ausgestaltung der Konstruktionsphase (Schritt 1 und Schritt 2) liefert immer das Verfahren, bei dem das lokale Suchverfahren LS2 angewendet wird, den besseren (kleineren) ARE -Wert. Dies ist sowohl bei den über die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten ARE -Werten (siehe Spalte 11 in Tabelle 6.10) als auch bei jeder der acht Problemgruppen mit unterschiedlicher Ausprägung des Problemparameters c_A (siehe Spalte 3 bis 10 in Tabelle 6.10) zu beobachten. Bei den Verfahren SBVba1 und SBVba2 sind die Unterschiede zwischen den ARE -Werten besonders deutlich. So erreicht das Verfahren SBVba2 bei den acht Problemgruppen ARE -Werte in Höhe von 16,59% ($c_A = 140$) bis 19,39% ($c_A = 624$) und das Verfahren SBVba1 nur ARE -Werte in Höhe von 25,37% ($c_A = 100$) bis 34,21% ($c_A = 875$). Im Durchschnitt sind die

für die acht Problemgruppen ermittelten ARE -Werte des Verfahrens SBVba2 ca. 40% kleiner als die entsprechenden ARE -Werte des Verfahrens SBVba1.

Jedes der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren liefert bei mindestens einer der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel einen Zielfunktionswert, welcher mehr als 30% über der unteren Schranke US_1 für den optimalen Zielfunktionswert dieser Probleminstanz liegt. Für das Verfahren SBVba1 wird bei jeder der acht Problemgruppen der größte maximale RE -Wert bestimmt. So sind alle für die acht Problemgruppen ermittelten maximalen RE -Werte des Verfahrens SBVba1 größer als 40%, während bei den übrigen sieben Verfahren (nur) entsprechende maximale RE -Werte zwischen 23% und 37% beobachtet werden. Das Verfahren SBVab2 erzielt bei 4 der 8 Problemgruppen ($c_A = 224$, $c_A = 560$, $c_A = 624$ und $c_A = 875$), das Verfahren SBVaa2 bei 2 der 8 Problemgruppen ($c_A = 140$ und $c_A = 400$) und das Verfahren SBVbb2 ebenfalls bei 2 der 8 Problemgruppen ($c_A = 100$ und $c_A = 315$) den jeweils kleinsten maximalen RE -Wert.

Vergleich mit einer Einzelspielstrategie

In Tabelle 6.11 (siehe S. 175) sind die über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel (Spalte 11) und die über die jeweils 20 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel mit gleicher Ausprägung des Problemparameters c_A (Spalte 3 bis 10) ermittelten durchschnittlichen relativen Abweichungen ($\overline{A^{ES}}$), minimalen relativen Abweichungen (Min. A^{ES}) und maximalen relativen Abweichungen (Max. A^{ES}) für die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren angegeben.³¹⁷ Jede Zeile enthält gemäß der Angabe in Spalte 2 entweder die minimalen A^{ES} -, die maximalen A^{ES} - oder die $\overline{A^{ES}}$ -Werte für das in Spalte 1 angegebene Verfahren.

Wie die Tabelle zeigt, werden die drei größten über die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten durchschnittlichen relativen Abweichungen $\overline{A^{ES}}$ von den Verfahren SBVab2 (18,72%), SBVaa2 (18,69%) und SBVbb2 (18,60%) erzielt. Danach folgen mit geringem Abstand die Verfahren SBVab1 und SBVbb1, deren Zielfunktionswerte für die untersuchten Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel im Mittel 18,14% bzw. 18,06% kleiner sind als die zugehörigen Zielfunktionswerte des Verfahrens SBVaa. Für die Verfahren SBVba2 und SBVaa1 werden entsprechende $\overline{A^{ES}}$ -Werte in Höhe von 17,27% bzw. 15,55% ermittelt. Den kleinsten und somit schlechtesten über die 160 Probleminstanzen $p1$ bis $p160$ ermittelten $\overline{A^{ES}}$ -Wert liefert das Verfahren SBVba1 mit 8,82%. Während für die Mehrzahl der stapelbasierten deterministischen Verfahren unter Berücksichtigung aller 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ein minimaler A^{ES} -Wert von über 10% ermittelt wird, liegen die entsprechenden minimalen A^{ES} -Werte der Verfahren SBVba1, SBVaa1 und SBVbb1 im einstelligen Prozentbereich. Dabei erreicht das Verfahren SBVbb1 bei 7 der 8 Problemgruppen, das Verfahren SBVaa1 bei 3

³¹⁷ Eine Unterscheidung bezüglich der Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A erfolgt dabei nicht.

Tabelle 6.11: $\overline{A^{ES}}$, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	Kennzahl	c_A								Gesamt
		100	140	224	315	400	560	624	875	
SBVaa1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	16,21	13,01	17,45	13,49	17,27	14,72	17,85	14,42	15,55
	Min. A^{ES} [%]	8,05	8,42	11,38	9,79	9,52	9,58	11,17	10,88	8,05
	Max. A^{ES} [%]	26,85	19,07	24,81	19,38	24,87	20,13	26,33	19,15	26,85
SBVaa2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	17,70	16,44	19,57	17,21	20,28	18,59	20,67	19,09	18,69
	Min. A^{ES} [%]	10,39	10,94	13,78	12,05	11,18	14,36	12,12	16,71	10,39
	Max. A^{ES} [%]	28,04	22,90	26,70	22,23	27,92	23,77	27,86	24,38	28,04
SBVab1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	17,86	15,86	19,63	16,04	19,48	17,62	20,47	18,18	18,14
	Min. A^{ES} [%]	10,38	10,63	13,73	11,57	11,15	13,18	11,59	12,92	10,38
	Max. A^{ES} [%]	29,39	22,14	28,91	23,74	26,73	24,00	29,05	23,08	29,39
SBVab2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	18,34	16,25	19,92	17,11	19,84	18,57	20,92	18,83	18,72
	Min. A^{ES} [%]	10,38	11,16	13,73	12,18	11,15	14,34	12,14	16,12	10,38
	Max. A^{ES} [%]	29,71	22,15	29,00	23,75	27,11	24,13	29,34	23,00	29,71
SBVba1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	12,39	8,26	10,36	7,45	9,75	6,79	9,37	6,22	8,82
	Min. A^{ES} [%]	5,94	3,78	6,23	4,18	4,09	3,78	4,38	2,43	2,43
	Max. A^{ES} [%]	18,55	15,28	17,85	13,10	16,49	11,27	17,26	10,38	18,55
SBVba2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	17,53	15,28	18,27	16,09	18,10	16,91	18,67	17,29	17,27
	Min. A^{ES} [%]	11,39	10,23	12,93	11,69	11,25	13,15	11,35	14,12	10,23
	Max. A^{ES} [%]	26,12	19,93	27,23	23,12	23,59	22,19	25,65	22,29	27,23
SBVbb1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	18,48	15,74	19,03	16,49	19,40	17,44	20,09	17,82	18,06
	Min. A^{ES} [%]	10,68	10,73	11,23	8,38	10,79	13,30	11,76	14,02	8,38
	Max. A^{ES} [%]	30,04	22,92	28,89	23,41	28,38	23,35	28,57	24,77	30,04
SBVbb2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	19,21	16,22	19,68	17,42	19,87	17,78	20,41	18,22	18,60
	Min. A^{ES} [%]	11,09	11,32	13,47	11,95	11,20	14,01	11,82	14,12	11,09
	Max. A^{ES} [%]	30,01	23,06	29,31	23,75	28,65	23,56	28,60	24,98	30,01

der 8 Problemgruppen und das Verfahren SBVba1 bei keiner der acht Problemgruppen einen minimalen A^{ES} -Wert von über 10%.

Bei einer festen Ladebuchtgröße erreicht jedes der acht Verfahren bei der Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl stets einen größeren $\overline{A^{ES}}$ -Wert und auch einen größeren maximalen A^{ES} -Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. Wird zum Beispiel das Verfahren SBVaa1 betrachtet, sind bei den vier Problemgruppen mit der jeweils niedrigeren Auftragsanzahl (d. h. $c_A = 100$, $c_A = 224$, $c_A = 400$ und $c_A = 624$) $\overline{A^{ES}}$ -Werte zwischen 16% und 18% und maximale A^{ES} -Werte von 24,81% ($c_A = 224$) bis 26,85% ($c_A = 100$) zu beobachten. Bei den vier Problemgruppen mit der jeweils höheren Auftragsanzahl (d. h. $c_A = 140$, $c_A = 315$, $c_A = 560$ und $c_A = 875$) werden für das Verfahren SBVaa1 hingegen nur mittlere durchschnittliche relative Abweichungen $\overline{A^{ES}}$ zwischen 13% und 15% sowie maximale A^{ES} -Werte in Höhe von 19,07% ($c_A = 140$) bis 20,13% ($c_A = 560$) ermittelt. Über alle vier Ladebuchtgrößen hinweg erzielt das Verfahren SBVaa1 bei den Probleminstanzen ohne Lade-

lukendeckel bei der Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl einen im Durchschnitt etwa 24% (ca. 3,3 Prozentpunkte) höheren $\overline{A^{ES}}$ -Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl.

Das Verfahren SBVba1 zeigt bei der Lösung der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel insgesamt das schlechteste Lösungsverhalten. Es erzeugt bei fast allen Probleminstanzen den schlechtesten Zielfunktionswert. Zudem wird es bei der Lösung der 160 Probleminstanzen hinsichtlich der erreichten Zielfunktionswerte von den Verfahren SBVba2, SBVbb1, SBVab1, SBVaa2, SBVbb2 und SBVab2 dominiert. Das Verfahren SBVaa1 liefert bei über 70% der Probleminstanzen den zweitschlechtesten Zielfunktionswert und zeigt insgesamt das zweitschlechteste Lösungsverhalten. Die Verfahren SBVba2, SBVbb1 und SBVab1 erzielen im Hinblick auf den Rangmittelwert, die Anzahl der besten Lösungen, den über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten ARE -Wert und den über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten $\overline{A^{ES}}$ -Wert jeweils bessere Ergebnisse als die Verfahren SBVaa1 und SBVba1. Von den drei Verfahren SBVba2, SBVbb1 und SBVab1 erzeugt das Verfahren SBVab1 zwar die wenigsten besten Lösungen, erreicht aber einen besseren durchschnittlichen Rangwert, einen besseren ARE -Wert und einen besseren $\overline{A^{ES}}$ -Wert (jeweils bezogen auf alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel) als die Verfahren SBVbb1 und SBVba2. Die Verfahren SBVaa2 und SBVbb2 zeigen insgesamt ein besseres Lösungsverhalten als die drei Verfahren SBVba2, SBVbb1 und SBVab1. Während das Verfahren SBVbb2 eine beste Lösung mehr erzeugt als das Verfahren SBVaa2, erreicht das Verfahren SBVaa2 einen niedrigeren Rangmittelwert, einen geringeren ARE -Wert und einen höheren $\overline{A^{ES}}$ -Wert (jeweils bezogen auf alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel) als das Verfahren SBVbb2. Das Verfahren SBVab2 zeigt bei der Lösung der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel insgesamt das beste Lösungsverhalten. Es erzeugt von allen acht Verfahren die höchste Anzahl an besten Lösungen, erreicht den kleinsten Rangmittelwert und liefert über alle 160 Probleminstanzen hinweg den besten ARE -Wert und den besten $\overline{A^{ES}}$ -Wert.

6.3.3 Ergebnisse für die Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln

In diesem Abschnitt wird der Blick auf die in den Tabellen D.3 bis D.6 (siehe Anhang D, S. LIII bis LVI) dokumentierten Ergebnisse der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren für die 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln gerichtet. Dabei wird wieder auf die Anzahl der besten Lösungen, die Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte, die Lösungsstruktur und die Lösungsgüte der Verfahren eingegangen. Aufgrund der bereits festgestellten sehr geringen Rechenzeiten aller acht Verfahren (siehe Abschnitt 6.3.1) wird auch in diesem Abschnitt auf eine Untersuchung der Rechenzeiten verzichtet.

Anzahl der besten Lösungen

Wird die Betrachtung auf die Ergebnisse bei den 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln beschränkt, ergibt sich im Hinblick auf die Anzahl der besten Lösungen folgende Verteilung. Die vier Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2b zum Einsatz gelangt (d. h. Verfahren SBVab1, SBVab2, SBVbb1 oder SBVbb2), erzeugen insgesamt bei 136 der 160 untersuchten Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln (85%) den jeweils kleinsten Zielfunktionswert. Die Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2a verwendet wird (d. h. Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVba1 oder SBVba2), liefern zusammen nur bei 24 der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln (15%) den jeweils kleinsten Zielfunktionswert. Das Verfahren SBVbb2 generiert dabei die meisten besten Lösungen. Bei 61 der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln erzielt kein anderes stapelbasiertes deterministisches Verfahren einen kleineren Zielfunktionswert als das Verfahren SBVbb2. Es folgen die Verfahren SBVab2 (38 beste Lösungen), SBVbb1 (33 beste Lösungen), SBVaa2 (23 beste Lösungen), SBVab1 (19 beste Lösungen) und SBVba2 (1 beste Lösung). Die übrigen zwei Verfahren (SBVaa1 und SBVba1) liefern bei keiner der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln die beste Lösung. Bei der Lösung der 160 Probleminstanzen $lp1$ bis $lp160$ erzeugen die drei Verfahren SBVbb2, SBVbb1 und SBVab1 somit jeweils mehr beste Lösungen und die vier Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab2 und SBVba2 jeweils weniger beste Lösungen als bei der Lösung der 160 Probleminstanzen $p1$ bis $p160$.

Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte

In Tabelle 6.12 (siehe S. 178) werden die absoluten Häufigkeiten der bei den 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln erzielten Ränge sowie die daraus resultierenden Rangmittelwerte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren gegenübergestellt. Die kleinsten Rangmittelwerte sind bei den Verfahren SBVbb2 (2,43) und SBVab2 (2,71) zu finden. 91 Lösungen des Verfahrens SBVbb2 und 72 Lösungen des Verfahrens SBVab2 wird ein besserer Rang als Rang 3 zugewiesen. Nur 12 Lösungen des Verfahrens SBVbb2 und 13 Lösungen des Verfahrens SBVab2 erhalten einen schlechteren Rang als Rang 4. Zudem generiert keines der beiden Verfahren bei einer der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln den schlechtesten oder den zweitschlechtesten Zielfunktionswert. Mit geringem Abstand zum Rangmittelwert des Verfahrens SBVab2 folgen die Verfahren SBVbb1 und SBVab1 mit Rangmittelwerten von 2,95 und 3,29. Die vier Verfahren, bei denen in der Konstruktionsphase die Konstruktionsmethode 2b zum Einsatz kommt, erzielen damit die vier kleinsten Rangmittelwerte. Der Rangmittelwert des Verfahrens SBVaa2 beträgt 4,05. Bei 91 der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln (ca. 57%) erhält die entsprechende Lösung des Verfahrens SBVaa2 einen schlechteren Rang als Rang 4. Dabei generiert das Verfahren SBVaa2 jedoch nie die schlechteste oder die zweitschlechteste Lösung. Das Verfahren SBVba2 erreicht einen Rangmittelwert von 5,63. Den Lösungen des Verfahrens SBVba2 wird am häufigsten der sechste Rang zugewiesen (117-mal). Auch bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln werden die schlechtesten

Tabelle 6.12: Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln

Verfahren	Rang												Rang- mittelwert	
	1	1,5	2	2,5	3	3,5	4	4,5	5	5,5	6	7		8
SBVaa1									1	1	6	139	13	7,02
SBVaa2	23		4		19	1	22	1	76	1	13			4,05
SBVab1	15	4	26	3	39	4	42	3	12	1	9	2		3,29
SBVab2	34	4	31	3	37	5	33	4	7	2				2,71
SBVba1											1	12	147	7,91
SBVba2	1		2		8		5		19	1	117	7		5,63
SBVbb1	22	11	47		21		25	2	24		8			2,95
SBVbb2	50	11	30		27		30	2	7		3			2,43

Ergebnisse von den Verfahren SBVaa1 und SBVba1 geliefert. Das Verfahren SBVaa1 generiert 139-mal die zweitschlechteste Lösung und 13-mal die schlechteste Lösung. Zudem wird keiner Lösung des Verfahrens SBVaa1 ein besserer Rang als Rang 5 zugewiesen. Daraus resultiert der zweitgrößte Rangmittelwert in Höhe von 7,02. Das Verfahren SBVba1 hat mit 7,91 den größten Rangmittelwert. Bei keiner der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln erhält die jeweilige Lösung des Verfahrens SBVba1 einen besseren Rang als Rang 6. Das Verfahren SBVba1 generiert bei 12 Probleminstanzen den zweitschlechtesten Zielfunktionswert und bei 147 Probleminstanzen den schlechtesten Zielfunktionswert. Aus einer Analyse der Rangfolgen geht hervor, dass das Verfahren SBVaa1 bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln hinsichtlich der erreichten Zielfunktionswerte von den Verfahren SBVaa2, SBVab2 und SBVbb1 dominiert wird. Das Verfahren SBVba1 wird bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln in Bezug auf die erreichten Zielfunktionswerte durch die Verfahren SBVaa2, SBVab2, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 dominiert. Die Verfahren SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 werden hingegen nicht dominiert, da jedes dieser sechs Verfahren mindestens eine Lösung generiert, welche den Rang 1 erhält.

Jedes der vier Verfahren SBVab1, SBVba1, SBVbb1 und SBVbb2 erzielt bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln einen kleineren Rangmittelwert als bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel (siehe auch Tabelle 6.9, S. 169), wobei die größte (negative) Abweichung bei dem Verfahren SBVbb1 zu verzeichnen ist. Dessen Rangmittelwert verringert sich von 4,13 auf 2,95 (-1,18). Bei jedem der vier Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab2 und SBVba2 ist der zugehörige Rangmittelwert bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln hingegen größer als der zugehörige Rangmittelwert bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel, wobei der größte Anstieg bei dem Verfahren SBVaa2 auftritt. Dessen Rangmittelwert erhöht sich von 2,81 auf 4,05 (+1,24).

Lösungsstruktur und Lösungsgüte

In Tabelle 6.13 (siehe S. 179) sind die *ARE*-, die maximalen *RE*-, die *ADCR*- und die *AIRR*-

Tabelle 6.13: *ARE*-, maximale *RE*-, *ADCR*- und *AIRR*-Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	Kennzahl	c_A								Gesamt
		106	146	230	321	410	570	634	885	
SBV _{vaa1}	<i>ARE</i> [%]	24,13	23,17	26,82	26,98	28,27	27,66	30,47	29,92	27,18
	Max. <i>RE</i> [%]	37,39	32,31	42,19	36,21	42,01	40,49	45,59	40,93	45,59
	<i>ADCR</i> [%]	46,76	42,14	43,67	35,72	45,48	38,63	41,55	36,71	41,33
	<i>AIRR</i> [%]	38,44	32,81	35,76	27,63	39,45	31,64	35,64	34,09	34,43
SBV _{vaa2}	<i>ARE</i> [%]	19,22	17,96	20,72	19,62	19,30	17,99	19,77	20,63	19,40
	Max. <i>RE</i> [%]	33,77	29,84	34,95	31,09	32,65	28,66	31,92	33,92	34,95
	<i>ADCR</i> [%]	59,52	60,62	59,43	57,59	67,14	64,55	66,49	62,73	62,26
	<i>AIRR</i> [%]	50,00	43,75	49,97	46,33	59,14	55,86	59,89	55,46	52,55
SBV _{vab1}	<i>ARE</i> [%]	18,40	17,92	18,51	18,12	18,00	17,24	17,91	19,81	18,24
	Max. <i>RE</i> [%]	32,27	31,63	31,16	28,68	29,98	25,30	26,98	29,02	32,27
	<i>ADCR</i> [%]	64,48	61,79	68,60	66,28	74,38	72,14	75,07	69,28	69,00
	<i>AIRR</i> [%]	47,19	39,38	47,54	39,82	54,22	42,73	53,34	45,10	46,17
SBV _{vab2}	<i>ARE</i> [%]	18,02	17,63	18,33	17,89	17,62	16,96	17,99	19,36	17,98
	Max. <i>RE</i> [%]	33,31	31,56	31,72	28,51	28,97	25,35	27,54	28,83	33,31
	<i>ADCR</i> [%]	64,95	62,34	68,73	66,41	74,52	72,09	75,07	69,46	69,20
	<i>AIRR</i> [%]	47,81	41,25	47,68	40,96	55,39	45,08	51,48	46,51	47,02
SBV _{vba1}	<i>ARE</i> [%]	26,77	27,23	30,24	30,53	32,22	32,73	34,20	35,40	31,17
	Max. <i>RE</i> [%]	41,93	36,94	44,33	43,71	45,04	43,76	46,11	46,36	46,36
	<i>ADCR</i> [%]	37,43	28,28	33,80	23,72	32,84	22,92	29,45	20,97	28,67
	<i>AIRR</i> [%]	35,00	23,75	29,06	21,49	29,84	20,08	28,35	18,66	25,78
SBV _{vba2}	<i>ARE</i> [%]	19,96	20,05	22,96	22,27	22,75	21,61	22,62	23,19	21,92
	Max. <i>RE</i> [%]	31,16	29,63	36,24	34,77	40,26	34,77	38,62	34,32	40,26
	<i>ADCR</i> [%]	58,67	53,59	53,28	48,94	58,63	54,24	59,51	56,35	55,40
	<i>AIRR</i> [%]	45,63	37,81	45,21	40,57	50,23	48,28	52,25	45,67	45,71
SBV _{vbb1}	<i>ARE</i> [%]	17,01	16,76	17,66	18,34	17,94	17,34	17,50	20,55	17,89
	Max. <i>RE</i> [%]	33,60	27,87	31,38	30,16	28,72	27,27	27,37	28,41	33,60
	<i>ADCR</i> [%]	70,19	66,62	70,22	64,75	75,28	70,95	77,24	68,43	70,46
	<i>AIRR</i> [%]	47,19	41,25	53,62	42,51	55,16	49,06	56,95	43,76	48,69
SBV _{vbb2}	<i>ARE</i> [%]	16,91	16,65	17,58	18,19	17,45	16,90	17,30	20,19	17,65
	Max. <i>RE</i> [%]	30,43	27,55	29,74	30,47	29,41	27,87	27,49	28,21	30,47
	<i>ADCR</i> [%]	70,48	67,17	70,92	64,91	75,72	71,41	77,82	68,87	70,91
	<i>AIRR</i> [%]	46,88	40,00	51,48	44,23	56,41	50,55	56,25	44,51	48,79

Werte für die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren in Abhängigkeit vom Wert des Problemparameters c_A bei den untersuchten Problem instanzen mit Ladelukendeckeln angegeben.³¹⁸ Jede Zeile enthält gemäß der Angabe in Spalte 2 entweder die *ARE*-, die maximalen *RE*-, die *ADCR*- oder die *AIRR*-Werte für das in Spalte 1 angegebene Verfahren. Die Werte in den Spalten 3 bis 10 ergeben sich stets aus den von dem Verfahren erzielten *RE*-, *DCR*- bzw.

³¹⁸ Auf eine Differenzierung hinsichtlich der Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A wird dabei verzichtet.

IRR-Werten bei den jeweils 20 der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln mit der im Spaltenkopf angegebenen Ausprägung des Problemparameters c_A . Die *ARE*-, die maximalen *RE*- und die *ADCR*-Werte in der elften Spalte beziehen sich jeweils auf alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln. Die *AIRR*-Werte in der elften Spalte beziehen sich jeweils auf die 128 der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern ($R^{Ant} > 0$).

Analyse der ADCR-Werte

Die über alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ermittelten *ADCR*-Werte der vier Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2b zur Anwendung kommt, betragen 70,91% (SBVbb2), 70,46% (SBVbb1), 69,20% (SBVab2) und 69,00% (SBVab1) und sind damit alle größer als die entsprechenden *ADCR*-Werte der vier Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2a angewendet wird. Diese liegen zwischen 28% und 63%.

Wie schon bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel erzielen die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren auch bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln bei fester Ladebuchtgröße (d. h. 10x10, 15x15, 20x20 oder 25x25) in nahezu allen Fällen bei der Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl einen größeren *ADCR*-Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. Als mögliche Erklärung dient auch hier das tendenziell kleinere Ungleichgewicht zwischen der Anzahl an Importcontainern und der Anzahl an Exportcontainern in den Probleminstanzen mit der niedrigeren Auftragsanzahl.³¹⁹

Des Weiteren ist zu beobachten, dass der Großteil der stapelbasierten deterministischen Verfahren für die vier Problemgruppen mit großen und sehr großen Probleminstanzen ($c_A \in \{410, 570, 634, 885\}$) tendenziell höhere *ADCR*-Werte liefert als für die vier Problemgruppen mit kleinen und mittleren Probleminstanzen ($c_A \in \{106, 146, 230, 315\}$). Beispielsweise liegen die *ADCR*-Werte des Verfahrens SBVaa2 bei den Problemgruppen mit kleinen und mittleren Probleminstanzen zwischen 57% und 61% und bei den Problemgruppen mit großen und sehr großen Probleminstanzen zwischen 62% und 68%. Bei kleinen und mittleren Probleminstanzen ist jeweils eine Ladebucht mit drei Ladelukendeckeln und bei großen und sehr großen Probleminstanzen ist jeweils eine Ladebucht mit fünf Ladelukendeckeln abzufertigen. Somit ist bei großen und sehr großen Probleminstanzen die Anzahl der Entladungsaufträge, die ausgeführt werden müssen, bevor der erste Einladungsauftrag (und damit das erste Doppelspiel) ausgeführt werden kann, gemessen an der Auftragsanzahl c_A tendenziell kleiner als bei kleinen und mittleren Probleminstanzen.

Verglichen mit den entsprechenden *ADCR*-Werten bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel (siehe Tabelle 6.10, S. 171) fällt auf, dass bei jedem der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren der über die 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ermittelte *ADCR*-Wert kleiner ist als der über die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelte

³¹⁹ Siehe hierzu Abschnitt 6.3.2, S. 170ff.

ADCR-Wert. Bei der Abfertigung einer Ladebucht ohne Ladelukendeckel kann vergleichsweise früher mit der Einladung von Containern begonnen werden, da hierzu nicht erst alle Container oberhalb eines Ladelukendeckels entladen werden müssen.

Analyse der AIRR-Werte

Das Verfahren SBVaa2 erlangt bei der Lösung der 128 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern ($R^{Ant} > 0$) den größten *AIRR*-Wert. In den zugehörigen Lösungen des Verfahrens SBVaa2 werden im Mittel mehr als die Hälfte (52,55%) der in der abzufertigenden Ladebucht vorkommenden Rehandlecontainer schiffsintern umgeladen. Es folgen die Verfahren SBVbb2, SBVbb1, SBVab2, SBVab1 und SBVba2 mit entsprechenden *AIRR*-Werten in Höhe von 45,71% (SBVba2) bis 48,79% (SBVbb2) sowie das Verfahren SBVaa1 mit einem entsprechenden *AIRR*-Wert in Höhe von 34,43%. Bei dem Verfahren SBVba1 ist der mit Abstand kleinste über alle 128 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern ermittelte *AIRR*-Wert zu finden (25,78%). Bei 7 der 8 Problemgruppen mit unterschiedlicher Ausprägung des Problemparameters c_A erreicht das Verfahren SBVaa2 den jeweils größten *AIRR*-Wert. Bei der Problemgruppe mit $c_A = 230$ liefert das Verfahren SBVaa2 mit 49,97% nur den drittgrößten *AIRR*-Wert hinter den beiden Verfahren SBVbb1 (53,62%) und SBVbb2 (51,48%).

Wie schon bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel fällt auch bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln auf, dass jedes Verfahren bei fester Ladebuchtgröße für die Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl stets einen höheren *AIRR*-Wert als für die Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl liefert. Dies ist wieder auf die größere Anzahl an Aufträgen, die die Bewegung eines Import- oder Exportportcontainers vorsehen, zurückzuführen.³²⁰

Der Großteil der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren liefert für die vier Problemgruppen mit kleinen und mittleren Probleminstanzen tendenziell kleinere *AIRR*-Werte als für die vier Problemgruppen mit großen und sehr großen Probleminstanzen. Zum Beispiel erreicht das Verfahren SBVab2 bei den Problemgruppen mit kleinen und mittleren Probleminstanzen *AIRR*-Werte von 40,96% ($c_A = 321$) bis 47,81% ($c_A = 106$) und bei den Problemgruppen mit großen und sehr großen Probleminstanzen *AIRR*-Werte von 45,08% ($c_A = 570$) bis 55,39% ($c_A = 410$). Wie oben beschrieben müssen wegen der geringeren Anzahl an Ladelukendeckeln bei den kleinen und mittleren Probleminstanzen in Relation zur Auftragsanzahl c_A tendenziell mehr Entladungsaufträge vor dem ersten Einladungsauftrag ausgeführt werden als bei den großen und sehr großen Probleminstanzen. Bei kleinen und mittleren Probleminstanzen ist daher auch die Anzahl der Rehandlecontainer, die noch vor der ersten Einladung auf die Landseite transportiert und damit extern umgeladen werden, gemessen an der Gesamtzahl

³²⁰ Vgl. hierzu Abschnitt 6.3.2, S. 172f.

der Rehandlecontainer in der Ladebucht tendenziell höher als bei den großen und sehr großen Problem instanzen.

Bei jedem der acht Verfahren ist der über die 128 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln ermittelte *AIRR*-Wert kleiner als der über die 128 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel ermittelte *AIRR*-Wert (siehe auch Tabelle 6.10, S. 171). Zum einen gibt es bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln aufgrund der zusätzlichen Nebenbedingungen (Vorrangbeziehungen) tendenziell weniger Möglichkeiten, schiffsinterne Umladungen zu bilden, als bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel. Zum anderen bewirken die zusätzlichen Vorrangbeziehungen, dass vor den Einladungsaufträgen vergleichsweise viele Entladungsaufträge ausgeführt werden müssen. Bevor mit der Einladung von Containern begonnen werden kann, sind deshalb bei der Abfertigung von Ladebuchten mit Ladelukendeckeln tendenziell mehr Rehandlecontainer auf die Landseite zu transportieren (und in der Folge extern umzuladen) als bei der Abfertigung von Ladebuchten ohne Ladelukendeckel.

Analyse der ARE-Werte und der maximalen RE-Werte

Die über alle 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln ermittelten *ARE*-Werte der vier Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2b ausgeführt wird, betragen 17,65% (SBVbb2), 17,89% (SBVbb1), 17,98% (SBVab2) und 18,24% (SBVab1) und sind alle kleiner als die entsprechenden *ARE*-Werte der vier Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2a zur Anwendung kommt. Letztere erreichen nur entsprechende *ARE*-Werte in Höhe von 19,40% (SBVaa2) bis 31,17% (SBVba1). Die Verfahren SBVbb2, SBVbb1, SBVab2 und SBVab1 erzielen auch bei den acht Problemgruppen mit unterschiedlicher Ausprägung des Problemparameters c_A jeweils die vier kleinsten *ARE*-Werte. Das Verfahren SBVbb2 erzielt bei 6 der 8 Problemgruppen ($c_A = 106$, $c_A = 146$, $c_A = 230$, $c_A = 410$, $c_A = 570$ und $c_A = 634$) und das Verfahren SBVab2 bei 2 der 8 Problemgruppen ($c_A = 321$ und $c_A = 885$) den jeweils besten *ARE*-Wert.

Bei gleicher Ausgestaltung der Konstruktionsphase erzielt stets das Verfahren den kleineren *ARE*-Wert, welches in der Verbesserungsphase das lokale Suchverfahren LS2 ausführt. Dies lässt sich nicht nur bei den über alle 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln ermittelten *ARE*-Werten (siehe Spalte 11 in Tabelle 6.13) sondern auch bei jeder der acht Problemgruppen (siehe Spalte 3 bis 10 in Tabelle 6.13) feststellen. Beispielsweise werden für das Verfahren SBVaa2 bei den acht Problemgruppen *ARE*-Werte in Höhe von 17,96% ($c_A = 146$) bis 20,72% ($c_A = 230$) und für das Verfahren SBVaa1 *ARE*-Werte in Höhe von 23,17% ($c_A = 146$) bis 30,47% ($c_A = 634$) ermittelt. Im Mittel ist der für eine der acht Problemgruppen mit entsprechender Ausprägung für c_A ermittelte *ARE*-Wert des Verfahrens SBVaa1 ca. 40% größer als der entsprechende *ARE*-Wert des Verfahrens SBVaa2. Bei den Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2b zur Anwendung gelangt, fällt der Unterschied weniger deutlich aus. So liefert das Verfahren SBVab1 (SBVbb1) für jede der acht Problemgruppen im Durchschnitt nur einen 1,46% (1,36%) höheren *ARE*-Wert als das Verfahren SBVab2 (SBVbb2).

Bei jedem der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren ist der über die 160 Problem-
instanzen mit Ladelukendeckeln ermittelte ARE -Wert größer als der über die 160 Problem-
instanzen ohne Ladelukendeckel ermittelte ARE -Wert (siehe auch Tabelle 6.10, S. 171). Die Ab-
weichungen zwischen den beiden ARE -Werten fallen in Abhängigkeit von dem Verfahren sehr
unterschiedlich aus. So erhöht sich zum Beispiel der ARE -Wert des Verfahrens SBVaa2 von
16,01% bei den Problem-
instanzen ohne Ladelukendeckel um mehr als ein Fünftel auf 19,40%
(+3,39 Prozentpunkte) bei den Problem-
instanzen mit Ladelukendeckeln. Der ARE -Wert des
Verfahrens SBVbb1 steigt hingegen von 16,87% bei den Problem-
instanzen ohne Ladelukendeckel auf 17,89% (+1,02 Prozentpunkte) bei den Problem-
instanzen mit Ladelukendeckeln und
verändert sich damit lediglich um den Faktor 1,06.

Die über die 160 Problem-
instanzen mit Ladelukendeckeln ermittelten maximalen RE -Werte
der acht Verfahren betragen zwischen 30,47% (SBVbb2) und 46,36% (SBVba1). Während al-
le für die 160 Problem-
instanzen $lp1$ bis $lp160$ ermittelten RE -Werte der Verfahren SBVaa2,
SBVab1, SBVab2, SBVbb1 und SBVbb2 kleiner sind als 35%, generieren die Verfahren
SBVaa1, SBVba2 und SBVba1 jeweils bei mindestens einer Problem-
instanz mit Ladelukendeckeln eine Lösung, deren Zielfunktionswert mehr als 40% über der unteren Schranke US_1 für
den optimalen Zielfunktionswert dieser Problem-
instanz liegt. Bei jeder der acht Problem-
gruppen wird der größte maximale RE -Wert von dem Verfahren SBVba1 geliefert. Das Verfahren
SBVbb2 erzielt bei insgesamt 4 der 8 Problem-
gruppen ($c_A = 106$, $c_A = 146$, $c_A = 230$ und
 $c_A = 885$) und das Verfahren SBVab1 bei 2 der 8 Problem-
gruppen ($c_A = 570$ und $c_A = 634$)
den kleinsten maximalen RE -Wert. Die Verfahren SBVab2 und SBVbb1 erreichen jeweils bei
einer der übrigen zwei Problem-
gruppen ($c_A = 321$ bzw. $c_A = 410$) den kleinsten maximalen
 RE -Wert.

Vergleich mit einer Einzelspielstrategie

In Tabelle 6.14 (siehe S. 184) sind die $\overline{A^{ES}}$ -Werte, die minimalen A^{ES} -Werte und die maxima-
len A^{ES} -Werte für die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren in Abhängigkeit vom
Wert des Problem-
parameters c_A bei den untersuchten Problem-
instanzen mit Ladelukendeckeln
dokumentiert.³²¹ Die Angaben in einer Zeile beziehen sich immer auf das in Spalte 1 aufgeführ-
te Verfahren. Die Werte in den Spalten 3 bis 10 ergeben sich aus den A^{ES} -Werten des entspre-
chenden Verfahrens bei den jeweils 20 Problem-
instanzen mit der im Spaltenkopf angegebenen
Ausprägung des Problem-
parameters c_A . In Spalte 11 sind der über alle 160 Problem-
instanzen mit Ladelukendeckeln ermittelte minimale A^{ES} -Wert, maximale A^{ES} -Wert und $\overline{A^{ES}}$ -Wert des
Verfahrens aufgeführt.

Die vier größten über die 160 Problem-
instanzen mit Ladelukendeckeln ermittelten durch-
schnittlichen relativen Abweichungen $\overline{A^{ES}}$ sind bei den vier Verfahren, bei denen die Kon-

³²¹ Hinsichtlich der Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A wird dabei nicht differenziert.

Tabelle 6.14: $\overline{A^{ES}}$ -, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stapelbasierten deterministischen Verfahren bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	Kennzahl	c_A								Gesamt
		106	146	230	321	410	570	634	885	
SBVaa1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	11,87	9,70	11,45	8,51	11,99	9,35	10,96	9,26	10,39
	Min. A^{ES} [%]	6,79	6,54	7,40	5,63	7,13	6,14	6,54	4,28	4,28
	Max. A^{ES} [%]	17,97	14,87	17,78	13,52	15,66	13,96	16,05	15,22	17,97
SBVaa2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	15,27	13,53	15,66	13,82	18,05	16,18	18,11	15,72	15,79
	Min. A^{ES} [%]	9,33	10,30	9,79	10,11	10,82	12,02	11,28	12,11	9,33
	Max. A^{ES} [%]	22,92	18,20	23,36	18,32	25,12	21,01	24,22	20,76	25,12
SBVab1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	15,81	13,53	17,10	14,86	18,87	16,68	19,28	16,25	16,55
	Min. A^{ES} [%]	9,66	9,46	9,79	11,19	10,31	11,49	10,79	11,50	9,46
	Max. A^{ES} [%]	28,51	19,17	25,49	19,62	27,90	22,21	26,49	21,44	28,51
SBVab2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	16,07	13,75	17,22	15,02	19,13	16,88	19,24	16,56	16,73
	Min. A^{ES} [%]	9,86	9,48	9,79	11,19	10,89	13,16	11,39	12,16	9,48
	Max. A^{ES} [%]	27,04	19,24	25,90	20,35	27,98	22,33	26,18	22,01	27,98
SBVba1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	9,99	6,73	9,09	5,99	9,23	5,77	8,37	5,45	7,58
	Min. A^{ES} [%]	4,29	3,19	4,97	3,24	4,30	3,87	4,40	3,15	3,15
	Max. A^{ES} [%]	18,27	9,39	14,94	9,32	16,00	8,08	12,22	9,22	18,27
SBVba2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	14,76	12,03	14,12	11,92	15,72	13,61	16,21	13,93	14,04
	Min. A^{ES} [%]	8,99	7,50	8,38	7,97	10,62	10,16	10,00	10,32	7,50
	Max. A^{ES} [%]	21,77	15,79	20,71	17,22	23,53	18,28	21,57	21,31	23,53
SBVbb1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	16,82	14,38	17,70	14,70	18,87	16,61	19,54	15,73	16,79
	Min. A^{ES} [%]	11,10	8,94	10,64	8,76	10,61	9,80	10,73	10,90	8,76
	Max. A^{ES} [%]	26,83	20,34	25,66	19,67	28,45	21,84	27,93	21,52	28,45
SBVbb2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	16,88	14,45	17,75	14,82	19,21	16,93	19,69	15,99	16,96
	Min. A^{ES} [%]	11,24	8,44	10,74	9,92	11,29	11,28	11,42	11,53	8,44
	Max. A^{ES} [%]	25,60	20,27	25,62	19,94	28,90	22,20	27,67	21,68	28,90

struktionsmethode 2b angewendet wird, anzutreffen und liegen zwischen 16,5% und 17,0%. Die entsprechenden $\overline{A^{ES}}$ -Werte der vier Verfahren, bei denen die Konstruktionsmethode 2a zum Einsatz kommt, betragen 15,79% (SBVaa2), 14,04% (SBVba2), 10,39% (SBVaa1) und 7,58% (SBVba1).

Jedes der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren erreicht bei einer festen Ladebuchgröße bei der Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl stets einen größeren $\overline{A^{ES}}$ -Wert und auch einen größeren maximalen A^{ES} -Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. Für das Verfahren SBVbb2 wird zum Beispiel bei den Probleminstanzen mit einer Ladebuchgröße von 15x15 für die Problemgruppe mit der geringeren Auftragsanzahl ($c_A = 230$) ein $\overline{A^{ES}}$ -Wert in Höhe von 17,75% und ein maximaler A^{ES} -Wert in Höhe von 25,62% ermittelt und für die Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl ($c_A = 321$) ein $\overline{A^{ES}}$ -Wert in Höhe von 14,82% und ein maximaler A^{ES} -Wert in Höhe von 19,94%.

Werden die Ergebnisse der acht Verfahren für die Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln und die für die Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel miteinander verglichen, zeigt sich, dass bei jedem Verfahren der über die 160 Probleminstanzen $lp1$ bis $lp160$ ermittelte $\overline{A^{ES}}$ -Wert kleiner ist als der über die 160 Probleminstanzen $p1$ bis $p160$ ermittelte $\overline{A^{ES}}$ -Wert und dass der über alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ermittelte maximale A^{ES} -Wert ebenfalls kleiner ist als der über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelte maximale A^{ES} -Wert (siehe auch Tabelle 6.11, S. 175). Die größte Abweichung diesbezüglich ist bei dem Verfahren SBVaa1 festzustellen. Dessen $\overline{A^{ES}}$ -Wert und dessen maximaler A^{ES} -Wert sinken jeweils um etwa ein Drittel von 15,55% bzw. 26,85% bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckeln auf 10,39% bzw. 17,97% bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln.

Bei der Lösung der 160 Probleminstanzen $lp1$ bis $lp160$ weist das Verfahren SBVba1 insgesamt das schlechteste Lösungsverhalten und das Verfahren SBVaa1 insgesamt das zweitschlechteste Lösungsverhalten auf. Weder das Verfahren SBVaa1 noch das Verfahren SBVba1 liefert bei einer der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln den kleinsten Zielfunktionswert. Zudem wird das Verfahren SBVba1 bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln bezüglich der erreichten Zielfunktionswerte von den Verfahren SBVba2, SBVaa2, SBVbb1, SBVab2 und SBVbb2 und das Verfahren SBVaa1 von den Verfahren SBVaa2, SBVbb1 und SBVab2 dominiert. Das Verfahren SBVba2 zeigt insgesamt das dritt schlechteste Lösungsverhalten. Zwar generiert das Verfahren SBVba2 bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln deutlich bessere Lösungen als die Verfahren SBVba1 und SBVaa1, doch im Hinblick auf den Rangmittelwert, die Anzahl der besten Lösungen, den ARE -Wert und den $\overline{A^{ES}}$ -Wert (jeweils bezogen auf alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln) rangiert das Verfahren SBVba2 jeweils nur auf dem sechsten Platz. Die Verfahren SBVaa2 und SBVab1 zeigen insgesamt ein besseres Lösungsverhalten als das Verfahren SBVba2. Für das Verfahren SBVab1 wird im Vergleich zum Verfahren SBVaa2 ein besserer durchschnittlicher Rangwert ermittelt. Zudem erzielt das Verfahren SBVab1 über alle 160 Probleminstanzen hinweg einen etwas kleineren ARE -Wert und einen etwas höheren $\overline{A^{ES}}$ -Wert als das Verfahren SBVaa2. Das Verfahren SBVaa2 erzeugt hingegen mehr beste Lösungen als das Verfahren SBVab1. Die Verfahren SBVbb1 und SBVab2 zeigen insgesamt ein besseres Lösungsverhalten als die Verfahren SBVaa2 und SBVab1. Während das Verfahren SBVbb1 im Vergleich zum Verfahren SBVab2 einen besseren ARE -Wert und einen besseren $\overline{A^{ES}}$ -Wert (jeweils bezogen auf alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln) erzielt, erreicht das Verfahren SBVab2 einen niedrigeren Rangmittelwert und erzeugt mehr beste Lösungen als das Verfahren SBVbb1. Das Verfahren SBVbb2 zeigt bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln insgesamt das beste Lösungsverhalten. Es erzeugt von allen acht Verfahren die höchste Anzahl an besten Lösungen, erreicht den kleinsten Rangmittelwert und liefert über alle 160 Probleminstanzen hinweg den besten ARE -Wert und den besten $\overline{A^{ES}}$ -Wert.

6.4 Analyse der stochastischen Verfahren zur Lösung des CSPLC

In diesem Abschnitt wird die Leistungsfähigkeit der entwickelten stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 zur Lösung des CSPLC untersucht und verglichen. Hierzu wurde zunächst für jedes Verfahren die maximale Anzahl der pro Problem Instanz durchzuführenden Iterationen festgelegt (Abschnitt 6.4.1). Danach wurden die 320 generierten Problem Instanzen mit den vier stochastischen Verfahren gelöst. In Abschnitt 6.4.2 werden die Ergebnisse der stochastischen Verfahren unter Einbezug aller 320 Problem Instanzen analysiert. Danach erfolgt eine Analyse der Ergebnisse mit Beschränkung auf die 160 Problem Instanzen ohne Ladelukendeckel (Abschnitt 6.4.3) sowie eine Auswertung der Ergebnisse mit Beschränkung auf die 160 Problem Instanzen mit Ladelukendeckeln (Abschnitt 6.4.4).

6.4.1 Festlegung der Iterationszahl

Vor der Lösung der 320 Problem Instanzen mit den vier entwickelten stochastischen Verfahren war für jedes Verfahren die maximale Anzahl der pro Problem Instanz ausführenden Iterationen festzulegen. Für einen aussagekräftigen Vergleich der Ergebnisse wurde für alle vier Verfahren eine identische maximale Iterationszahl pro Problem Instanz gewählt. Bei der Festlegung des Wertes waren folgende Aspekte zu berücksichtigen. Zum einen ist die Lösungsgüte der vier entwickelten stochastischen Verfahren jeweils von der maximalen Iterationszahl abhängig. Und zum anderen hängen die Rechenzeitbedarfe der vier Verfahren von der maximalen Anzahl der pro Problem Instanz auszuführenden Iterationen ab. Bei der Festlegung der maximalen Iterationszahl waren folglich auch die an den Rechenzeitbedarf eines Verfahrens zur Lösung des CSPLC gestellten Anforderungen zu berücksichtigen. Wie in Abschnitt 5.1.1 dargelegt, sollte ein Lösungsverfahren für das CSPLC in der Lage sein, gute Lösungen für praxisnahe Problem Instanzen innerhalb von einer Stunde zu erzeugen.

Um abzuschätzen, wie sich die vorgegebene Iterationszahl auf die Lösungsgüte und auf den Rechenzeitbedarf der vier stochastischen Verfahren auswirkt, wurde eine repräsentative Auswahl der 320 Problem Instanzen mit jedem der vier Verfahren gelöst. Die Anzahl der durchzuführenden Iterationen wurde dabei auf 5.000 Iterationen pro Problem Instanz und Verfahren festgesetzt. Bei jeder Problem Instanz und jedem Verfahren wurden die benötigte Rechenzeit und der Zielfunktionswert Z_{best} nach 500, 1.000, 2.000 und 5.000 durchgeführten Iterationen erfasst. Z_{best} bezeichnet dabei den besten Zielfunktionswert, den das jeweilige stochastische Verfahren nach der Durchführung der entsprechenden Iterationszahl für die Problem Instanz gefunden hat. Unter Verwendung der Formel (6.9) wurden anschließend die relativen Abweichungen RE der Zielfunktionswerte Z_{best} von der unteren Schranke US_1 berechnet. Danach wurden die von der Iterationszahl abhängigen ARE -Werte der vier Verfahren über alle ausgewählten

Probleminstanzen ermittelt.³²² Die Auswertung der Ergebnisse dieses Experiments ergab, dass die Erhöhung der Iterationszahl bei allen vier Verfahren stets ähnliche Auswirkungen auf die Lösungsgüte hat. So war bei jedem Verfahren nach der Durchführung von 1.000 Iterationen pro Probleminstanz ein zwischen 1% und 2% kleinerer *ARE*-Wert als nach der Durchführung von 500 Iterationen pro Probleminstanz ermittelt wurden.³²³ Nach 2.000 durchgeführten Iterationen pro Probleminstanz konnte jedes Verfahren einen zwischen 1% und 2% geringeren *ARE*-Wert als nach 1.000 durchgeführten Iterationen pro Probleminstanz vorweisen. Und nach der Durchführung von 5.000 Iterationen pro Probleminstanz war bei jedem Verfahren ein zwischen 1% und 2% kleinerer *ARE*-Wert als nach der Durchführung von 2.000 Iterationen pro Probleminstanz zu beobachten. Für eine möglichst hohe Lösungsgüte der vier Verfahren ist folglich eine möglichst hohe maximale Iterationszahl festzulegen. Bei der Betrachtung der Rechenzeiten zeigte sich, dass jedes der vier Verfahren bei jeder Probleminstanz weniger als eine Stunde Rechenzeit für die Durchführung von 2.000 Iterationen benötigte. Für die Durchführung von 5.000 Iterationen benötigten hingegen drei der vier stochastischen Verfahren bei mindestens einer Probleminstanz mehr als eine Stunde Rechenzeit. Der über alle vier Verfahren ermittelte maximale Rechenzeitbedarf zur Durchführung von 2.000 Iterationen betrug etwa 35 Minuten und der über alle vier Verfahren ermittelte maximale Rechenzeitbedarf zur Durchführung von 5.000 Iterationen etwa 95 Minuten. Aufgrund der gewonnenen Erkenntnisse und mit Blick auf die Anforderungen, welche an den Rechenzeitbedarf der Verfahren gestellt werden, wurde die maximale Iterationszahl letztlich auf 2.000 Iterationen pro Probleminstanz und Verfahren festgesetzt.

6.4.2 Gesamtbetrachtung

Jede der 320 Probleminstanzen wurde mit jedem der vier stochastischen Verfahren gelöst, wobei die Anzahl der auszuführenden Iterationen pro Probleminstanz bei allen Verfahren auf 2.000 gesetzt wurde. Unter Verwendung der Formel (6.9) wurden für jede Probleminstanz die relativen Abweichungen *RE* der mit den vier Verfahren ermittelten Zielfunktionswerte Z_{best} von der unteren Schranke US_1 bestimmt. Z_{best} bezeichnet hierbei den besten Zielfunktionswert, den das stochastische Verfahren nach der Durchführung der 2.000 Iterationen für die entsprechende Probleminstanz gefunden hat. In den Tabellen C.8 bis C.11 in Anhang C sind für die vier stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 für jede kleine Probleminstanz ohne Ladelukendeckel ($c_A \in \{100, 140\}$; Tabelle C.8, S. XLIV), jede mittlere Probleminstanz ohne Ladelukendeckel ($c_A \in \{224, 315\}$; Tabelle C.9, S. XLV), jede große Probleminstanz

³²² Der *ARE*-Wert eines stochastischen Verfahrens ergibt sich als das arithmetische Mittel aus den für die Probleminstanzen ermittelten relativen Abweichungen *RE* der mit dem Verfahren bestimmten Zielfunktionswerte Z_{best} von den US_1 -Werten.

³²³ Beispielsweise sank der für das Verfahren GRASP1 ermittelte *ARE*-Wert von 14,29% nach 500 durchgeführten Iterationen pro Probleminstanz auf 14,08% nach 1.000 durchgeführten Iterationen pro Probleminstanz.

ohne Ladelukendeckel ($c_A \in \{400, 560\}$; Tabelle C.10, S. XLVI) und jede sehr große Problem­instanz ohne Ladelukendeckel ($c_A \in \{624, 875\}$; Tabelle C.11, S. XLVII) die ermittelten Zielfunktionswerte Z_{best} , die relativen Abweichungen RE der ermittelten Zielfunktionswerte Z_{best} von der unteren Schranke US_1 und die Rechenzeiten T^R zur Durchführung der 2.000 Iterationen angegeben. Analog dazu werden in den Tabellen D.8 bis D.11 in Anhang D die ermittelten Zielfunktionswerte Z_{best} der vier stochastischen Verfahren, die zugehörigen relativen Abweichungen RE der Zielfunktionswerte Z_{best} von der unteren Schranke US_1 und die Rechenzeiten T^R zur Durchführung der 2.000 Iterationen für jede kleine Problem­instanz mit Ladelukendeckeln ($c_A \in \{106, 146\}$; Tabelle D.8, S. LVIII), jede mittlere Problem­instanz mit Ladelukendeckeln ($c_A \in \{230, 321\}$; Tabelle D.9, S. LIX), jede große Problem­instanz mit Ladelukendeckeln ($c_A \in \{410, 570\}$; Tabelle D.10, S. LX) und jede sehr große Problem­instanz mit Ladelukendeckeln ($c_A \in \{634, 885\}$; Tabelle D.11, S. LXI) aufgeführt. Im Folgenden werden die Ergebnisse der vier Verfahren analysiert und miteinander verglichen. Dabei werden die Anzahl der besten Lösungen, die Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte, die Lösungsgüte und die Lösungsstruktur der Verfahren beleuchtet. Ein besonderes Augenmerk wird zudem auf die Rechenzeiten der Verfahren gelegt.

Anzahl der besten Lösungen

Die meisten besten Lösungen hat das Verfahren MSH2 erzeugt. Bei insgesamt 188 der 320 Problem­instanzen – darunter alle 64 untersuchten Problem­instanzen ohne Rehandlecontainer – ermittelt kein anderes stochastisches Verfahren einen kleineren Zielfunktionswert als das Verfahren MSH2. Es folgen die beiden GRASP-Ansätze mit 111 besten Lösungen (GRASP2) und 22 besten Lösungen (GRASP1) und schließlich das Verfahren MSH1, welches nur bei 2 der 320 Problem­instanzen ($lp32$ und $lp60$) die beste Lösung bestimmt. Damit liefern die beiden stochastischen Verfahren, welche das lokale Suchverfahren LS2 anwenden (GRASP2 und MSH2), zusammen bei über 90% der Problem­instanzen den jeweils kleinsten Zielfunktionswert, wohingegen die beiden stochastischen Verfahren, welche das lokale Suchverfahren LS1 ausführen (GRASP1 und MSH1), zusammen nur bei 24 der 320 Problem­instanzen (= 7,5%) den jeweils kleinsten Zielfunktionswert erzeugen.

Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte

Als Nächstes wird auf die Rangfolgen der vier Verfahren bei den 320 Problem­instanzen eingegangen. Dazu werden den ermittelten Zielfunktionswerten (und damit den Lösungen) der vier stochastischen Verfahren analog zu der in Abschnitt 6.3.1 beschriebenen Vorgehensweise Ränge zugewiesen.³²⁴ Konkret werden bei jeder Problem­instanz die ermittelten Zielfunktionswerte Z_{best} der vier Verfahren nicht absteigend sortiert und entsprechend ihrer Reihenfolge nachein-

³²⁴ Siehe Abschnitt 6.3.1, S. 155f.

Tabelle 6.15: Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der vier stochastischen Verfahren unter Einbezug aller 320 Probleminstanzen

Verfahren	Rang						Rang- mittelwert
	1	1,5	2	2,5	3	4	
GRASP1	21	1	85	4	149	60	2,78
GRASP2	108	3	158	3	42	6	1,83
MSH1	2		25	1	59	233	3,64
MSH2	186	2	44	2	65	21	1,75

ander mit den Rängen 1 bis 4 versehen. Treten bei einer Probleminstanz gleiche Zielfunktionswerte auf, wird diesen stets das arithmetische Mittel der auf sie fallenden Ränge zugeordnet. Die absoluten Häufigkeiten der den Verfahren zugewiesenen Ränge und die entsprechenden Rangmittelwerte der vier stochastischen Verfahren sind in Tabelle 6.15 dokumentiert. Jede Zeile bezieht sich dabei auf das in der ersten Spalte angegebene stochastische Verfahren. Aus den Spalten 2 bis 7 kann entnommen werden, wie viele Lösungen des Verfahrens den im Spaltenkopf angegebenen Rang erhalten haben. Die letzte Spalte enthält den zugehörigen Rangmittelwert.

Die kleinsten Rangmittelwerte werden von den Verfahren MSH2 (1,75) und GRASP2 (1,83) erzielt. Dabei fällt auf, dass die Rangmittelwerte der beiden Verfahren kaum voneinander abweichen. Zwar generiert das Verfahren MSH2 im Vergleich zu dem Verfahren GRASP2 deutlich mehr beste Lösungen, doch insgesamt erhalten 85% der Lösungen des Verfahrens GRASP2 und nur etwa 73% der Lösungen des Verfahrens MSH2 einen besseren Rang als Rang 3. Zudem erzeugt das Verfahren GRASP2 nur bei 6 der 320 Probleminstanzen die schlechteste Lösung, während das Verfahren MSH2 bei 21 Probleminstanzen den schlechtesten Zielfunktionswert der vier Verfahren liefert. Der Rangmittelwert des Verfahrens GRASP1 beträgt 2,78 und ist damit deutlich größer als die beiden Rangmittelwerte der Verfahren MSH2 und GRASP2. Bei 60 Probleminstanzen erzeugt das Verfahren GRASP1 den schlechtesten Zielfunktionswert und nur etwa ein Drittel der Lösungen des Verfahrens GRASP1 erhalten einen besseren Rang als Rang 3. Mit einem Rangmittelwert von 3,64 zeigt das Verfahren MSH1 das schlechteste Lösungsverhalten unter den stochastischen Verfahren. Bei über 70% der untersuchten Probleminstanzen liefert das Verfahren MSH1 den schlechtesten Zielfunktionswert. Da jedes der vier Verfahren mindestens einmal den Rang 1 erhält, lässt sich schlussfolgern, dass keines der vier stochastischen Verfahren bei der Lösung der 320 Probleminstanzen im Hinblick auf die erreichten Zielfunktionswerte von einem der drei anderen stochastischen Verfahren dominiert wird.

Lösungsstruktur und Lösungsgüte

Für jede von den Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen ausgegebene Lösung wird der Doppelspielanteil DCR und (wenn möglich) der Anteil der schiffsinternen Umladungen IRR unter Verwendung der Formeln (6.10) bzw. (6.11) bestimmt.

Tabelle 6.16: *ARE*-, maximale *RE*-, *ADCR*- und *AIRR*-Werte der stochastischen Verfahren in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A

Verfahren	Kennzahl	0%	10%		20%		$\leftarrow R^{Ant}$
		-	$g_A = 1$	$g_A = 5$	$g_A = 1$	$g_A = 5$	↓ Gesamt
GRASP1	<i>ARE</i> [%]	8,16	11,74	13,84	15,40	20,57	13,94
	Max. <i>RE</i> [%]	14,49	17,01	18,50	22,80	25,53	25,53
	<i>ADCR</i> [%]	75,30	73,88	73,45	74,90	71,96	73,90
	<i>AIRR</i> [%]	-	83,71	61,51	82,53	64,42	73,04
GRASP2	<i>ARE</i> [%]	7,82	11,20	13,23	14,64	19,91	13,36
	Max. <i>RE</i> [%]	14,24	16,51	17,87	22,03	25,28	25,28
	<i>ADCR</i> [%]	76,16	75,79	75,30	76,43	74,21	75,58
	<i>AIRR</i> [%]	-	84,07	63,97	84,21	65,12	74,34
MSH1	<i>ARE</i> [%]	8,07	12,63	14,42	17,11	21,95	14,84
	Max. <i>RE</i> [%]	14,17	17,58	18,83	24,23	26,53	26,53
	<i>ADCR</i> [%]	75,49	74,75	74,14	75,13	72,43	74,39
	<i>AIRR</i> [%]	-	72,48	54,34	74,61	57,77	64,80
MSH2	<i>ARE</i> [%]	7,43	11,00	13,18	15,40	20,44	13,49
	Max. <i>RE</i> [%]	14,05	15,82	17,45	21,51	25,94	25,94
	<i>ADCR</i> [%]	77,42	77,95	76,12	78,33	74,12	76,79
	<i>AIRR</i> [%]	-	80,12	60,77	78,51	62,39	70,45

Zur Beurteilung der Lösungsgüte werden die relativen Abweichungen *RE* der ermittelten Zielfunktionswerte Z_{best} von der unteren Schranke US_1 herangezogen.

In Tabelle 6.16 werden die von den vier stochastischen Verfahren bei der Lösung der 320 Probleminstanzen erzielten durchschnittlichen und maximalen relativen Abweichungen (*ARE* und Max. *RE*), die durchschnittlichen Doppelspielanteile *ADCR* sowie die durchschnittlichen Anteile der schiffsinternen Umladungen *AIRR* in Abhängigkeit von den Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A präsentiert.³²⁵ Jede Zeile enthält gemäß Spalte 2 entweder die *ARE*-, die maximalen *RE*-, die *ADCR*- oder die *AIRR*-Werte für das in Spalte 1 angegebene stochastische Verfahren. Die Werte in den Spalten 3 bis 7 ergeben sich dabei stets aus den *RE*-, *DCR*- bzw. *IRR*-Werten des Verfahrens bei den jeweils 64 der 320 Probleminstanzen mit den im Spaltenkopf angegebenen Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A . In der achten Spalte beziehen sich die *ARE*-, die maximalen *RE*- und die *ADCR*-Werte stets auf alle 320 Probleminstanzen und die *AIRR*-Werte stets auf die 256 der 320 Probleminstanzen mit $R^{Ant} > 0$.

Analyse der *ADCR*-Werte

Wie die Tabelle 6.16 zeigt, erreichen alle vier stochastischen Verfahren bei den fünf aufge-

³²⁵ Mit Blick auf die nachfolgenden Abschnitte 6.4.3 und 6.4.4 wurde an dieser Stelle auf eine Differenzierung zwischen den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel und den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln sowie auf eine Differenzierung im Hinblick auf die Ausprägung des Problemparameters c_A verzichtet.

fürten Problemgruppen mit unterschiedlichen Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A durchweg hohe $ADCR$ -Werte ($>70\%$). Die $ADCR$ -Werte der Verfahren mit dem lokalen Suchverfahren LS2 (MSH2 und GRASP2) sind dabei stets etwas größer als die entsprechenden $ADCR$ -Werte der Verfahren mit dem lokalen Suchverfahren LS1 (GRASP1 und MSH1). Der größte über alle 320 Probleminstanzen bestimmte $ADCR$ -Wert ist bei dem Verfahren MSH2 zu beobachten. Der Doppelspielanteil in den Lösungen des Verfahrens MSH2 für die 320 Probleminstanzen beträgt im Mittel 76,79%. Die entsprechenden $ADCR$ -Werte der übrigen drei stochastischen Verfahren betragen 75,58% (GRASP2), 74,39% (MSH1) und 73,90% (GRASP1) und liegen damit nur knapp darunter.

Jedes der vier Verfahren liefert bei den zwei Problemgruppen mit $R^{Ant} > 0\%$ und $g_A = 5$ kleinere $ADCR$ -Werte als bei den übrigen drei Problemgruppen.³²⁶ Das Verfahren MSH2 erreicht zum Beispiel bei den zwei Problemgruppen mit $g_A = 5$ $ADCR$ -Werte in Höhe von 76,12% ($R^{Ant} = 10\%$) und 74,12% ($R^{Ant} = 20\%$). Bei den übrigen drei Problemgruppen liefert es hingegen $ADCR$ -Werte zwischen 77% und 79%.

Analyse der $AIRR$ -Werte

Im Hinblick auf den Anteil der schiffsinternen Umladungen in den Lösungen der Verfahren ergeben sich folgende wesentliche Erkenntnisse. Bei jeder der vier aufgeführten Problemgruppen mit Rehandlecontainern ($R^{Ant} > 0\%$) sind die zugehörigen $AIRR$ -Werte der beiden GRASP-Ansätze größer als die zugehörigen $AIRR$ -Werte der beiden MSH-Ansätze. Das Verfahren GRASP2 liefert bei den vier Problemgruppen mit $R^{Ant} > 0\%$ stets den größten $AIRR$ -Wert und das Verfahren MSH1 stets den kleinsten $AIRR$ -Wert. Insgesamt beträgt der Anteil der schiffsinternen Umladungen in den Lösungen des Verfahrens GRASP2 für die 256 Probleminstanzen mit Rehandlecontainern durchschnittlich 74,34% und in den Lösungen des Verfahrens GRASP1 durchschnittlich 73,04%. Die über alle 256 Probleminstanzen mit Rehandlecontainern ermittelten $AIRR$ -Werte der beiden MSH-Ansätze betragen hingegen nur 70,45% (MSH2) und 64,80% (MSH1).

Bei der Abfertigung von Ladebuchten, in der alle Rehandlecontainer untereinander austauschbar sind, ergeben sich tendenziell mehr Möglichkeiten zur Durchführung schiffsinterner Umladungen als bei der Abfertigung von Ladebuchten, in denen die Rehandlecontainer unterschiedlichen Containerkategorien angehören. In der Folge erzielt jedes der vier stochastischen Verfahren bei den Problemgruppen mit der Ausprägung 1 für die Anzahl der Containerkategorien g_A deutlich größere $AIRR$ -Werte als bei den Problemgruppen mit $g_A = 5$. Beispielsweise werden für das Verfahren GRASP2 bei den Problemgruppen mit $g_A = 1$ $AIRR$ -Werte in Höhe von 84,07% (bei $R^{Ant} = 10\%$) und 84,21% (bei $R^{Ant} = 20\%$) und bei den Problemgruppen mit $g_A = 5$ nur $AIRR$ -Werte in Höhe von 63,97% (bei $R^{Ant} = 10\%$) und 65,12% (bei

³²⁶ Eine derartige Entwicklung konnte auch bei den entsprechenden $ADCR$ -Werten der meisten stapelbasierten deterministischen Verfahren beobachtet werden; siehe hierzu Abschnitt 6.3.1, S. 160.

$R^{Ant} = 20\%$) ermittelt. Im Durchschnitt erzielen die vier Verfahren bei der Problemgruppe mit $g_A = 1$ und $R^{Ant} = 10\%$ ($R^{Ant} = 20\%$) einen um den Faktor 1,33 (1,28) höheren $AIRR$ -Wert als bei der Problemgruppe mit $g_A = 5$ und $R^{Ant} = 10\%$ ($R^{Ant} = 20\%$).

Analyse der ARE -Werte und der maximalen RE -Werte

Die kleinsten durchschnittlichen relativen Abweichungen ARE werden von den Verfahren GRASP2 und MSH2 erzielt. Der ARE -Wert des Verfahrens MSH2 für die 320 Probleminstanzen beträgt 13,49% und überschreitet den entsprechenden ARE -Wert des Verfahrens GRASP2, welcher 13,36% beträgt, lediglich um etwa 1%. Der über alle 320 Probleminstanzen ermittelte ARE -Wert des Verfahrens GRASP1 beträgt 13,94% und überschreitet den entsprechenden ARE -Wert des Verfahrens GRASP2 um etwa 4,3% und den entsprechenden ARE -Wert des Verfahrens MSH2 um etwa 3,3%. Den größten über alle 320 Probleminstanzen ermittelten ARE -Wert liefert das Verfahren MSH1 mit 14,84%. Bei 3 der 5 Problemgruppen (der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ und den zwei Problemgruppen mit $R^{Ant} = 10\%$) liefert das Verfahren MSH2 jeweils den kleinsten ARE -Wert. Bei den zwei Problemgruppen mit $R^{Ant} = 20\%$ ist der kleinste ARE -Wert jeweils bei dem Verfahren GRASP2 zu finden. Bei jeder der fünf Problemgruppen ist der ARE -Wert des Verfahrens GRASP2 kleiner als der ARE -Wert des Verfahrens GRASP1 und ist der ARE -Wert des Verfahrens MSH2 kleiner als der ARE -Wert des Verfahrens MSH1. Wird beispielsweise die Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ betrachtet, sind bei den Verfahren GRASP2 und MSH2 ARE -Werte in Höhe von 7,82% bzw. 7,43% und bei den Verfahren GRASP1 und MSH1 hingegen nur ARE -Werte in Höhe von 8,16% bzw. 8,07% festzustellen.

Bei jedem der vier stochastischen Verfahren nehmen die ARE -Werte mit steigendem Rehandlecontaineranteil in den Probleminstanzen deutlich zu. Im Durchschnitt erzielt jedes der vier Verfahren bei den zwei Problemgruppen mit $R^{Ant} = 10\%$ einen etwa 1,5-mal ($g_A = 1$) bzw. 1,7-mal ($g_A = 5$) so großen ARE -Wert und bei den Problemgruppen mit $R^{Ant} = 20\%$ einen etwa 2,0-mal ($g_A = 1$) bzw. 2,6-mal ($g_A = 5$) so großen ARE -Wert wie bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$. Dies hat zwei Ursachen. Zum einen führt ein höherer Rehandlecontaineranteil in den Probleminstanzen tendenziell zu kleineren US_1 -Werten.³²⁷ Zum anderen nehmen mit steigendem Rehandlecontaineranteil in den Probleminstanzen (bei gleicher Ausprägung der übrigen Problemparameter) die absoluten Abweichungen zwischen den generierten Zielfunktionswerten der stochastischen Verfahren und den US_1 -Werten tendenziell zu.³²⁸ Beispielsweise beträgt die absolute Abweichung zwischen den generierten Zielfunktionswerten des Verfahrens GRASP1 und den US_1 -Werten bei den Probleminstanzen mit $c_A = 400$ im Fall

³²⁷ Vgl. Abschnitt 6.3.1, S. 162.

³²⁸ Zwar erzielt jedes der vier stochastischen Verfahren bei den Probleminstanzen mit einem höheren R^{Ant} -Wert (bei gleicher Ausprägung der übrigen Problemparameter) tendenziell kleinere Zielfunktionswerte als bei den Probleminstanzen mit einem niedrigeren R^{Ant} -Wert. Die Werte der unteren Schranke US_1 fallen jedoch im Mittel stets deutlich stärker.

$R^{Ant} = 0\%$ (p81-p84) durchschnittlich 4.055 Sekunden, im Fall $R^{Ant} = 10\%$ und $g_A = 5$ (p89-p92) durchschnittlich 6.875 Sekunden und im Fall $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ (p97-p100) durchschnittlich 8.369 Sekunden.

Jedes der vier stochastischen Verfahren liefert bei einem festen R^{Ant} -Wert für die Problemgruppe mit $g_A = 5$ einen deutlich größeren ARE -Wert als für die Problemgruppe mit $g_A = 1$. So steigt zum Beispiel der ARE -Wert des Verfahrens GRASP2 im Fall $R^{Ant} = 10\%$ von 11,20% für die Problemgruppe mit $g_A = 1$ um etwa 18% auf 13,23% für die Problemgruppe mit $g_A = 5$ und im Fall $R^{Ant} = 20\%$ von 14,64% für die Problemgruppe mit $g_A = 1$ um etwa 36% auf 19,91% für die Problemgruppe mit $g_A = 5$. Im Mittel liefert jedes Verfahren für die Problemgruppe mit $g_A = 5$ und $R^{Ant} = 10\%$ ($R^{Ant} = 20\%$) einen um 17,5% (32,6%) höheren ARE -Wert als für die Problemgruppe mit $g_A = 1$ und $R^{Ant} = 10\%$ ($R^{Ant} = 20\%$). Dies ist im Wesentlichen auf den tendenziell höheren Anteil an schiffsinternen Umladungen in den Lösungen der stochastischen Verfahren für die Problemgruppen mit $g_A = 1$ verglichen mit denen für die Problemgruppen mit $g_A = 5$ zurückzuführen (siehe oben). In der Folge erzielen die vier Verfahren bei den Problemgruppen mit $g_A = 1$ tendenziell kleinere Zielfunktionswerte als bei den Problemgruppen mit $g_A = 5$ (bei gleicher Ausprägung der übrigen Problemparameter). Dagegen unterscheiden sich die Werte der unteren Schranke US_1 bei den Problemgruppen mit $g_A = 1$ kaum von den Werten der unteren Schranke US_1 bei den Problemgruppen mit $g_A = 5$.³²⁹

Die für die fünf Problemgruppen ermittelten maximalen RE -Werte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 entwickeln sich richtungsgleich zu ihren ARE -Werten. Dementsprechend liefert jedes der vier stochastischen Verfahren für die Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ den kleinsten und für die Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ den größten maximalen RE -Wert. Während bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ für die vier Verfahren maximale RE -Werte in Höhe von 14,05% (MSH2) bis 14,49% (GRASP1) ermittelt werden, sind bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ maximale RE -Werte in Höhe von 25,28% (GRASP2) bis 26,53% (MSH1) festzustellen. Das Verfahren GRASP2 liefert bei jeder der fünf Problemgruppen einen kleineren maximalen RE -Wert als das Verfahren GRASP1 und das Verfahren MSH2 liefert bei jeder der fünf Problemgruppen einen kleineren maximalen RE -Wert als das Verfahren MSH1. Wird zum Beispiel die Problemgruppe mit $R^{Ant} = 10\%$ und $g_A = 5$ betrachtet, sind bei den Verfahren GRASP2 und MSH2 maximale RE -Werte in Höhe von 17,87% bzw. 17,45% zu beobachten, während für die Verfahren GRASP1 und MSH1 maximale RE -Werte in Höhe von 18,50% bzw. 18,83% ermittelt werden. Werden nur die 64 Problemgruppen mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ betrachtet, erzielt das Verfahren GRASP2 mit 25,28% den kleinsten maximalen RE -Wert. Bei den übrigen vier Problemgruppen ist es jeweils

³²⁹ Vgl. Abschnitt 6.3.1, S. 163.

das Verfahren MSH2, welches den kleinsten maximalen RE -Wert erzielt.

Vergleich mit einer Einzelspielstrategie

Die Lösungsgüte der stochastischen Verfahren wird nun mit der Lösungsgüte einer in der Praxis gängigen Einzelspielstrategie – erneut repräsentiert durch das Verfahren SBVaa – verglichen. Für jede Probleminstanz und für jedes der vier stochastischen Verfahren wird dazu der relative Abstand A^{ES} des Zielfunktionswertes Z_{best} , welcher durch das stochastische Verfahren ermittelt wurde, von dem Zielfunktionswert Z^{ES} , welcher durch das Verfahren SBVaa ermittelt wurde, unter Verwendung der Formel

$$A^{ES} = \frac{Z^{ES} - Z_{best}}{Z^{ES}} \cdot 100 [\%] \quad (6.13)$$

bestimmt. Der A^{ES} -Wert gibt somit an, um wieviel Prozent der Zielfunktionswert Z_{best} des stochastischen Verfahrens den Zielfunktionswert Z^{ES} des Verfahrens SBVaa unterschreitet.

In Tabelle 6.17 (siehe S. 195) sind für die vier stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 die aus den zugehörigen A^{ES} -Werten ermittelten durchschnittlichen relativen Abweichungen ($\overline{A^{ES}}$), die minimalen relativen Abweichungen (Min. A^{ES}) und die maximalen relativen Abweichungen (Max. A^{ES}) über die jeweils 64 Probleminstanzen mit gleicher Ausprägung der Problemparameter R^{Ant} und g_A (Spalte 3 bis 7) sowie über alle 320 Probleminstanzen (Spalte 8) angegeben.³³⁰

Wie die Tabelle zeigt, nehmen die $\overline{A^{ES}}$ -Werte der entwickelten stochastischen Verfahren zum einen mit steigendem Rehandlecontaineranteil R^{Ant} deutlich zu. Zum anderen ist zu erkennen, dass jedes der vier Verfahren bei einem festen R^{Ant} -Wert bei der Problemgruppe mit der Ausprägung 1 für die Anzahl der Containerkategorien g_A stets einen größeren $\overline{A^{ES}}$ -Wert erreicht als bei der Problemgruppe mit $g_A = 5$. Wird zum Beispiel das Verfahren GRASP2 betrachtet, ist bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ eine durchschnittliche relative Abweichung $\overline{A^{ES}}$ in Höhe von 13,63% zu beobachten. Bei einem Anstieg des Rehandlecontaineranteils R^{Ant} erhöht sich der $\overline{A^{ES}}$ -Wert des Verfahrens GRASP2 in Abhängigkeit von der Anzahl der Containerkategorien g_A bei $R^{Ant} = 10\%$ auf 19,80% ($g_A = 1$) bzw. 18,07% ($g_A = 5$) und bei $R^{Ant} = 20\%$ auf 26,31% ($g_A = 1$) bzw. 23,01% ($g_A = 5$). Während die ermittelten maximalen A^{ES} -Werte der vier Verfahren für die Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ jeweils unter 18% betragen, erreichen alle vier Verfahren bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 1$ einen maximalen A^{ES} -Wert von über 30%.

Jedes der vier Verfahren liefert bei jeder der 320 Probleminstanzen einen mindestens 10% kleineren Zielfunktionswert als das Verfahren SBVaa. Werden nur die 64 Probleminstanzen

³³⁰ Mit Blick auf die beiden nachfolgenden Abschnitte wurde an dieser Stelle von einer Differenzierung zwischen den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel und den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln sowie von einer Differenzierung bezüglich der Ausprägung des Problemparameters c_A abgesehen.

Tabelle 6.17: $\overline{A^{ES}}$ -, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stochastischen Verfahren in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A

Verfahren	Kennzahl	0%	10%		20%		$\leftarrow R^{Ant}$
		-	$g_A = 1$	$g_A = 5$	$g_A = 1$	$g_A = 5$	↓ Gesamt
GRASP1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	13,36	19,41	17,62	25,83	22,59	19,76
	Min. A^{ES} [%]	10,70	15,48	13,72	19,48	17,16	10,70
	Max. A^{ES} [%]	16,38	22,66	20,94	31,87	28,71	31,87
GRASP2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	13,63	19,80	18,07	26,31	23,01	20,16
	Min. A^{ES} [%]	10,75	15,52	13,44	19,75	17,39	10,75
	Max. A^{ES} [%]	16,48	23,02	21,41	32,58	28,33	32,58
MSH1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	13,42	18,77	17,21	24,73	21,71	19,17
	Min. A^{ES} [%]	10,62	14,70	12,93	19,34	16,71	10,62
	Max. A^{ES} [%]	16,97	21,68	20,28	30,71	27,30	30,71
MSH2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	13,94	19,94	18,10	25,83	22,67	20,09
	Min. A^{ES} [%]	10,81	16,07	12,49	19,99	17,36	10,81
	Max. A^{ES} [%]	17,31	22,82	21,85	31,09	27,09	31,09

mit einem Rehandlecontaineranteil von $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 1$ herangezogen, liegen die zugehörigen Zielfunktionswerte der vier stochastischen Verfahren sogar stets mindestens 19% unter dem entsprechenden Zielfunktionswert des Verfahrens SBVaa. Die größte über alle 320 Probleminstanzen hinweg ermittelte durchschnittliche relative Abweichung $\overline{A^{ES}}$ erzielt dabei das Verfahren GRASP2 mit 20,16%, dicht gefolgt von dem Verfahren MSH2 mit 20,09% und dem Verfahren GRASP1 mit 19,76%. Der kleinste über alle 320 Probleminstanzen ermittelte $\overline{A^{ES}}$ -Wert ist bei dem Verfahren MSH1 anzutreffen und beträgt 19,17%. Bei 3 der 5 Problemgruppen (der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ und den zwei Problemgruppen mit $R^{Ant} = 10\%$) ist der größte $\overline{A^{ES}}$ -Wert bei dem Verfahren MSH2 zu finden. Bei den zwei Problemgruppen mit $R^{Ant} = 20\%$ erzielt das Verfahren GRASP2 jeweils den größten $\overline{A^{ES}}$ -Wert.

Rechenzeiten

In Tabelle 6.18 (siehe S. 196) sind die Rechenzeiten der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 in Abhängigkeit von den Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A dokumentiert.³³¹ Jede Zeile enthält (entsprechend der Angabe in Spalte 2) entweder die durchschnittlichen Rechenzeiten ($\overline{T^R}$), die minimalen Rechenzeiten (T_{Min}^R) oder die maximalen Rechenzeiten (T_{Max}^R) in Sekunden für das in Spalte 1 angegebene stochastische Verfahren. Die durchschnittliche Rechenzeit $\overline{T^R}$ ist der mittlere Zeitbedarf, die minimale Rechenzeit T_{Min}^R der kleinste Zeitbedarf und die maximale Rechenzeit T_{Max}^R der größte Zeitbedarf des stochastischen Verfahrens zur Durchführung der 2.000 Iterationen bei der Lösung einer Probleminstanz. Wäh-

³³¹ Auf eine Unterscheidung zwischen den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel und den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln sowie auf eine Differenzierung im Hinblick auf die Ausprägung des Problemparameters c_A wird an dieser Stelle verzichtet.

Tabelle 6.18: $\overline{T^R}$ -, T_{Min}^R - und T_{Max}^R -Werte der stochastischen Verfahren in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A

Verfahren	Kennzahl	0%		10%		20%		$\leftarrow R^{Ant}$ ↓ Gesamt
		-	$g_A = 1$	$g_A = 5$	$g_A = 1$	$g_A = 5$		
GRASP1	$\overline{T^R}$ [s]	60,44	183,25	183,32	279,41	350,20	211,32	
	T_{Min}^R [s]	10,75	12,47	12,75	15,13	17,89	10,75	
	T_{Max}^R [s]	222,17	836,08	764,72	1508,73	1621,15	1621,15	
GRASP2	$\overline{T^R}$ [s]	56,16	176,10	163,02	285,22	328,20	201,74	
	T_{Min}^R [s]	10,40	12,82	12,29	14,59	16,85	10,40	
	T_{Max}^R [s]	208,39	807,00	683,04	1514,51	1607,88	1607,88	
MSH1	$\overline{T^R}$ [s]	64,81	234,10	216,40	341,24	454,14	262,14	
	T_{Min}^R [s]	10,59	12,93	12,43	14,43	16,51	10,59	
	T_{Max}^R [s]	233,90	1378,16	936,85	1975,34	2427,58	2427,58	
MSH2	$\overline{T^R}$ [s]	53,59	100,87	118,72	125,38	187,18	117,15	
	T_{Min}^R [s]	10,62	12,22	11,98	12,53	15,35	10,62	
	T_{Max}^R [s]	189,08	399,38	423,39	610,17	828,49	828,49	

rend in der Spalte 8 die über alle 320 Probleminstanzen ermittelten $\overline{T^R}$ -, T_{Min}^R - und T_{Max}^R -Werte angegeben werden, beziehen sich die Werte in den Spalten 3 bis 7 stets auf die jeweils 64 der 320 Probleminstanzen mit den im Spaltenkopf angegebenen Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A .

Jedes der vier stochastischen Verfahren benötigt eine minimale Rechenzeit von etwas mehr als 10 Sekunden bei der Lösung einer Probleminstanz ohne Rehandlecontainer. Den größten Rechenzeitbedarf hat jedes Verfahren bei der Lösung einer Probleminstanz aus der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$. Die über alle 320 Probleminstanzen ermittelten maximalen Rechenzeiten der vier Verfahren unterscheiden sich zum Teil sehr deutlich voneinander. Während das Verfahren MSH2 eine maximale Rechenzeit in Höhe von $T_{Max}^R = 828,49$ Sekunden und demnach etwas weniger als 14 Minuten benötigt, sind bei den GRASP-Ansätzen maximale Rechenzeiten in Höhe von $T_{Max}^R = 1.621,15$ Sekunden und $T_{Max}^R = 1.607,88$ Sekunden (jeweils etwa 27 Minuten) und ist bei dem Verfahren MSH1 eine maximale Rechenzeit in Höhe von $T_{Max}^R = 2.427,58$ Sekunden (ca. 40 Minuten) festzustellen.

Hinsichtlich der mittleren Rechenzeiten $\overline{T^R}$ ist bei jeder der fünf Problemgruppen der kleinste Wert bei dem Verfahren MSH2 und der größte Wert bei dem Verfahren MSH1 zu beobachten. Die über alle 320 Probleminstanzen ermittelte durchschnittliche Rechenzeit des Verfahrens MSH2 beträgt 117,15 Sekunden und ist damit ungefähr 42% kleiner als die entsprechende mittlere Rechenzeit des Verfahrens GRASP2 ($\overline{T^R} = 201,74$ Sekunden), etwa 45% kleiner als die entsprechende mittlere Rechenzeit des Verfahrens GRASP1 ($\overline{T^R} = 211,32$ Sekunden) und etwa 55% kleiner als die entsprechende mittlere Rechenzeit des Verfahrens MSH1 ($\overline{T^R} = 262,14$ Sekunden). In Abhängigkeit von der Problemgruppe beträgt die Einsparung (bezogen auf die mitt-

leren Rechenzeiten) bei Anwendung des Verfahrens MSH2 gegenüber dem Verfahren GRASP1 zwischen 11% und 56%, gegenüber dem Verfahren GRASP2 zwischen 4% und 57% und gegenüber dem Verfahren MSH1 zwischen 17% und 64%. Dabei besteht das größte Einsparpotenzial gegenüber den Verfahren GRASP1, GRASP2 und MSH1 jeweils bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 1$ und das kleinste Einsparpotenzial jeweils bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$. Die Verfahren GRASP1 und GRASP2 sind dem Verfahren MSH1 bezüglich der mittleren Rechenzeiten mit einer Einsparung von ungefähr 7% bis 23% bzw. 13% bis 28% überlegen, wobei die größte Einsparung jeweils bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ und die geringste Einsparung jeweils bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ erzielt wird.

Bei allen Verfahren nehmen die mittleren Rechenzeiten mit steigendem Anteil an Rehandlecontainern in den Probleminstanzen deutlich zu. Wird beispielsweise das Verfahren MSH1 betrachtet, steigt die bei der Problemgruppe mit einem Rehandlecontaineranteil von $R^{Ant} = 0\%$ benötigte mittlere Rechenzeit in Höhe von $\overline{T^R} = 64,81$ Sekunden bei den zwei Problemgruppen mit einem Rehandlecontaineranteil von $R^{Ant} = 10\%$ zunächst auf $\overline{T^R} = 234,10$ Sekunden (bei $g_A = 1$) bzw. $\overline{T^R} = 216,40$ Sekunden (bei $g_A = 5$) und bei den zwei Problemgruppen mit einem Rehandlecontaineranteil von $R^{Ant} = 20\%$ weiter auf $\overline{T^R} = 341,24$ Sekunden (bei $g_A = 1$) bzw. $\overline{T^R} = 454,14$ Sekunden (bei $g_A = 5$).

Die Ausprägung des Problemparameters g_A wirkt sich sehr unterschiedlich auf die mittleren Rechenzeiten der Verfahren aus. Dies wird bei einem Blick auf die $\overline{T^R}$ -Werte der Verfahren GRASP2 und MSH2 deutlich. Im Fall $R^{Ant} = 10\%$ benötigt das Verfahren MSH2 bei der Problemgruppe mit $g_A = 5$ eine um etwa 18% längere mittlere Rechenzeit als bei der Problemgruppe mit $g_A = 1$, das Verfahren GRASP2 dagegen eine um etwa 7% kürzere. Im Fall $R^{Ant} = 20\%$ benötigen beide Verfahren bei der Problemgruppe mit $g_A = 5$ eine längere mittlere Rechenzeit als bei der Problemgruppe mit $g_A = 1$. Während der mittlere Rechenzeitbedarf des Verfahrens MSH2 jedoch um ca. 49% (von $\overline{T^R} = 125,38$ Sekunden auf $\overline{T^R} = 187,18$ Sekunden) ansteigt, nimmt der mittlere Rechenzeitbedarf des Verfahrens GRASP2 hingegen nur um etwa 15% (von $\overline{T^R} = 285,22$ Sekunden auf $\overline{T^R} = 328,20$ Sekunden) zu.

Bei jedem Verfahren ist die kürzeste mittlere Rechenzeit bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$ und die längste mittlere Rechenzeit bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ zu beobachten. Die GRASP-Ansätze benötigen bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ jeweils eine etwa 5,8-mal so große mittlere Rechenzeit und die MSH-Ansätze eine ungefähr 7-mal (MSH1) bzw. 3,5-mal (MSH2) so große mittlere Rechenzeit wie bei der Problemgruppe mit $R^{Ant} = 0\%$.

Im Gesamten ist festzuhalten, dass die Anforderungen an ein Lösungsverfahren für das CSPLC von allen stochastischen Verfahren erfüllt werden. Jedes der vier Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 ist in der Lage, für jede der 320 Probleminstanzen innerhalb einer Stunde eine (gemessen am Zielfunktionswert) wesentlich bessere zulässige Lösung als das Verfahren SBVaa

zu erzeugen. Dementsprechend sind prinzipiell alle vier Verfahren zur Lösung des CSPLC geeignet. Mit Blick auf die Güte der erzeugten Lösungen und den Rechenzeitbedarf werden jedoch zum Teil erhebliche Unterschiede zwischen den vier Verfahren beobachtet.

Die Verfahren GRASP2 und MSH2 zeigen bei der Lösung der 320 Probleminstanzen insgesamt ein besseres Lösungsverhalten als die Verfahren GRASP1 und MSH1. Während das Verfahren MSH2 verglichen mit dem Verfahren GRASP2 deutlich häufiger die beste Lösung erzeugt und auch einen etwas besseren Rangmittelwert erreicht, erzielt das Verfahren GRASP2 den kleineren ARE -Wert sowie den größeren $\overline{A^{ES}}$ -Wert (jeweils bezogen auf alle 320 Probleminstanzen). In Bezug auf den über alle 320 Probleminstanzen ermittelten durchschnittlichen Rechenzeitbedarf zur Generierung einer Lösung ist das Verfahren MSH2 dem Verfahren GRASP2 deutlich überlegen. Das Verfahren MSH1 zeigt insgesamt das schlechteste Lösungsverhalten. Es liefert bei 70% der Probleminstanzen den schlechtesten Zielfunktionswert und erzeugt nur bei zwei Probleminstanzen die beste Lösung. Zudem hat das Verfahren MSH1 von allen stochastischen Verfahren den größten mittleren Rechenzeitbedarf zur Generierung einer Lösung. Das Verfahren GRASP1 zeigt insgesamt ein besseres Lösungsverhalten als das Verfahren MSH1. Im Vergleich zum Verfahren MSH1 erzeugt es eine etwas höhere Anzahl an besten Lösungen, erreicht einen besseren Rangmittelwert und liefert (bezogen auf alle 320 Probleminstanzen) einen etwa 6% kleineren ARE -Wert und einen etwa 3% höheren $\overline{A^{ES}}$ -Wert. Diese Werte sind jedoch stets schlechter als jene der Verfahren GRASP2 und MSH2.

6.4.3 Ergebnisse für die Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel

In diesem Abschnitt wird der Blick auf die in den Tabellen C.8 bis C.11 (siehe Anhang C, S. XLIV bis XLVII) dokumentierten Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren für die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel gerichtet. Analog zur Gesamtbetrachtung wird dabei auf die Anzahl der besten Lösungen, die Rangfolgen, die Lösungsstruktur, die Lösungsgüte und die Rechenzeiten der vier Verfahren eingegangen.

Anzahl der besten Lösungen

Ein Vergleich der Zielfunktionswerte Z_{best} der vier stochastischen Verfahren für die Probleminstanzen $p1$ bis $p160$ ergibt, dass das Verfahren MSH2 bei der Lösung der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel am häufigsten den kleinsten Zielfunktionswert (79-mal) generiert, gefolgt von dem Verfahren GRASP2 (72-mal) und dem Verfahren GRASP1 (11-mal). Nur das Verfahren MSH1 generiert bei keiner der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel die beste Lösung. Bei der Probleminstanz $p88$ liefert sowohl das Verfahren GRASP1 als auch das Verfahren GRASP2 den kleinsten Zielfunktionswert (siehe Tabelle C.10, S. XLVI) und bei der Probleminstanz $p52$ wird der kleinste Zielfunktionswert sowohl von dem Verfahren MSH2 als auch von dem Verfahren GRASP2 erzeugt (siehe Tabelle C.9, S. XLV). Die zwei stochastischen Verfahren, bei denen das lokale Suchverfahren LS2 eingesetzt wird, liefern folglich zusammen

bei 150 der 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel (ca. 94%) den kleinsten Zielfunktionswert.

Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte

In Tabelle 6.19 sind die absoluten Häufigkeiten der bei den 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel erzielten Ränge und die daraus resultierenden Rangmittelwerte der vier stochastischen Verfahren angegeben. Die Verfahren GRASP2 und MSH2 erreichen mit 1,78 bzw. 1,92

Tabelle 6.19: Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der vier stochastischen Verfahren bei den 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel

Verfahren	Rang					Rangmittelwert
	1	1,5	2	3	4	
GRASP1	10	1	59	60	30	2,68
GRASP2	70	2	55	30	3	1,78
MSH1			20	22	118	3,61
MSH2	78	1	24	48	9	1,92

die kleinsten Rangmittelwerte. Mehr als 79% der Lösungen des Verfahrens GRASP2 und nur etwa 64% der Lösungen des Verfahrens MSH2 erhalten dabei einen besseren Rang als Rang 3. Das Verfahren GRASP1, dessen Rangmittelwert 2,68 beträgt, liefert bei insgesamt 70 der 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel (etwa 44%) den besten oder zweitbesten Zielfunktionswert und bei 30 Problem instanzen den schlechtesten Zielfunktionswert. Das schlechteste Lösungsverhalten unter den stochastischen Verfahren zeigt das Verfahren MSH1 mit einem Rangmittelwert in Höhe von 3,61. Nur 20 Lösungen des Verfahrens MSH1 erhalten einen besseren Rang als Rang 3. Zudem liefert das Verfahren bei 118 der 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel den schlechtesten Zielfunktionswert. Jedes der vier stochastischen Verfahren erhält bei der Lösung der 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel mindestens einmal den schlechtesten Rang (Rang 4) und dominiert demzufolge keines der drei anderen stochastischen Verfahren hinsichtlich der erreichten Zielfunktionswerte.

Lösungsstruktur und Lösungsgüte

Der Tabelle 6.20 (siehe S. 200) können die mit den Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 jeweils erzielten durchschnittlichen relativen Abweichungen (ARE), maximalen relativen Abweichungen ($Max. RE$), durchschnittlichen Doppelspielanteile ($ADCR$) und durchschnittlichen Anteile der schiffsinternen Umladungen ($AIRR$) in Abhängigkeit von der Ausprägung des Problemparameters c_A bei den untersuchten Problem instanzen ohne Ladelukendeckel entnommen werden.³³² Jede Zeile in der Tabelle enthält entweder die ARE -, die maximalen RE -, die $ADCR$ - oder die $AIRR$ -Werte für das in Spalte 1 angegebene Verfahren. In Spal-

³³² Hinsichtlich der Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A wird dabei nicht differenziert.

Tabelle 6.20: *ARE*-, maximale *RE*-, *ADCR*- und *AIRR*-Werte der stochastischen Verfahren bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	Kennzahl	c_A								Gesamt
		100	140	224	315	400	560	624	875	
GRASP1	<i>ARE</i> [%]	10,44	11,34	12,18	13,14	12,98	13,69	13,91	14,65	12,79
	Max. <i>RE</i> [%]	18,20	19,83	19,19	19,90	20,38	22,63	21,32	24,47	24,47
	<i>ADCR</i> [%]	78,49	73,89	79,37	73,03	78,09	76,32	80,06	76,28	76,94
	<i>AIRR</i> [%]	85,31	81,25	81,47	80,78	80,31	75,86	79,12	75,75	79,98
GRASP2	<i>ARE</i> [%]	9,94	10,97	11,55	12,69	12,27	13,16	13,15	13,86	12,20
	Max. <i>RE</i> [%]	17,08	20,32	18,71	19,06	19,90	21,43	20,77	23,66	23,66
	<i>ADCR</i> [%]	80,81	74,75	81,70	74,90	79,60	76,82	81,56	77,46	78,45
	<i>AIRR</i> [%]	85,94	80,63	81,17	79,92	82,19	80,16	81,83	79,26	81,39
MSH1	<i>ARE</i> [%]	11,41	12,17	13,32	14,14	14,11	14,56	14,96	15,60	13,78
	Max. <i>RE</i> [%]	19,17	20,77	21,14	21,20	22,06	23,43	23,04	25,78	25,78
	<i>ADCR</i> [%]	77,98	73,38	80,72	74,17	79,50	78,46	82,01	79,01	78,15
	<i>AIRR</i> [%]	80,63	75,00	73,17	66,98	69,92	61,09	67,31	57,62	68,97
MSH2	<i>ARE</i> [%]	10,47	10,88	11,99	12,89	13,09	13,39	14,19	14,37	12,66
	Max. <i>RE</i> [%]	17,74	19,32	19,77	19,16	20,24	21,31	21,85	22,84	22,84
	<i>ADCR</i> [%]	81,32	76,76	81,43	75,86	81,30	79,75	82,49	79,66	79,82
	<i>AIRR</i> [%]	82,81	79,38	78,93	74,88	74,53	70,23	72,34	67,01	75,01

te 11 beziehen sich die *ARE*-, die maximalen *RE*- und die *ADCR*-Werte stets auf alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel und die *AIRR*-Werte stets auf die 128 der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel mit $R^{Ant} > 0$. In den Spalten 3 bis 10 ergeben sich die Werte aus den erzielten *RE*-, *DCR*- bzw. *IRR*-Werten des Verfahrens bei den jeweils 20 der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel mit den im Spaltenkopf angegebenen c_A -Wert.

Analyse der *ADCR*-Werte

Bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel erzielen alle vier stochastischen Verfahren sehr hohe *ADCR*-Werte. So ist bei keiner der acht Problemgruppen ein *ADCR*-Wert unter 73% zu beobachten. Jedes stochastische Verfahren erreicht zudem bei mindestens einer der acht Problemgruppen einen *ADCR*-Wert von über 80%. Wie der elften Spalte der Tabelle 6.20 zu entnehmen ist, beträgt der Doppelspielanteil *DCR* in den Lösungen des Verfahrens MSH2 für die Probleminstanzen p_1 bis p_{160} im Durchschnitt 79,82%. Damit erzielt das Verfahren MSH2 den größten über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten *ADCR*-Wert. Die entsprechenden *ADCR*-Werte der übrigen drei stochastischen Verfahren betragen in absteigender Reihenfolge 78,45% (GRASP2), 78,15% (MSH1) und 76,94% (GRASP1).

Bei einer festen Ladebuchgröße erzielt jedes der vier stochastischen Verfahren bei der Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl stets einen größeren *ADCR*-Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. Das Verfahren GRASP2 erreicht zum Beispiel bei den kleinen Probleminstanzen (Ladebuchgröße 10x10) bei der Problemgruppe mit $c_A = 100$ einen *ADCR*-Wert in Höhe von 80,81% und bei der Problemgruppe mit $c_A = 140$ nur

einen *ADCR*-Wert in Höhe von 74,75%. Eine mögliche Ursache hierfür ist das oben beschriebene tendenziell kleinere Ungleichgewicht zwischen der Anzahl an Importcontainern und der Anzahl an Exportcontainern bei den Problem instanzen mit der niedrigeren Auftragsanzahl.³³³

Analyse der AIRR-Werte

Bezüglich der *AIRR*-Werte der vier stochastischen Verfahren ist folgendes festzustellen. In den Lösungen des Verfahrens GRASP2 für die 128 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel mit Rehandlecontainern beträgt der Anteil der schiffsinternen Umladungen *IRR* durchschnittlich 81,39%. Damit erzielt das Verfahren GRASP2 den größten über die 128 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel und $R^{Ant} > 0\%$ ermittelten *AIRR*-Wert. Es folgt das Verfahren GRASP1, welches einen entsprechenden *AIRR*-Wert in Höhe von 79,98% erreicht. Die über alle 128 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel mit $R^{Ant} > 0$ bestimmten *AIRR*-Werte der MSH-Ansätze betragen 75,01% (MSH2) und 68,97% (MSH1) und sind damit deutlich kleiner als die der GRASP-Ansätze. Auch bei den acht Problemgruppen sind die zugehörigen *AIRR*-Werte der beiden MSH-Ansätze stets kleiner als die zugehörigen *AIRR*-Werte der beiden GRASP-Ansätze.

Jedes der vier stochastischen Verfahren erzielt bei einer festen Ladebuchtgröße bei der Problemgruppe mit der geringeren Auftragsanzahl stets einen höheren *AIRR*-Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl.³³⁴ Zum Beispiel erreicht das Verfahren MSH1 bei der Problemgruppe mit $c_A = 224$ einen *AIRR*-Wert in Höhe von 73,17% und bei der Problemgruppe mit $c_A = 315$ nur einen *AIRR*-Wert in Höhe von 66,98%. Des Weiteren fällt auf, dass die *AIRR*-Werte der Verfahren GRASP1, MSH1 und MSH2 mit steigender Ladebuchtgröße tendenziell abnehmen, die des Verfahrens GRASP2 hingegen nicht. So erreicht das Verfahren GRASP2 beispielsweise bei den mittleren Problem instanzen (Ladebuchtgröße 15x15) ohne Ladelukendeckel ($c_A = 224$ und $c_A = 315$) und bei den sehr großen Problem instanzen (Ladebuchtgröße 25x25) ohne Ladelukendeckel ($c_A = 624$ und $c_A = 875$) jeweils *AIRR*-Werte zwischen 79% und 82%. Wird dagegen das Verfahren MSH2 betrachtet, sind bei den mittleren Problem instanzen ohne Ladelukendeckel *AIRR*-Werte zwischen 74% und 79% und bei den sehr großen Problem instanzen ohne Ladelukendeckel *AIRR*-Werte zwischen 67% und 73% festzustellen.

Analyse der ARE-Werte und der maximalen RE-Werte

Beim Blick auf die *ARE*- und die maximalen *RE*-Werte in der Tabelle 6.20 ist folgendes zu erkennen. Den kleinsten über die 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten *ARE*-Wert erzielt das Verfahren GRASP2 mit 12,20%. Es folgen die Verfahren MSH2 und

³³³ Siehe Abschnitt 6.3.2, S. 170ff.

³³⁴ Eine derartige Entwicklung konnte auch bei den entsprechenden *AIRR*-Werten der stapelbasierten deterministischen Verfahren beobachtet werden; siehe hierzu Abschnitt 6.3.2, S. 172f.

GRASP1 mit entsprechenden *ARE*-Werten in Höhe von 12,66% bzw. 12,79%. Den schlechtesten über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten *ARE*-Wert liefert das Verfahren MSH1 (13,78%). Das Verfahren GRASP2 erzielt bei 7 der 8 Problemgruppen mit unterschiedlicher Ausprägung des Problemparameters c_A jeweils den kleinsten *ARE*-Wert. Bei einer Problemgruppe ($c_A = 140$) wird der kleinste *ARE*-Wert von dem Verfahren MSH2 geliefert. Bei allen acht Problemgruppen ist der mit dem Verfahren GRASP2 erhaltene *ARE*-Wert kleiner als der mit dem Verfahren GRASP1 erzielte *ARE*-Wert und ist der mit dem Verfahren MSH2 erhaltene *ARE*-Wert kleiner als der mit dem Verfahren MSH1 erzielte *ARE*-Wert. So erreicht das Verfahren GRASP2 (MSH2) zum Beispiel bei der Problemgruppe mit $c_A = 875$ einen *ARE*-Wert in Höhe von 13,86% (14,37%) und das Verfahren GRASP1 (MSH1) nur ein *ARE*-Wert in Höhe von 14,65% (15,60%).

Bei jedem der vier Verfahren ist zu beobachten, dass die *ARE*-Werte mit steigender Auftragsanzahl c_A tendenziell zunehmen. Darüber hinaus erzielt jedes der vier stochastischen Verfahren bei einer festen Ladebuchtgröße bei der Problemgruppe mit der geringeren Auftragsanzahl c_A stets einen kleineren *ARE*-Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. Beispielsweise betragen die *ARE*-Werte des Verfahrens MSH2 bei den kleinen Probleminstanzen (Ladebuchtgröße 10x10) ohne Ladelukendeckel 10,47% ($c_A = 100$) und 10,88% ($c_A = 140$), bei den mittleren Probleminstanzen (Ladebuchtgröße 15x15) ohne Ladelukendeckel 11,99% ($c_A = 224$) und 12,89% ($c_A = 315$), bei den großen Probleminstanzen (Ladebuchtgröße 20x20) ohne Ladelukendeckel 13,09% ($c_A = 400$) und 13,39% ($c_A = 560$) und bei den sehr großen Probleminstanzen (Ladebuchtgröße 25x25) ohne Ladelukendeckel 14,19% ($c_A = 624$) und 14,37% ($c_A = 875$).

Die für die acht Problemgruppen für die Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 ermittelten maximalen *RE*-Werte liegen zwischen 17% und 26%, wobei jedes der vier Verfahren bei der Problemgruppe mit $c_A = 100$ seinen kleinsten und bei der Problemgruppe mit $c_A = 875$ seinen größten maximalen *RE*-Wert liefert. Bei 5 der 8 Problemgruppen ($c_A = 100$, $c_A = 224$, $c_A = 315$, $c_A = 400$ und $c_A = 624$) erzielt das Verfahren GRASP2 jeweils einen kleineren maximalen *RE*-Wert als die Verfahren GRASP1, MSH1 und MSH2. Bei den übrigen drei Problemgruppen erreicht das Verfahren MSH2 jeweils den kleinsten maximalen *RE*-Wert. Werden die maximalen *RE*-Werte der zwei MSH-Ansätze miteinander verglichen, zeigt sich, dass der mit dem Verfahren MSH1 erhaltene maximale *RE*-Wert bei allen acht Problemgruppen größer ist als der mit dem Verfahren MSH2 erzielte maximale *RE*-Wert. Bei den GRASP-Ansätzen erzielt das Verfahren GRASP2 bei 7 der 8 Problemgruppen einen kleineren maximalen *RE*-Wert als das Verfahren GRASP1.

Vergleich mit einer Einzelspielstrategie

In Tabelle 6.21 (siehe S. 203) sind für die vier stochastischen Verfahren die über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel (Spalte 11) und die über die jeweils 20 Probleminstanzen mit gleicher Ausprägung des Problemparameters c_A (Spalte 3 bis 10) ermittelten minimalen

Tabelle 6.21: $\overline{A^{ES}}$ -, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stochastischen Verfahren bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	Kennzahl	c_A								Gesamt
		100	140	224	315	400	560	624	875	
GRASP1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	22,48	18,96	22,23	19,17	21,99	19,76	22,21	19,82	20,83
	Min. A^{ES} [%]	11,35	11,69	13,54	12,36	10,84	13,43	12,15	15,56	10,84
	Max. A^{ES} [%]	31,87	25,26	30,32	25,66	29,62	25,25	29,91	25,19	31,87
GRASP2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	22,81	19,23	22,64	19,48	22,46	20,13	22,71	20,36	21,23
	Min. A^{ES} [%]	11,39	11,80	13,91	12,41	11,19	13,95	12,29	15,88	11,19
	Max. A^{ES} [%]	32,58	25,86	31,35	25,65	30,66	25,66	30,56	25,73	32,58
MSH1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	21,83	18,39	21,49	18,49	21,26	19,17	21,54	19,20	20,17
	Min. A^{ES} [%]	11,22	11,81	13,26	12,53	10,80	13,56	12,32	15,68	10,80
	Max. A^{ES} [%]	30,71	24,32	29,22	24,98	28,85	24,93	28,97	24,20	30,71
MSH2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	22,50	19,31	22,38	19,36	21,95	20,00	22,07	20,04	20,95
	Min. A^{ES} [%]	11,44	11,82	14,07	12,58	11,23	14,08	12,41	16,30	11,23
	Max. A^{ES} [%]	31,09	25,25	30,45	25,72	28,67	24,57	28,21	24,14	31,09

A^{ES} -Werte, maximalen A^{ES} -Werte und $\overline{A^{ES}}$ -Werte dokumentiert.³³⁵ Jede Zeile enthält in Abhängigkeit von der Angabe in Spalte 2 entweder die minimalen A^{ES} -Werte, die maximalen A^{ES} -Werte oder die $\overline{A^{ES}}$ -Werte für das in Spalte 1 angegebene Verfahren.

Wie die Tabelle zeigt, wird für jedes der vier Verfahren unter Berücksichtigung aller 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel eine durchschnittliche relative Abweichung $\overline{A^{ES}}$ in Höhe von mehr als 20% ermittelt. Das Verfahren GRASP2 erreicht dabei mit 21,23% den größten Wert, gefolgt von dem Verfahren MSH2 mit 20,95% und dem Verfahren GRASP1 mit 20,83%. Der kleinste entsprechende $\overline{A^{ES}}$ -Wert ist bei dem Verfahren MSH1 zu finden und beträgt 20,17%. Darüber hinaus geht aus der Tabelle hervor, dass jedes der vier entwickelten stochastischen Verfahren bei einer festen Ladebuchgröße bei der Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl stets einen größeren $\overline{A^{ES}}$ -Wert und auch einen größeren maximalen A^{ES} -Wert erzielt als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl.³³⁶ So werden beispielsweise für das Verfahren GRASP2 für die vier Problemgruppen mit der jeweils niedrigeren Auftragsanzahl $\overline{A^{ES}}$ -Werte zwischen 22% und 23% und maximale A^{ES} -Werte zwischen 30% und 33% und für die vier Problemgruppen mit der jeweils höheren Auftragsanzahl $\overline{A^{ES}}$ -Werte zwischen 19% und 21% sowie maximale A^{ES} -Werte zwischen 25% und 26% ermittelt.

Rechenzeiten

In Tabelle 6.22 (siehe S. 204) werden die durchschnittlichen Rechenzeiten ($\overline{T^R}$), die minimalen Rechenzeiten (T_{Min}^R) und die maximalen Rechenzeiten (T_{Max}^R) der vier Verfahren in Abhän-

³³⁵ Eine Differenzierung bezüglich der Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A erfolgt dabei nicht.

³³⁶ Eine derartige Entwicklung konnte auch bei den $\overline{A^{ES}}$ - und den maximalen A^{ES} -Werten der stapelbasierten deterministischen Verfahren beobachtet werden; siehe hierzu Abschnitt 6.3.2, S. 175ff.

Tabelle 6.22: $\overline{T^R}$ -, T_{Min}^R - und T_{Max}^R -Werte der stochastischen Verfahren bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	Kennzahl	c_A								Gesamt
		100	140	224	315	400	560	624	875	
GRASP1	$\overline{T^R}$ [s]	14,68	17,54	42,96	64,09	150,44	259,57	402,36	714,10	208,22
	T_{Min}^R [s]	10,83	12,36	19,50	25,90	37,30	80,14	99,25	123,13	10,83
	T_{Max}^R [s]	19,28	24,15	77,38	116,46	265,96	487,17	804,00	1559,02	1559,02
GRASP2	$\overline{T^R}$ [s]	14,16	17,00	41,53	60,27	144,57	249,29	407,18	692,21	203,28
	T_{Min}^R [s]	10,40	12,09	17,75	23,26	34,26	75,18	90,04	118,33	10,40
	T_{Max}^R [s]	18,24	23,23	72,95	98,69	256,92	454,23	746,13	1514,51	1514,51
MSH1	$\overline{T^R}$ [s]	14,87	18,02	48,16	69,81	181,43	327,12	544,46	978,75	272,83
	T_{Min}^R [s]	10,59	12,95	19,27	27,30	42,23	81,86	108,12	138,19	10,59
	T_{Max}^R [s]	20,26	25,52	87,74	114,63	323,34	601,04	1128,45	1975,34	1975,34
MSH2	$\overline{T^R}$ [s]	13,81	15,97	32,34	44,94	97,74	160,50	237,03	332,18	116,81
	T_{Min}^R [s]	10,62	12,26	17,89	23,48	34,87	70,11	68,18	125,03	10,62
	T_{Max}^R [s]	17,97	20,39	52,15	69,92	163,73	293,00	424,65	610,17	610,17

gigkeit von der Ausprägung des Problemparameters c_A bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel präsentiert. Jede Zeile enthält entweder die $\overline{T^R}$ -, die T_{Min}^R - oder die T_{Max}^R -Werte in Sekunden für das in Spalte 1 angegebene Verfahren. In Spalte 11 sind die über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten $\overline{T^R}$ -, T_{Min}^R - und T_{Max}^R -Werte der vier Verfahren angegeben. In den Spalten 3 bis 10 beziehen sich die Werte stets auf die jeweils 20 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel mit den im Spaltenkopf angegebenen c_A -Wert.³³⁷

Jedes der vier Verfahren benötigt eine minimale Rechenzeit zwischen 10 und 11 Sekunden bei der Lösung einer Probleminstanz mit 100 einzuplanenden Aufträgen und hat den größten Rechenzeitbedarf bei der Lösung einer Probleminstanz mit 875 einzuplanenden Aufträgen. Während das Verfahren MSH2 nur eine maximale Rechenzeit von etwa 10 Minuten ($T_{Max}^R = 610,17$ Sekunden) bei einer der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel benötigt, beträgt die entsprechende maximale Rechenzeit des Verfahrens GRASP1 ca. 26 Minuten ($T_{Max}^R = 1.559,02$ Sekunden), die des Verfahrens GRASP2 ungefähr 25 Minuten ($T_{Max}^R = 1.514,51$ Sekunden) und die des Verfahrens MSH1 etwa 33 Minuten ($T_{Max}^R = 1.975,34$ Sekunden).

Bezüglich der mittleren Rechenzeiten ist das Verfahren MSH2 dem Verfahren GRASP1 mit einer Einsparung von etwa 6% bis 53%, dem Verfahren GRASP2 mit einer Einsparung von ungefähr 2% bis 52% und dem Verfahren MSH1 mit einer Einsparung von ca. 7% bis 66% überlegen. Dabei nehmen die Einsparungen gegenüber den drei Verfahren bei den acht Problemgruppen mit steigendem c_A -Wert stets zu. Die geringste Einsparung wird demnach jeweils bei der Problemgruppe mit $c_A = 100$ und die größte Einsparung jeweils bei der Problemgruppe mit

³³⁷ Nach den Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A wird dabei nicht differenziert.

$c_A = 875$ erzielt. Insgesamt benötigt das Verfahren MSH2 bei den 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel eine mittlere Rechenzeit in Höhe von $\overline{T^R} = 116,81$ Sekunden. Dieser Wert ist etwa 44% kleiner als der entsprechende mittlere Rechenzeitbedarf des Verfahrens GRASP1 ($\overline{T^R} = 208,22$ Sekunden), etwa 43% kleiner als der entsprechende mittlere Rechenzeitbedarf des Verfahrens GRASP2 ($\overline{T^R} = 203,28$ Sekunden) und etwa 57% kleiner als der entsprechende mittlere Rechenzeitbedarf des Verfahrens MSH1 ($\overline{T^R} = 272,83$ Sekunden). Die Verfahren GRASP1 und GRASP2 sind dem Verfahren MSH1 bezüglich der mittleren Rechenzeiten mit einer Einsparung von etwa 1% bis 27% (GRASP1) bzw. von ca. 5% bis 29% (GRASP2) überlegen. Auch hier wird die geringste Einsparung jeweils bei der Problemgruppe mit $c_A = 100$ und die größte Einsparung jeweils bei der Problemgruppe mit $c_A = 875$ erzielt. Während die mittleren Rechenzeiten der beiden MSH-Ansätze zum Teil erheblich voneinander abweichen, liegen die mittleren Rechenzeiten der beiden GRASP-Ansätze bei allen acht Problemgruppen relativ nah beieinander. Bei sieben Problemgruppen ist der mittlere Rechenzeitbedarf des Verfahrens GRASP2 kürzer als der entsprechende mittlere Rechenzeitbedarf des Verfahrens GRASP1. Lediglich bei der Problemgruppe mit $c_A = 624$ benötigt das Verfahren GRASP1 eine etwas kürzere mittlere Rechenzeit als das Verfahren GRASP2.

Die mittleren Rechenzeiten der vier Verfahren steigen mit zunehmenden Werten für c_A an. So benötigt jedes Verfahren bei einer festen Ladebuchgröße bei der Problemgruppe mit dem höheren c_A -Wert stets eine längere mittlere Rechenzeit $\overline{T^R}$ als bei der Problemgruppe mit dem niedrigeren c_A -Wert. Nimmt die Ladebuchgröße zu, erhöht sich in den meisten Fällen der Anstieg des mittleren Rechenzeitbedarfs des Verfahrens (gemessen in Sekunden pro zusätzlich einzuplanenden Auftrag [s/Auftrag]) zwischen der Problemgruppe mit dem niedrigeren c_A -Wert und der Problemgruppe mit dem höheren c_A -Wert. Wird beispielsweise das Verfahren MSH1 betrachtet, steigt die benötigte mittlere Rechenzeit bei kleinen Problem instanzen bei der Problemgruppe mit $c_A = 100$ von $\overline{T^R} = 14,87$ Sekunden bei der Problemgruppe mit $c_A = 140$ auf $\overline{T^R} = 18,02$ Sekunden, was einem Anstieg der mittleren Rechenzeit von 0,079 s/Auftrag entspricht. Bei den mittleren Problem instanzen, d. h. beim Übergang von $c_A = 224$ auf $c_A = 315$, beträgt der entsprechende Anstieg bereits 0,238 s/Auftrag. Bei großen Problem instanzen, d. h. beim Übergang von $c_A = 400$ auf $c_A = 560$, sind es 0,911 s/Auftrag und bei sehr großen Problem instanzen, d. h. beim Übergang von $c_A = 624$ auf $c_A = 875$, sind es schließlich 1,73 s/Auftrag.

Immer dann, wenn die Erhöhung des c_A -Wertes zugleich mit einer Vergrößerung der Ladebuch einhergeht, nehmen die mittleren Rechenzeiten der Verfahren vergleichsweise stark zu. Um dies zu veranschaulichen, wird in Abbildung 6.2 (siehe S. 206) der Verlauf der mittleren Rechenzeiten für die Verfahren GRASP1 (blau), GRASP2 (rot), MSH1 (grün) und MSH2 (violett) bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom c_A -Wert grafisch dargestellt. Hierbei sei angemerkt, dass nur die bei den acht Problemgruppen benötigten mittleren Rechenzeiten der vier Verfahren aus der Tabelle 6.22 in das Diagramm eingetragen wurden. Diese Punkte werden jeweils durch ein vom Verfahren abhängiges Symbol (siehe Le-

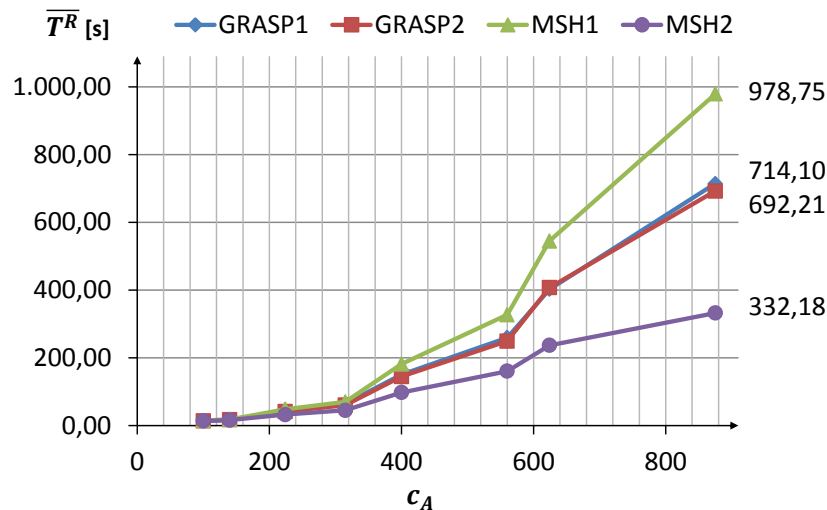


Abbildung 6.2: Entwicklung der $\overline{T^R}$ -Werte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

gende) hervorgehoben. Die Verbindungslinien zwischen den Punkten dienen hingegen nur der Veranschaulichung des Anstiegs und haben keine Bedeutung. Wie in der Grafik gut zu sehen ist, steigen die mittleren Rechenzeiten der vier Verfahren zum Beispiel beim Übergang von $c_A = 560$ auf $c_A = 624$, welcher mit einer Veränderung der Ladebuchtgröße von 20×20 auf 25×25 einhergeht, wesentlich stärker an als zuvor beim Übergang von $c_A = 400$ auf $c_A = 560$ oder danach beim Übergang von $c_A = 624$ auf $c_A = 875$, wo die Ladebuchtgröße jeweils unverändert bei 20×20 bzw. 25×25 bleibt.

Werden nur die Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren für die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel betrachtet, weist das Verfahren MSH1 insgesamt das schlechteste Lösungsverhalten auf. Es liefert bei keiner Probleminstanz den kleinsten Zielfunktionswert. Zudem benötigt es bei der Lösung der Probleminstanzen $p1$ bis $p160$ im Mittel die größte Rechenzeit zur Generierung einer Lösung. Das Verfahren GRASP1 zeigt insgesamt ein besseres Lösungsverhalten als das Verfahren MSH1. Es liefert für einige wenige Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel den kleinsten Zielfunktionswert und erreicht im Vergleich zum Verfahren MSH1 einen niedrigeren Rangmittelwert. Darüber hinaus erzielt das Verfahren GRASP1 bei der Lösung der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel einen ca. 7% kleineren ARE -Wert und einen etwa 3% höheren $\overline{A^{ES}}$ -Wert als das Verfahren MSH1. Das beste Lösungsverhalten bei der Lösung der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel zeigen die Verfahren GRASP2 und MSH2. Während das Verfahren GRASP2 im Vergleich zum Verfahren MSH2 über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel einen besseren Rangmittelwert, einen kleineren ARE -Wert und einen kleineren $\overline{A^{ES}}$ -Wert erreicht, erzeugt das Verfahren MSH2 bei der Lösung der Probleminstanzen $p1$ bis $p160$ etwas häufiger den besten Zielfunktionswert und hat einen wesentlich kürzeren mittleren Rechenzeitbedarf als das Verfahren GRASP2.

6.4.4 Ergebnisse für die Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln

Dieser Abschnitt widmet sich der Analyse der in den Tabellen D.8 bis D.11 (siehe Anhang D, S. LVIII bis LXI) dokumentierten Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren für die 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln. Wie in den vorherigen Abschnitten wird dabei ein Blick auf die Anzahl der besten Lösungen, die Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte, die Lösungsstruktur, die Lösungsgüte und die Rechenzeiten der Verfahren geworfen.

Anzahl der besten Lösungen

Die Analyse der Zielfunktionswerte Z_{best} der vier stochastischen Verfahren für die Probleminstanzen $lp1$ bis $lp160$ ergibt, dass das Verfahren MSH2 auch bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln die meisten besten Lösungen erzeugt. Bei 109 der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln (ca. 68%) liefert kein stochastisches Verfahren einen kleineren Zielfunktionswert als das Verfahren MSH2. Das Verfahren GRASP2 erzeugt 39 beste Lösungen, das Verfahren GRASP1 11 beste Lösungen und das Verfahren MSH1 2 beste Lösungen. Bei einer Probleminstanz ($lp2$) wird der kleinste Zielfunktionswert sowohl von dem Verfahren MSH2 als auch von dem Verfahren GRASP2 erzeugt (siehe Tabelle D.8, S. LVIII). Verglichen mit den Ergebnissen für die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel generiert das Verfahren MSH2 bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln deutlich mehr beste Lösungen und das Verfahren GRASP2 deutlich weniger beste Lösungen.

Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte

In Tabelle 6.23 (siehe S. 208) sind die absoluten Häufigkeiten der bei den 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln erzielten Ränge sowie die sich daraus ergebenden Rangmittelwerte der vier stochastischen Verfahren angegeben. Das Verfahren MSH2 erzielt mit 1,58 den kleinsten und das Verfahren GRASP2 mit 1,88 den zweitkleinsten Rangmittelwert. Während den Lösungen des Verfahrens MSH2 am häufigsten der erste Rang zugewiesen wird (108-mal), sind die Lösungen des Verfahrens GRASP2 am häufigsten auf dem zweiten Rang zu finden (103-mal). Den drittbesten Rangmittelwert erreicht das Verfahren GRASP1 (2,88). Den Lösungen des Verfahrens GRASP1 wird vorwiegend der dritte Rang zugewiesen (89-mal) und nur etwa 26% der Lösungen des Verfahrens GRASP1 erhalten einen besseren Rang als Rang 3. Der größte Rangmittelwert ist bei dem Verfahren MSH1 anzutreffen (3,66). Bei 115 der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln (etwa 72%) liefert das Verfahren MSH1 den schlechtesten Zielfunktionswert und nur acht Lösungen des Verfahrens erhalten einen besseren Rang als Rang 3. Alle vier Verfahren erhalten mindestens einmal den Rang 1. Folglich wird keines der vier Verfahren bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckel bezüglich der erreichten Zielfunktionswerte durch eines der drei anderen stochastischen Verfahren dominiert.

Jedes der drei Verfahren GRASP1, GRASP2 und MSH1 erreicht bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln einen etwas höheren Rangmittelwert als bei den Probleminstanzen ohne

Tabelle 6.23: Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der vier stochastischen Verfahren bei den 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln

Verfahren	Rang						Rang- mittelwert
	1	1,5	2	2,5	3	4	
GRASP1	11		26	4	89	30	2,88
GRASP2	38	1	103	3	12	3	1,88
MSH1	2		5	1	37	115	3,66
MSH2	108	1	20	2	17	12	1,58

Ladelukendeckel (siehe auch Tabelle 6.19, S. 199), wobei der größte Anstieg bei dem Verfahren GRASP1 zu beobachten ist. Dessen Rangmittelwert steigt von 2,68 bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel auf 2,88 (+0,20) bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln. Der Rangmittelwert des Verfahrens MSH2 verringert sich hingegen von 1,92 bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel auf 1,58 (-0,34) bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln.

Lösungsstruktur und Lösungsgüte

In Tabelle 6.24 (siehe S. 209) sind die von den vier stochastischen Verfahren jeweils erzielten durchschnittlichen und maximalen relativen Abweichungen (ARE und $Max. RE$), durchschnittlichen Doppelspielanteile $ADCR$ und durchschnittlichen Anteile der schiffsinternen Umladungen $AIRR$ in Abhängigkeit von der Ausprägung des Problemparameters c_A bei den untersuchten Problem instanzen mit Ladelukendeckeln dokumentiert.³³⁸ Jede Zeile enthält entweder die ARE -, die maximalen RE -, die $ADCR$ - oder die $AIRR$ -Werte des in Spalte 1 angegebenen Verfahrens. Die Werte in den Spalten 3 bis 10 ergeben sich stets aus den RE -, DCR - bzw. IRR -Werten des Verfahrens bei den jeweils 20 der 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln mit den im Spaltenkopf angegebenen c_A -Wert. In Spalte 11 beziehen sich die ARE -, die maximalen RE - und die $ADCR$ -Werte stets auf alle 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln und die $AIRR$ -Werte stets auf die 128 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln und $R^{Ant} > 0$.

Analyse der $ADCR$ -Werte

Wie die Ergebnisse in der Tabelle 6.24 zeigen, liegen die über alle 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln ermittelten $ADCR$ -Werte der vier stochastischen Verfahren jeweils über 70% und weichen darüber hinaus nur wenige Prozentpunkte voneinander ab. Das Verfahren MSH2 erzielt dabei mit 73,75% den größten $ADCR$ -Wert und das Verfahren MSH1 mit 70,62% den kleinsten $ADCR$ -Wert. Verglichen mit den entsprechenden $ADCR$ -Werten der vier stochastischen Verfahren bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel (siehe Tabelle 6.20, S. 200) ist festzustellen, dass bei jedem stochastischen Verfahren der über die 160 Problem instanzen

³³⁸ Eine Unterscheidung bezüglich der Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und g_A erfolgt dabei nicht.

Tabelle 6.24: *ARE*-, maximale *RE*-, *ADCR*- und *AIRR*-Werte der stochastischen Verfahren bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	Kennzahl	c_A								Gesamt
		106	146	230	321	410	570	634	885	
GRASP1	<i>ARE</i> [%]	13,44	13,82	14,61	15,88	15,00	15,07	15,61	17,33	15,10
	Max. <i>RE</i> [%]	24,39	21,98	23,46	25,32	23,57	22,89	24,46	25,53	25,53
	<i>ADCR</i> [%]	69,14	68,14	72,05	65,72	76,09	71,42	74,49	69,79	70,85
	<i>AIRR</i> [%]	70,94	62,81	67,96	60,08	70,08	64,14	71,04	61,78	66,10
GRASP2	<i>ARE</i> [%]	13,39	13,81	14,25	15,24	14,17	14,07	14,77	16,43	14,52
	Max. <i>RE</i> [%]	24,46	21,61	23,10	25,28	22,23	21,87	23,00	24,51	25,28
	<i>ADCR</i> [%]	70,10	68,21	73,14	67,81	78,70	74,15	77,58	71,95	72,70
	<i>AIRR</i> [%]	69,69	63,44	68,53	62,91	70,47	68,36	71,08	63,94	67,30
MSH1	<i>ARE</i> [%]	14,32	14,40	15,23	16,22	16,28	15,75	16,97	17,94	15,89
	Max. <i>RE</i> [%]	24,92	22,66	25,66	26,28	25,03	23,80	25,77	26,53	26,53
	<i>ADCR</i> [%]	68,38	67,66	71,31	65,78	75,04	71,76	74,25	70,83	70,62
	<i>AIRR</i> [%]	67,19	58,75	65,01	58,14	63,59	57,97	61,64	52,79	60,63
MSH2	<i>ARE</i> [%]	13,69	13,70	14,56	15,13	13,80	13,59	14,28	15,86	14,33
	Max. <i>RE</i> [%]	25,94	21,60	23,92	24,93	22,68	21,10	22,76	23,75	25,94
	<i>ADCR</i> [%]	70,10	69,03	73,71	68,81	80,54	76,12	78,61	73,11	73,75
	<i>AIRR</i> [%]	68,44	61,88	65,44	61,09	68,52	65,63	70,78	65,30	65,88

$lp1$ bis $lp160$ ermittelte *ADCR*-Wert kleiner ist als der über die 160 Probleminstanzen $p1$ bis $p160$ ermittelte *ADCR*-Wert.

Bei einer genaueren Betrachtung der in Tabelle 6.24 für die acht Problemgruppen mit unterschiedlicher Ausprägung des Problemparameters c_A angegebenen *ADCR*-Werte der vier stochastischen Verfahren ergeben sich im Wesentlichen die gleichen Erkenntnisse wie bei der Analyse der entsprechenden *ADCR*-Werte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren.³³⁹ Zum einen erzielt jedes der vier stochastischen Verfahren bei einer festen Ladebuchgröße bei der Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl stets einen größeren *ADCR*-Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. Beispielsweise beträgt der Doppelspielanteil *DCR* in den Lösungen des Verfahrens MSH1 für die Probleminstanzen mit 230 einzuplanenden Aufträgen (Ladebuchgröße 15x15) im Mittel 71,31%, wohingegen in den Lösungen des Verfahrens MSH1 für die Probleminstanzen mit 321 einzuplanenden Aufträgen (Ladebuchgröße ebenfalls 15x15) nur ein Doppelspielanteil *DCR* von durchschnittlich 65,78% zu beobachten ist. Für eine mögliche Erklärung dieser Beobachtung sei erneut an das tendenziell kleinere Ungleichgewicht zwischen der Anzahl an Importcontainern und der Anzahl an Exportcontainern in den Probleminstanzen mit der niedrigeren Auftragsanzahl erinnert.³⁴⁰ Zum anderen erreicht jedes der vier stochastischen Verfahren bei den großen und sehr großen Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln tendenziell höhere *ADCR*-Werte als bei den kleinen und mitt-

³³⁹ Vgl. hierzu Abschnitt 6.3.3, S. 180ff.

³⁴⁰ Siehe Abschnitt 6.3.2, S. 170ff.

leren Problem instanzen mit Ladelukendeckeln. So beträgt zum Beispiel der Doppelspielanteil DCR in den Lösungen des Verfahrens MSH2 für die 80 kleinen und mittleren Problem instanzen mit Ladelukendeckeln (d. h. $lp1$ bis $lp80$) durchschnittlich etwa 70% und in den Lösungen des Verfahrens MSH2 für die 80 großen und sehr großen Problem instanzen mit Ladelukendeckeln (d. h. $lp81$ bis $lp160$) durchschnittlich ca. 77%. Dies lässt sich im Wesentlichen wieder auf die geringere Anzahl an Ladelukendeckeln bei den kleinen und mittleren Problem instanzen zurückführen.³⁴¹

Analyse der AIRR-Werte

Wie der elften Spalte der Tabelle 6.24 zu entnehmen ist, erzielt das Verfahren GRASP2 mit 67,30% den größten über die 128 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern ermittelten $AIRR$ -Wert. Ähnlich hoch sind auch die entsprechenden $AIRR$ -Werte der Verfahren GRASP1 (66,10%) und MSH2 (65,88%). Den kleinsten entsprechenden $AIRR$ -Wert liefert das Verfahren MSH1 (60,63%). Bei jedem stochastischen Verfahren ist somit der über die 128 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern ermittelte $AIRR$ -Wert deutlich kleiner (im Durchschnitt ca. 11 Prozentpunkte) als der über die 128 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel und Rehandlecontainern ermittelte $AIRR$ -Wert (vgl. hierzu mit Tabelle 6.20, 200). Als wesentliche Ursache hierfür sind wieder die zusätzlichen Nebenbedingungen bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln zu nennen.³⁴²

Auch bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln ist zu beobachten, dass jedes der vier stochastischen Verfahren bei einer festen Ladebuchtgröße bei der Problemgruppe mit der geringeren Auftragsanzahl stets einen höheren $AIRR$ -Wert liefert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. Dies lässt sich wieder auf die größere Anzahl an Aufträgen, die die Bewegung eines Import- oder Exportportcontainers vorsehen, zurückführen.³⁴³ So erreicht zum Beispiel das Verfahren GRASP1 bei den vier Problemgruppen mit der jeweils kleineren Auftragsanzahl ($c_A = 106$, $c_A = 230$, $c_A = 410$ und $c_A = 634$) $AIRR$ -Werte in Höhe von 67,96% bis 71,04% und bei den vier Problemgruppen mit der jeweils größeren Auftragsanzahl ($c_A = 146$, $c_A = 321$, $c_A = 570$ und $c_A = 885$) nur $AIRR$ -Werte in Höhe von 60,08% bis 64,14%. Weiterhin fällt auf, dass die $AIRR$ -Werte des Verfahrens MSH1 mit steigender Ladebuchtgröße tendenziell abnehmen. Hingegen erreichen die Verfahren GRASP2 und MSH2 bei den vier Problemgruppen mit großen und sehr großen Problem instanzen ($c_A = 410$, $c_A = 570$, $c_A = 634$ und $c_A = 885$) tendenziell etwas höhere $AIRR$ -Werte als bei den vier Problemgruppen mit kleinen und mittleren Problem instanzen ($c_A = 106$, $c_A = 146$, $c_A = 230$ und $c_A = 321$).

³⁴¹ Siehe Abschnitt 6.3.3, S. 180ff.

³⁴² Siehe auch Abschnitt 6.3.3, S. 182.

³⁴³ Vgl. hierzu Abschnitt 6.3.2, S. 172f.

Analyse der ARE -Werte und der maximalen RE -Werte

Die Verfahren MSH2 und GRASP2 erzielen bei der Lösung der Problem instanzen mit Ladelukendeckeln die kleinsten durchschnittlichen relativen Abweichungen ARE . Gemäß Spalte 11 in Tabelle 6.24 erreicht das Verfahren MSH2 über die 160 Problem instanzen $lp1$ bis $lp160$ einen ARE -Wert in Höhe von 14,33%. Der entsprechende ARE -Wert des Verfahrens GRASP2 beträgt 14,52% und überschreitet den Wert des Verfahrens MSH2 lediglich um 1,3%. Es folgen die Verfahren GRASP1 und MSH1 mit entsprechenden ARE -Werten in Höhe von 15,10% bzw. 15,89%. Bei 6 der 8 Problemgruppen ($c_A = 146$, $c_A = 321$, $c_A = 410$, $c_A = 570$, $c_A = 634$ und $c_A = 885$) erreicht das Verfahren MSH2 den jeweils besten ARE -Wert und bei 2 der 8 Problemgruppen ($c_A = 106$ und $c_A = 230$) wird der jeweils beste ARE -Wert von dem Verfahren GRASP2 erzielt. Das Verfahren MSH1 liefert bei den acht Problemgruppen stets den schlechtesten ARE -Wert.

Jedes der vier stochastischen Verfahren liefert bei der Lösung der 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln einen deutlich größeren ARE -Wert als bei der Lösung der 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel, wobei der größte Anstieg bei dem Verfahren GRASP2 und der kleinste Anstieg bei dem Verfahren MSH2 zu verzeichnen ist (siehe auch Tabelle 6.20, S. 200). So steigt der ARE -Wert des Verfahrens GRASP2 von 12,20% für die Problem instanzen ohne Ladelukendeckel um etwa 19% auf 14,52% (+2,32 Prozentpunkte) für die Problem instanzen mit Ladelukendeckeln. Der ARE -Wert des Verfahrens MSH2 steigt hingegen von 12,66% für die Problem instanzen ohne Ladelukendeckel um (nur) etwa 13% auf 14,33% (+1,67 Prozentpunkte) für die Problem instanzen mit Ladelukendeckeln.

Alle bei den acht Problemgruppen mit den Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 erhaltenen maximalen RE -Werte liegen zwischen 21% und 27%. Bei fünf Problemgruppen ($c_A = 146$, $c_A = 321$, $c_A = 570$, $c_A = 634$ und $c_A = 885$) liefert das Verfahren MSH2 den kleinsten maximalen RE -Wert, bei zwei Problemgruppen ($c_A = 230$ und $c_A = 410$) das Verfahren GRASP2 und bei einer Problemgruppe ($c_A = 106$) das Verfahren GRASP1. Werden die maximalen RE -Werte der beiden GRASP-Ansätze miteinander verglichen, zeigt sich, dass das Verfahren GRASP1 nur bei der Problemgruppe mit $c_A = 106$ einen kleineren maximalen RE -Wert liefert als das Verfahren GRASP2. Bei den MSH-Ansätzen erzielt das Verfahren MSH2 bei 7 der 8 Problemgruppen einen kleineren maximalen RE -Wert als das Verfahren MSH1.

Vergleich mit einer Einzelspielstrategie

In Tabelle 6.25 (siehe S. 212) werden die $\overline{A^{ES}}$ -Werte, die minimalen A^{ES} -Werte und die maximalen A^{ES} -Werte für die vier stochastischen Verfahren in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A bei den untersuchten Problem instanzen mit Ladelukendeckeln angegeben.³⁴⁴ Die Werte in einer Zeile ergeben sich stets aus den berechneten A^{ES} -Werten für das in Spalte 1 aufgeführte

³⁴⁴ Hinsichtlich der Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und c_A wird dabei nicht differenziert.

Tabelle 6.25: $\overline{A^{ES}}$, minimale A^{ES} - und maximale A^{ES} -Werte der stochastischen Verfahren bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	Kennzahl	c_A								Gesamt
		106	146	230	321	410	570	634	885	
GRASP1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	19,23	16,47	19,72	16,41	20,83	18,17	20,81	17,93	18,70
	Min. A^{ES} [%]	11,20	11,22	10,70	11,84	11,34	13,51	11,55	12,66	10,70
	Max. A^{ES} [%]	29,42	22,41	27,46	21,42	27,84	23,44	28,55	23,34	29,42
GRASP2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	19,26	16,48	19,97	16,88	21,39	18,88	21,37	18,55	19,10
	Min. A^{ES} [%]	11,47	11,29	10,75	12,18	11,48	13,87	11,74	12,75	10,75
	Max. A^{ES} [%]	29,50	21,56	27,88	21,86	28,94	24,42	28,74	24,23	29,50
MSH1	$\overline{A^{ES}}$ [%]	18,61	16,06	19,32	16,19	20,00	17,71	19,92	17,53	18,17
	Min. A^{ES} [%]	10,77	10,81	10,62	11,73	11,43	13,32	11,79	12,67	10,62
	Max. A^{ES} [%]	28,87	20,82	26,28	21,19	26,60	22,02	26,72	22,32	28,87
MSH2	$\overline{A^{ES}}$ [%]	19,08	16,56	19,77	16,97	21,65	19,22	21,70	18,95	19,24
	Min. A^{ES} [%]	11,47	11,37	10,81	12,36	11,59	14,11	11,89	13,02	10,81
	Max. A^{ES} [%]	29,33	22,13	27,80	22,27	29,95	24,61	29,05	24,71	29,95

Verfahren. Die Werte in den Spalten 3 bis 10 beziehen sich stets auf die 20 Probleminstanzen mit der im Spaltenkopf angegebenen Ausprägung des Problemparameters c_A . Die Werte in Spalte 11 beziehen sich auf alle 160 untersuchten Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln.

Die größte über alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln berechnete durchschnittliche relative Abweichung $\overline{A^{ES}}$ ist bei dem Verfahren MSH2 zu finden. So liefert das Verfahren MSH2 bei der Lösung der Probleminstanzen $lp1$ bis $lp160$ im Durchschnitt einen 19,24% kleineren Zielfunktionswert als die durch das Verfahren SBVaa repräsentierte Einzelspielstrategie. Die entsprechenden $\overline{A^{ES}}$ -Werte der beiden GRASP-Ansätze betragen 19,10% (GRASP2) und 18,70% (GRASP1) und sind somit nur etwa 0,7% bzw. 2,8% kleiner als der Wert des Verfahrens MSH2. Für das Verfahren MSH1 wird eine entsprechende durchschnittliche relative Abweichung $\overline{A^{ES}}$ in Höhe von 18,17% ermittelt. Von den vier stochastischen Verfahren liefert das Verfahren MSH1 somit zwar nur den kleinsten $\overline{A^{ES}}$ -Wert. Dieser unterschreitet die Werte der Verfahren MSH2, GRASP2 und GRASP1 jedoch lediglich um ungefähr 5,6%, 4,9% bzw. 2,8%.

Jedes der vier stochastischen Verfahren erreicht bei einer festen Ladebuchgröße bei der Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl stets einen mindestens 12% größeren $\overline{A^{ES}}$ -Wert und einen mindestens 17% größeren maximalen A^{ES} -Wert als bei der Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl. So wird zum Beispiel für das Verfahren GRASP1 bei den sehr großen Probleminstanzen (Ladebuchgröße 25x25) für die Problemgruppe mit der höheren Auftragsanzahl ($c_A = 885$) ein $\overline{A^{ES}}$ -Wert in Höhe von 17,93% sowie ein maximaler A^{ES} -Wert in Höhe von 23,34% und für die Problemgruppe mit der niedrigeren Auftragsanzahl ($c_A = 634$) ein $\overline{A^{ES}}$ -Wert in Höhe von 20,81% und ein maximaler A^{ES} -Wert in Höhe von 28,55% ermittelt.

Des Weiteren erzielt jedes der vier Verfahren bei den großen und sehr großen Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln tendenziell höhere $\overline{A^{ES}}$ -Werte als bei den kleinen und mittleren Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln. Für das Verfahren MSH2 werden zum Beispiel bei den kleinen und mittleren Probleminstanzen für die Problemgruppen mit der jeweils niedrigeren Auftragsanzahl ($c_A = 106$ und $c_A = 230$) $\overline{A^{ES}}$ -Werte in Höhe von 19,08% bzw. 19,77% und für die Problemgruppen mit der jeweils höheren Auftragsanzahl ($c_A = 146$ und $c_A = 321$) $\overline{A^{ES}}$ -Werte in Höhe von 16,56% bzw. 16,97% ermittelt. Dagegen erreicht das Verfahren MSH2 bei den großen und sehr großen Probleminstanzen bei den Problemgruppen mit der jeweils niedrigeren Auftragsanzahl ($c_A = 410$ und $c_A = 634$) $\overline{A^{ES}}$ -Werte in Höhe von 21,65% bzw. 21,70% und bei den Problemgruppen mit der jeweils höheren Auftragsanzahl ($c_A = 570$ und $c_A = 885$) $\overline{A^{ES}}$ -Werte in Höhe von 19,22% bzw. 18,95%. Werden die durchschnittlichen relativen Abweichungen $\overline{A^{ES}}$ über alle großen und sehr großen Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ermittelt, ergeben sich für die Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 $\overline{A^{ES}}$ -Werte in Höhe von 19,44%, 20,05%, 18,79% bzw. 20,38%. Die über alle kleinen und mittlere Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ermittelten durchschnittlichen relativen Abweichungen $\overline{A^{ES}}$ der vier Verfahren betragen hingegen nur 17,96%, 18,15%, 17,55% bzw. 18,10%.

Werden die Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren für die 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln und die für die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel (siehe Tabelle 6.21, S. 203) miteinander verglichen, zeigt sich, dass die Verfahren GRASP1, GRASP2 und MSH1 bei der Lösung der 160 Probleminstanzen $p1$ bis $p160$ jeweils einen etwa 11% größeren $\overline{A^{ES}}$ -Wert und das Verfahren MSH2 einen etwa 9% größeren $\overline{A^{ES}}$ -Wert als bei der Lösung der 160 Probleminstanzen $lp1$ bis $lp160$ erzielen. Des Weiteren liefert jedes der vier Verfahren bei der Lösung der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel sowohl einen größeren minimalen A^{ES} -Wert als auch einen größeren maximalen A^{ES} -Wert als bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln.

Rechenzeiten

Der Tabelle 6.26 (siehe S. 214) können die durchschnittlichen Rechenzeiten ($\overline{T^R}$), die minimalen Rechenzeiten (T_{Min}^R) und die maximalen Rechenzeiten (T_{Max}^R) der vier stochastischen Verfahren in Abhängigkeit von der Ausprägung des Problemparameters c_A bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln entnommen werden.³⁴⁵ Jede Zeile enthält gemäß der Angabe in Spalte 2 entweder die durchschnittlichen Rechenzeiten, die minimalen Rechenzeiten oder die maximalen Rechenzeiten in Sekunden für das in Spalte 1 angegebene Verfahren. Die Werte in den Spalten 3 bis 10 beziehen sich stets auf die jeweils 20 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln und den im Spaltenkopf angegebenen c_A -Wert. Der elften Spalte können die über alle

³⁴⁵ Nach den Ausprägungen der Problemparameter R^{Ant} und c_A wird dabei nicht unterschieden.

Tabelle 6.26: $\overline{T^R}$ -, T_{Min}^R - und T_{Max}^R -Werte der stochastischen Verfahren bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	Kennzahl	c_A								Gesamt
		106	146	230	321	410	570	634	885	
GRASP1	$\overline{T^R}$ [s]	15,04	17,96	45,00	63,93	160,93	267,46	436,70	708,39	214,43
	T_{Min}^R [s]	10,75	12,56	18,99	27,46	40,48	85,68	95,05	118,73	10,75
	T_{Max}^R [s]	19,27	23,70	79,52	130,42	291,40	482,27	939,64	1621,15	1621,15
GRASP2	$\overline{T^R}$ [s]	14,75	17,67	43,62	59,71	154,47	246,66	414,01	650,75	200,20
	T_{Min}^R [s]	10,80	12,36	18,27	25,71	35,88	80,68	82,24	109,23	10,80
	T_{Max}^R [s]	18,75	24,27	76,41	114,24	280,94	441,62	872,29	1607,88	1607,88
MSH1	$\overline{T^R}$ [s]	15,20	18,35	45,59	71,19	166,72	312,29	477,09	905,16	251,45
	T_{Min}^R [s]	11,05	13,35	20,78	29,24	44,62	93,16	98,55	133,44	11,05
	T_{Max}^R [s]	23,21	26,58	91,72	142,83	286,96	571,73	986,75	2427,58	2427,58
MSH2	$\overline{T^R}$ [s]	15,30	17,64	35,46	47,33	99,86	161,38	247,31	315,61	117,49
	T_{Min}^R [s]	10,98	12,89	17,82	27,39	39,67	79,08	81,43	111,99	10,98
	T_{Max}^R [s]	20,20	26,79	66,85	93,21	189,73	347,96	451,22	828,49	828,49

160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ermittelten $\overline{T^R}$ -, T_{Min}^R - und T_{Max}^R -Werte der vier Verfahren entnommen werden.

Wie die Ergebnisse zeigen, hat jedes der vier Verfahren den kleinsten Rechenzeitbedarf bei der Lösung einer Probleminstanz mit 106 einzuplanenden Aufträgen und den größten Rechenzeitbedarf bei der Lösung einer Probleminstanz mit 885 einzuplanenden Aufträgen. Der unter Einbezug aller 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ermittelte durchschnittliche Rechenzeitbedarf des Verfahrens MSH2 beträgt $\overline{T^R} = 117,49$ Sekunden und ist etwa 45% kleiner als der entsprechende durchschnittliche Rechenzeitbedarf des Verfahrens GRASP1 ($\overline{T^R} = 214,43$ Sekunden), etwa 41% kleiner als der durchschnittliche Rechenzeitbedarf des Verfahrens GRASP2 ($\overline{T^R} = 200,20$ Sekunden) und etwa 53% kleiner als der durchschnittliche Rechenzeitbedarf des Verfahrens MSH1 ($\overline{T^R} = 251,45$ Sekunden). Bei den Problemgruppen mit mittleren, großen und sehr großen Probleminstanzen ($c_A = 230$, $c_A = 321$, $c_A = 410$, $c_A = 570$, $c_A = 634$ und $c_A = 885$) ist das Verfahren MSH2 dem Verfahren GRASP1 mit einer Einsparung von etwa 21% bis 55%, dem Verfahren GRASP2 mit einer Einsparung von ungefähr 19% bis 52% und dem Verfahren MSH1 mit einer Einsparung von ca. 22% bis 65% überlegen, wobei die geringste Einsparung jeweils bei der Problemgruppe mit $c_A = 230$ und die größte Einsparung jeweils bei der Problemgruppe mit $c_A = 885$ erzielt wird. Bei den Problemgruppen mit kleinen Probleminstanzen ($c_A = 106$, $c_A = 146$) zeigt sich hingegen ein anderes Bild. So benötigt das Verfahren MSH2 zwar auch bei der Lösung der Probleminstanzen mit $c_A = 146$ eine kürzere mittlere Rechenzeit $\overline{T^R}$ als die übrigen drei Verfahren, jedoch beträgt hier die Einsparung gegenüber dem Verfahren GRASP1 nur ungefähr 1,8%, gegenüber dem Verfahren GRASP2 weniger als 0,2% und gegenüber dem Verfahren MSH1 nur etwa 3,9%. Bei der Lösung der Probleminstanzen mit

$c_A = 106$ hat das Verfahren MSH2 den größten mittleren Rechenzeitbedarf aller vier Verfahren. Allerdings ist an dieser Stelle anzumerken, dass die mittleren Rechenzeiten der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 sowohl bei der Problemgruppe mit $c_A = 106$ als auch bei der Problemgruppe mit $c_A = 146$ nur um wenige Zehntelsekunden voneinander abweichen.

Die Verfahren GRASP1 und GRASP2 sind dem Verfahren MSH1 bezüglich der mittleren Rechenzeiten mit einer Einsparung von etwa 1% bis 22% (GRASP1) bzw. von ca. 3% bis 28% (GRASP2) überlegen. Dabei wird die kleinste Einsparung jeweils bei der Problemgruppe mit $c_A = 106$ und die größte Einsparung jeweils bei der Problemgruppe mit $c_A = 885$ erzielt. Sowohl bei dem Verfahren GRASP1 als auch bei dem Verfahren GRASP2 fällt die Einsparung gegenüber dem Verfahren MSH1 bei einer festen Ladebuchtgröße bei der Problemgruppe mit der größeren Auftragsanzahl stets deutlich höher aus als bei der Problemgruppe mit der kleineren Auftragsanzahl. Werden zum Beispiel die mittleren Rechenzeiten des Verfahrens GRASP2 und die des Verfahrens MSH1 bei den großen Problem instanzen (Ladebuchtgröße 20x20) und bei den sehr großen Problem instanzen (Ladebuchtgröße 25x25) miteinander verglichen, zeigt sich bei den großen Problem instanzen, dass das Verfahren GRASP2 dem Verfahren MSH1 bei der Problemgruppe mit $c_A = 570$ mit einer Einsparung von etwa 21% und bei der Problemgruppe mit $c_A = 410$ mit einer Einsparung von nur etwa 7% überlegen ist. Bei den sehr großen Problem instanzen ist der $\overline{T^R}$ -Wert des Verfahrens GRASP2 bei der Problemgruppe mit $c_A = 885$ etwa 28% kleiner und bei der Problemgruppe mit $c_A = 634$ nur ca. 13% kleiner als der entsprechende $\overline{T^R}$ -Wert des Verfahrens MSH1.

Bei den acht Problemgruppen ist der mittlere Rechenzeitbedarf des Verfahrens GRASP2 stets kleiner als der entsprechende mittlere Rechenzeitbedarf des Verfahrens GRASP1. Die prozentualen Abweichungen zwischen den mittleren Rechenzeiten der beiden Verfahren sind jedoch relativ gering. So weichen die $\overline{T^R}$ -Werte der beiden GRASP-Ansätze bei keiner der acht Problemgruppen um mehr als 9% voneinander ab.

In Abbildung 6.3 (siehe S. 216) wird der Verlauf der mittleren Rechenzeiten für die Verfahren GRASP1 (blau), GRASP2 (rot), MSH1 (grün) und MSH2 (violett) bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit von der Anzahl der einzuplanenden Aufträge c_A grafisch dargestellt. Dazu wurden die bei den acht Problemgruppen benötigten mittleren Rechenzeiten der vier Verfahren aus der Tabelle 6.26 in das Diagramm eingetragen und jeweils durch ein vom Verfahren abhängiges Symbol hervorgehoben. Die Verbindungslinien zwischen den Punkten dienen wieder nur der Veranschaulichung des Verlaufs und haben keine Bedeutung. Wie in der Abbildung zu erkennen ist, nimmt der durchschnittliche Rechenzeitbedarf bei allen Verfahren mit steigenden Werten für c_A zu. Dabei ist bei jedem Verfahren bis zu der Problemgruppe mit $c_A = 321$ ein eher flacher Anstieg des mittleren Rechenzeitbedarfs (gemessen in Sekunden pro zusätzlich einzuplanenden Auftrag) zu beobachten. Zwischen den Problemgruppen mit höheren c_A -Werten nehmen die mittleren Rechenzeiten, insbesondere die der Verfahren GRASP1, GRASP2 und MSH1, wesentlich stärker zu. So steigen die mittleren Rechenzeiten der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 zwischen der Problemgruppe mit $c_A = 230$ und

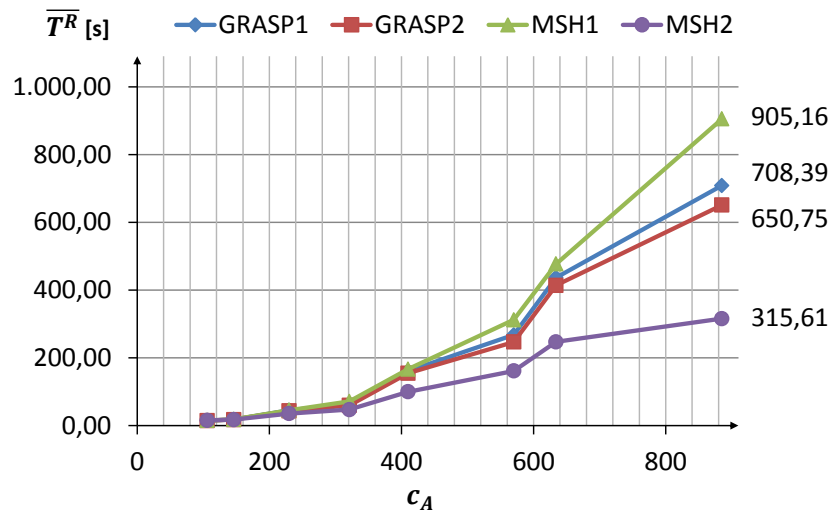


Abbildung 6.3: Entwicklung der $\overline{T^R}$ -Werte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

der Problemgruppe mit $c_A = 321$ um 0,21 s/Auftrag, 0,18 s/Auftrag, 0,28 s/Auftrag bzw. 0,13 s/Auftrag und zwischen der Problemgruppe mit $c_A = 634$ und der Problemgruppe mit $c_A = 885$ um 1,08 s/Auftrag, 0,94 s/Auftrag, 1,71 s/Auftrag bzw. 0,27 s/Auftrag. Wie auch schon bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel zu erkennen war, nehmen die mittleren Rechenzeiten der Verfahren immer dann vergleichsweise stark zu, wenn die Erhöhung des c_A -Wertes zugleich mit einer Vergrößerung der Ladebucht einhergeht, wie z. B. beim Übergang von $c_A = 570$ auf $c_A = 634$.

Werden nur die Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren für die 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln zugrunde gelegt, zeigt das Verfahren MSH2 insgesamt das beste Lösungsverhalten. Es liefert bei etwa 68% der Probleminstanzen den kleinsten Zielfunktionswert, erreicht den kleinsten Rangmittelwert und erzielt (jeweils bezogen auf alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln) den besten ARE - und den besten $\overline{A^{ES}}$ -Wert. Zudem benötigt das Verfahren MSH2 im Vergleich zu den anderen stochastischen Verfahren bei der Lösung der 160 Probleminstanzen $lp1$ bis $lp160$ im Mittel eine wesentlich kürzere Rechenzeit zur Generierung einer Lösung. Im Hinblick auf den mittleren Rechenzeitbedarf, die Anzahl der besten Lösungen, den mittleren Rangwert, die durchschnittliche relative Abweichung ARE und die durchschnittliche relative Abweichung $\overline{A^{ES}}$ (jeweils bezogen auf alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln) erzielt das Verfahren GRASP2 jeweils einen besseren Wert als das Verfahren GRASP1 und das Verfahren GRASP1 jeweils einen besseren Wert als das Verfahren MSH1. Folglich weist das Verfahren GRASP2 bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln insgesamt das zweitbeste Lösungsverhalten, das Verfahren GRASP1 insgesamt das drittbeste Lösungsverhalten und das Verfahren MSH1 insgesamt das schlechteste Lösungsverhalten auf.

6.5 Gegenüberstellung der stochastischen und stapelbasierten deterministischen Verfahren

In diesem Abschnitt werden die Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren mit den besten Ergebnissen der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren verglichen. Dazu führt Abschnitt 6.5.1 an den Vergleich heran. Anschließend werden die Ergebnisse unter Berücksichtigung der gesamten Datenbasis verglichen (Abschnitt 6.5.2). In Abschnitt 6.5.3 werden nur die Ergebnisse für die 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel und in Abschnitt 6.5.4 nur die Ergebnisse für die 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln verglichen.

6.5.1 Vorüberlegungen und Vorgehensweise

Werden die in den Tabellen 6.6, 6.10 und 6.13 dokumentierten durchschnittlichen relativen Abweichungen ARE für die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren mit den in den Tabellen 6.16, 6.20 und 6.24 angegebenen durchschnittlichen relativen Abweichungen ARE für die vier stochastischen Verfahren verglichen, zeigt sich, dass die stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 den acht stapelbasierten deterministischen Verfahren hinsichtlich der Lösungsgüte insgesamt betrachtet jeweils deutlich überlegen sind. So erreichen die Verfahren GRASP2 und MSH2 bei jeder der aufgeführten Problemgruppen bessere ARE -Werte als die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren, wobei die Abweichungen zwischen den ARE -Werten zum Teil erheblich sind. Beispielsweise sind die über alle 320 Problem instanzen ermittelten ARE -Werte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren zwischen 26% und 130% größer als der entsprechende ARE -Wert des Verfahrens GRASP2. Auch die Verfahren GRASP1 und MSH1 erzielen bei den meisten Problemgruppen jeweils bessere ARE -Werte als die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren. Lediglich bei der Problemgruppe bestehend aus den 64 Problem instanzen ohne Rehandlecontainer sind die zugehörigen ARE -Werte der Verfahren SBVbb2 und SBVab2 in Höhe von 7,95% bzw. 8,05% etwas kleiner als die entsprechenden ARE -Werte der Verfahren GRASP1 und MSH1 in Höhe von 8,16% bzw. 8,07%. Wird hingegen die gesamte Datenbasis zugrunde gelegt, liefert das Verfahren MSH1, welches insgesamt das schlechteste Lösungsverhalten unter den vier stochastischen Verfahren zeigt, einen ungefähr 12% kleineren ARE -Wert als das Verfahren SBVbb2, welches über alle 320 Problem instanzen hinweg den besten ARE -Wert der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren erreicht.

Werden die in den Tabellen 6.7, 6.11 und 6.14 dokumentierten durchschnittlichen relativen Abweichungen $\overline{A^{ES}}$ für die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren und die in den Tabellen 6.17, 6.21 und 6.25 angegebenen durchschnittlichen relativen Abweichungen $\overline{A^{ES}}$ für die vier stochastischen Verfahren miteinander verglichen, zeigt sich ein ähnliches Bild. So erzielen die Verfahren GRASP2 und MSH2 bei jeder betrachteten Problemgruppe bessere $\overline{A^{ES}}$ -Werte als die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren. Der über alle 320 Problem instanzen

ermittelte $\overline{A^{ES}}$ -Wert des Verfahrens MSH2 ist zum Beispiel zwischen 12% und 145% größer als die entsprechenden $\overline{A^{ES}}$ -Werte der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren. Bei der Problemgruppe bestehend aus den 64 Problem instanzen ohne Rehandlecontainer sind die $\overline{A^{ES}}$ -Werte der Verfahren GRASP1 (13,36%) und MSH1 (13,42%) zwar etwas kleiner als die entsprechenden $\overline{A^{ES}}$ -Werte der Verfahren SBVbb2 und SBVab2 in Höhe von 13,53% bzw. 13,44%. Allerdings erzielen die Verfahren GRASP1 und MSH1 bei den übrigen betrachteten Problemgruppen stets bessere $\overline{A^{ES}}$ -Werte als die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren. Wird die gesamte Datenbasis zugrunde gelegt, erzielt das Verfahren MSH1 einen ungefähr 8% größeren $\overline{A^{ES}}$ -Wert als das Verfahren SBVbb2, welches über alle 320 Problem instanzen hinweg den besten $\overline{A^{ES}}$ -Wert der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren erreicht. Insgesamt betrachtet liefert jedes der vier stochastischen Verfahren somit auch im Hinblick auf die $\overline{A^{ES}}$ -Werte bessere Ergebnisse als die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren.

Bezüglich des mittleren Rechenzeitbedarfs sind hingegen die acht stapelbasierten deterministischen Verfahren den vier stochastischen Verfahren jeweils deutlich überlegen. Beispielsweise beträgt der über alle 320 Problem instanzen ermittelte durchschnittliche Rechenzeitbedarf $\overline{T^R}$ des Verfahrens MSH2 annähernd das 900-fache des über alle 320 Problem instanzen ermittelten durchschnittlichen Rechenzeitbedarfs des Verfahrens SBVab2. Dabei sei daran erinnert, dass das Verfahren MSH2 von den vier stochastischen Verfahren den geringsten und das Verfahren SBVab2 von den acht stapelbasierten deterministischen Verfahren den größten über alle 320 Problem instanzen ermittelten durchschnittlichen Rechenzeitbedarf $\overline{T^R}$ aufweist. Während die über alle 320 Problem instanzen ermittelten minimalen Rechenzeiten T_{Min}^R der vier stochastischen Verfahren jeweils über 10 Sekunden betragen, liegen die über alle 320 Problem instanzen ermittelten maximalen Rechenzeiten T_{Max}^R der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren jeweils unter 2,5 Sekunden.³⁴⁶

Vor diesem Hintergrund soll im Folgenden untersucht werden, ob ein Verfahren SBV*, welches zur Lösung einer Problem instanzen des CSPLC alle acht stapelbasierten deterministischen Verfahren nacheinander ausführt und anschließend die/eine beste dabei gefundene Lösung (d. h. die/eine Lösung mit dem kleinsten Zielfunktionswert) ausgibt,

1. die an den Rechenzeitbedarf eines Lösungsverfahrens für das CSPLC gestellten Anforderungen erfüllt und
2. hinsichtlich der Lösungsgüte ein besseres Lösungsverhalten als die vier stochastischen Verfahren zeigt.

Die erste Frage kann unter Zuhilfenahme der in Tabelle 6.8 (siehe S. 167) angegebenen mittleren und maximalen Rechenzeiten der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren beantwortet werden. So lässt sich aus den mittleren Rechenzeiten $\overline{T^R}$ für die acht stapelbasierten

³⁴⁶ Siehe Tabelle 6.18, S. 196 und Tabelle 6.8, S. 167.

deterministischen Verfahren ableiten, dass bei der Lösung einer Problem­instanz für die sequen­tielle Ausführung aller acht Verfahren im Mittel über alle 320 Problem­instanzen weniger als 1 Sekunde Rechenzeit benötigt wird.³⁴⁷ Aus den angegebenen maximalen Rechenzeiten T_{Max}^R lässt sich ableiten, dass für die sequentielle Ausführung aller acht Verfahren bei der Lösung einer der 320 Problem­instanzen stets weniger als 11 Sekunden Rechenzeit benötigt werden.³⁴⁸ Mit einer bei der Lösung der 320 Problem­instanzen zu erwartenden mittleren Rechenzeit $\overline{T^R}$ von weniger als einer Sekunde sowie einer dabei zu erwartenden maximalen Rechenzeit T_{Max}^R von weniger als 11 Sekunden erfüllt das Verfahren SBV* die an den Rechenzeitbedarf eines Lösungsverfahrens für das CSPLC gestellten Anforderungen und ist zudem jedem der vier stochastischen Verfahren im Hinblick auf den mittleren Rechenzeitbedarf deutlich überlegen.

Zur Beantwortung der zweiten Frage werden in den folgenden Abschnitten die Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren mit den Ergebnissen des Verfahrens SBV*, d. h. mit den besten Ergebnissen der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren, verglichen. Dafür wurden zunächst die Zielfunktionswerte Z des Verfahrens SBV* für die 320 Problem­instanzen ermit­telt.³⁴⁹ Anschließend wurde für jede der 320 Problem­instanzen die relative Abweichung RE des Zielfunktionswertes Z des Verfahrens SBV* von der unteren Schranke US_1 für den opti­malen Zielfunktionswert der Problem­instanz unter Verwendung der Formel (6.9) bestimmt. Die Zielfunktionswerte Z des Verfahrens SBV* und die zugehörigen relativen Abweichungen RE für die 320 Problem­instanzen sind in den Tabellen C.7 (siehe Anhang C, S. XLIII) und D.7 (siehe Anhang D, S. LVII) dokumentiert.

6.5.2 Vergleich der Ergebnisse für die gesamte Datenbasis

In diesem Abschnitt werden die Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren mit den Ergeb­nissen des Verfahrens SBV* unter Berücksichtigung der gesamten Datenbasis verglichen. Da­bei wird auf die Anzahl der besten Lösungen, die Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte, die ARE -Werte, die maximalen RE -Werte und die \overline{AES} -Werte der fünf Verfahren eingegangen.

Anzahl der besten Lösungen

Werden die Zielfunktionswerte der vier stochastischen Verfahren und die Zielfunktionswerte

³⁴⁷ Die Summe der mittleren Rechenzeiten $\overline{T^R}$ der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren ergibt 0,727 Sekunden.

³⁴⁸ Die Summe der maximalen Rechenzeiten T_{Max}^R der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren beträgt 10,622 Sekunden. Somit ist ein maximaler Rechenzeitbedarf von höchstens 10,622 Sekunden für die sequen­tielle Ausführung der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren bei der Lösung einer der 320 Problem­instanzen zu erwarten.

³⁴⁹ Der Zielfunktionswert des Verfahrens SBV* für eine Problem­instanz des CSPLC entspricht stets dem kleinsten Zielfunktionswert, den eines der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren für diese Problem­instanz liefert. Demnach können die Zielfunktionswerte des Verfahrens SBV* für die 320 Problem­instanzen aus den (bereits bekannten) Zielfunktionswerten der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren abgeleitet werden.

des Verfahrens SBV* für die 320 Probleminstanzen miteinander verglichen, ergibt sich hinsichtlich der Anzahl der besten Lösungen die folgende Verteilung. Das Verfahren MSH2 erzeugt die meisten besten Lösungen. Bei 171 der 320 Probleminstanzen ermittelt kein anderes Verfahren einen besseren Zielfunktionswert als das Verfahren MSH2. Danach folgt mit deutlichem Abstand erst das Verfahren GRASP2 mit 111 besten Lösungen und anschließend das Verfahren GRASP1 mit 22 besten Lösungen. Das Verfahren SBV* erzeugt bei 18 Probleminstanzen eine beste Lösung und liegt somit noch vor dem Verfahren MSH1, welches nur bei 2 Probleminstanzen die beste Lösung generiert. Auffällig ist, dass jede der 18 Probleminstanzen, bei denen das Verfahren SBV* eine beste Lösung erzeugt, einen Rehandlecontaineranteil von $R^{Ant} = 0\%$ aufweist. Das Verfahren SBV* liefert folglich bei etwa 28% der 64 untersuchten Probleminstanzen ohne Rehandlecontainer eine oder die beste Lösung. Während sich die Anzahl der besten Lösungen bei den Verfahren GRASP1, GRASP2 und MSH1 im Vergleich zur Analyse in Abschnitt 6.4.2 (siehe S. 188) durch die Hinzunahme der Ergebnisse des Verfahrens SBV* nicht verändert hat, sank die Anzahl der besten Lösungen des Verfahrens MSH2 von zuvor 188 auf 171.

Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte

In Tabelle 6.27 sind die Rangmittelwerte der fünf Verfahren und die absoluten Häufigkeiten der den Verfahren zugewiesenen Ränge angegeben. Die Zuordnung der Ränge erfolgte analog zu der in Abschnitt 6.3.1 beschriebenen Vorgehensweise.³⁵⁰ Die besten Ergebnisse liefern die Ver-

Tabelle 6.27: Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* unter Einbezug aller 320 Probleminstanzen

Verfahren	Rang							Rang- mittelwert
	1	1,5	2	2,5	3	4	5	
SBV*	17		24	1	28	38	212	4,26
GRASP1	21	1	80	4	129	54	31	2,97
GRASP2	108	2	132	4	57	17		1,95
MSH1	2		16	1	45	184	72	3,96
MSH2	169	1	62	2	54	27	5	1,86

fahren GRASP2 und MSH2 mit Rangmittelwerten in Höhe von 1,95 bzw. 1,86. Das Verfahren GRASP2 erzeugt bei keiner Probleminstanz und das Verfahren MSH2 nur bei 5 Probleminstanzen den schlechtesten Zielfunktionswert. Etwa 77% der Lösungen des Verfahrens GRASP2 und etwa 73% der Lösungen des Verfahrens MSH2 erhalten einen besseren Rang als Rang 3.

³⁵⁰ Siehe Abschnitt 6.3.1, S. 155. Dementsprechend wurden bei jeder der 320 Probleminstanzen die Zielfunktionswerte Z_{best} der vier stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 und der Zielfunktionswert Z des Verfahrens SBV* nicht absteigend sortiert und gemäß der Reihenfolge nacheinander mit den Rängen 1 bis 5 versehen. Traten bei einer Probleminstanz Zielfunktionswerte gleicher Höhe auf, wurde diesen stets das arithmetische Mittel der auf sie fallenden Ränge zugewiesen.

Tabelle 6.28: *ARE*-Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A

Verfahren	0%	10%		20%		$\leftarrow R^{Ant}$
	-	$g_A = 1$	$g_A = 5$	$g_A = 1$	$g_A = 5$	↓ Gesamt
SBV*	7,63	13,39	16,11	17,39	24,55	15,81
GRASP1	8,16	11,74	13,84	15,40	20,57	13,94
GRASP2	7,82	11,20	13,23	14,64	19,91	13,36
MSH1	8,07	12,63	14,42	17,11	21,95	14,84
MSH2	7,43	11,00	13,18	15,40	20,44	13,49

Tabelle 6.29: Maximale *RE*-Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A

Verfahren	0%	10%		20%		$\leftarrow R^{Ant}$
	-	$g_A = 1$	$g_A = 5$	$g_A = 1$	$g_A = 5$	↓ Gesamt
SBV*	14,65	19,52	21,61	25,08	28,75	28,75
GRASP1	14,49	17,01	18,50	22,80	25,53	25,53
GRASP2	14,24	16,51	17,87	22,03	25,28	25,28
MSH1	14,17	17,58	18,83	24,23	26,53	26,53
MSH2	14,05	15,82	17,45	21,51	25,94	25,94

Für das Verfahren GRASP1 wird ein Rangmittelwert in Höhe von 2,97 ermittelt. Die Lösungen des Verfahrens GRASP1 sind gehäuft auf dem dritten Rang (129-mal) zu finden. Die größten Rangmittelwerte sind bei den Verfahren SBV* (4,26) und MSH1 (3,96) anzutreffen. Während das Verfahren SBV* bei ungefähr 66% der untersuchten Probleminstanzen den schlechtesten Zielfunktionswert liefert (Rang 5), wird den Lösungen des Verfahrens MSH1 am häufigsten (184-mal) der vierte Rang zugewiesen. Nur ca. 13% der Lösungen des Verfahrens SBV* und nur etwa 6% der Lösungen des Verfahrens MSH1 erhalten einen kleineren Rang als Rang 3.

Gegenüberstellung der *ARE*-Werte und der maximalen *RE*-Werte

Als Nächstes werden die *ARE*-Werte der vier stochastischen Verfahren aus Tabelle 6.16 und die entsprechenden *ARE*-Werte des Verfahrens SBV* miteinander verglichen. Dazu enthält Tabelle 6.28 zum einen die über die jeweils 64 Probleminstanzen mit gleicher Ausprägung der Problemparameter R^{Ant} und g_A ermittelten durchschnittlichen relativen Abweichungen *ARE* und den über alle 320 Probleminstanzen ermittelten *ARE*-Wert („Gesamt“) des Verfahrens SBV*. Zum anderen sind in der Tabelle noch einmal die entsprechenden *ARE*-Werte der vier stochastischen Verfahren aufgeführt.

Wie die Tabelle zeigt, erzielt das Verfahren SBV* mit 15,81% den schlechtesten über alle 320 Probleminstanzen ermittelten *ARE*-Wert. Der Wert überschreitet die entsprechenden *ARE*-Werte der vier stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 um ungefähr 13%, 18%, 7% bzw. 17%. Folglich sind die Zielfunktionswerte des Verfahrens SBV* tendenzi-

ell weiter von den Werten der unteren Schranke US_1 entfernt als die Zielfunktionswerte der vier stochastischen Verfahren. Das Verfahren SBV* liefert auch bei 4 der 5 Problemgruppen mit unterschiedlichen Werten für R^{Ant} und g_A jeweils den schlechtesten ARE -Wert. Bei der Problemgruppe bestehend aus den 64 Probleminstanzen ohne Rehandlecontainer ($R^{Ant} = 0\%$) rangiert der zugehörige ARE -Wert des Verfahrens SBV* in Höhe von 7,63% hingegen auf dem zweiten Platz vor den entsprechenden ARE -Werten der Verfahren GRASP1 (8,16%), MSH1 (8,07%) und GRASP2 (7,82%) und nur knapp hinter dem entsprechenden ARE -Wert des Verfahrens MSH2 (7,43%).

Werden die über die jeweils 64 Probleminstanzen mit gleicher Ausprägung der Problemparameter R^{Ant} und g_A ermittelten maximalen RE -Werte der fünf Verfahren gegenübergestellt (siehe Tabelle 6.29), zeigt sich, dass das Verfahren SBV* bei den fünf Problemgruppen jeweils den größten maximalen RE -Wert liefert. Der größte RE -Wert des Verfahrens SBV* ist bei einer Probleminstanz mit $R^{Ant} = 20\%$ und $g_A = 5$ festzustellen. Dieser RE -Wert beträgt 28,75%, d. h. der mit dem Verfahren SBV* erreichte Zielfunktionswert für diese Probleminstanz ist 28,75% größer als der US_1 -Wert für den optimalen Zielfunktionswert dieser Probleminstanz.

Gegenüberstellung der $\overline{A^{ES}}$ -Werte

Als nächstes werden die in Tabelle 6.17 dokumentierten $\overline{A^{ES}}$ -Werte der vier stochastischen Verfahren mit den entsprechenden $\overline{A^{ES}}$ -Werten des Verfahrens SBV* verglichen. Zur Ermittlung der $\overline{A^{ES}}$ -Werte des Verfahrens SBV* wurde für jede untersuchte Probleminstanz die relative Abweichung A^{ES} des Zielfunktionswertes Z des Verfahrens SBV* vom Zielfunktionswert Z^{ES} des Verfahrens SBVaa (Einzelspielstrategie) unter Verwendung der Formel (6.12) berechnet. In Tabelle 6.30 (siehe S. 223) sind für das Verfahren SBV* die über die jeweils 64 Probleminstanzen mit gleicher Ausprägung der Problemparameter R^{Ant} und g_A ermittelten $\overline{A^{ES}}$ -Werte und der über alle 320 Probleminstanzen („Gesamt“) ermittelte $\overline{A^{ES}}$ -Wert angegeben. Zudem enthält die Tabelle die entsprechenden $\overline{A^{ES}}$ -Werte der vier stochastischen Verfahren.

Der schlechteste über alle 320 Probleminstanzen ermittelte $\overline{A^{ES}}$ -Wert ist bei dem Verfahren SBV* festzustellen. Während die entsprechenden $\overline{A^{ES}}$ -Werte der vier stochastischen Verfahren zwischen 19,17% (MSH1) und 20,16% (GRASP2) betragen, wird für das Verfahren SBV* insgesamt nur ein $\overline{A^{ES}}$ -Wert in Höhe von 18,51% ermittelt. Die mit dem Verfahren SBV* bestimmten Zielfunktionswerte sind demnach im Mittel 18,51% kleiner sind als die Zielfunktionswerte des Verfahrens SBVaa. Der Vergleich der $\overline{A^{ES}}$ -Wert zeigt, dass bezüglich der Abfertigungszeit der Ladebucht die Anwendung des Verfahrens SBV* im Mittel zu einer geringeren prozentualen Einsparung gegenüber der Anwendung der Einzelspielstrategie (Verfahren SBVaa) führt als beispielsweise die Anwendung des Verfahrens MSH1. Bei den vier Problemgruppen mit einem positiven Rehandlecontaineranteil ($R^{Ant} > 0\%$) liefert das Verfahren SBV* ebenfalls jeweils den kleinsten und somit schlechtesten $\overline{A^{ES}}$ -Wert der fünf Verfahren. Werden hingegen nur die 64 Probleminstanzen ohne Rehandlecontainer betrachtet, erzielt das Verfahren SBV* einen $\overline{A^{ES}}$ -Wert in Höhe von 13,78% und rangiert damit knapp hinter dem Verfahren MSH2

Tabelle 6.30: $\overline{A^{ES}}$ -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* in Abhängigkeit von den Problemparametern R^{Ant} und g_A

Verfahren	0%	10%		20%		$\leftarrow R^{Ant}$
	-	$g_A = 1$	$g_A = 5$	$g_A = 1$	$g_A = 5$	↓ Gesamt
SBV*	13,78	18,21	15,98	24,55	20,05	18,51
GRASP1	13,36	19,41	17,62	25,83	22,59	19,76
GRASP2	13,63	19,80	18,07	26,31	23,01	20,16
MSH1	13,42	18,77	17,21	24,73	21,71	19,17
MSH2	13,94	19,94	18,10	25,83	22,67	20,09

– dessen $\overline{A^{ES}}$ -Wert bei dieser Problemgruppe 13,94% beträgt – auf dem zweiten Platz.

Insgesamt betrachtet zeigen die Verfahren GRASP1, GRASP2 und MSH2 jeweils ein besseres Lösungsverhalten als das Verfahren SBV*. So erzeugt jedes der drei Verfahren bei der Lösung der 320 Problem instanzen eine höhere Anzahl an besten Lösungen, erreicht einen deutlich niedrigeren Rangmittelwert und erzielt unter Berücksichtigung aller 320 Problem instanzen sowohl einen besseren ARE -Wert, einen besseren maximalen RE -Wert als auch einen besseren $\overline{A^{ES}}$ -Wert als das Verfahren SBV*. Über die Rangfolge der Verfahren MSH1 und SBV* ist hingegen keine eindeutige Aussage zu treffen. Zwar generiert das Verfahren SBV* mehr beste Lösungen als das Verfahren MSH1. Das Verfahren MSH1 erzielt jedoch im Vergleich zu dem Verfahren SBV* über alle 320 Problem instanzen einen kleineren ARE -Wert, einen kleineren maximalen RE -Wert, einen besseren $\overline{A^{ES}}$ -Wert und einen besseren Rangmittelwert.

6.5.3 Vergleich der Ergebnisse für die Problem instanzen ohne Ladelukendeckel

In diesem Abschnitt werden die bei der Lösung der 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel erzielten Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren mit den entsprechenden Ergebnissen des Verfahrens SBV* verglichen.

Anzahl der besten Lösungen

Werden im Hinblick auf die Anzahl der besten Lösungen nur die Ergebnisse der fünf Verfahren für die 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel betrachtet, liegt das Verfahren GRASP2 mit 72 besten Lösungen knapp vor dem Verfahren MSH2 mit 67 besten Lösungen. Das Verfahren SBV* liefert bei 12 der 160 Problem instanzen p_1 bis p_{160} den kleinsten Zielfunktionswert und erzielt damit sowohl mehr beste Lösungen als das Verfahren GRASP1 (11 beste Lösungen) als auch mehr beste Lösungen als das Verfahren MSH1 (keine beste Lösung).

Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte

Als nächstes werden die in Abschnitt 6.5.2 ermittelten Rangfolgen der fünf Verfahren bei den 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel analysiert. In Tabelle 6.31 sind dazu die absoluten Häufigkeiten der den Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* zugewiesenen Ränge bei diesen Problem instanzen sowie die daraus resultierenden Rangmittelwerte angegeben. Wie die Ergebnisse zeigen, werden die kleinsten Rangmittelwerte von den Verfahren

Tabelle 6.31: Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel

Verfahren	Rang							Rang- mittelwert
	1	1,5	2	2,5	3	4	5	
SBV*	12		12	1	15	18	102	4,16
GRASP1	10	1	54		56	21	18	2,88
GRASP2	70	2	44	1	29	14		1,92
MSH1			11		22	91	36	3,95
MSH2	66	1	36		37	16	4	2,09

GRASP2 (1,92) und MSH2 (2,09) erzielt. Etwa 73% der Lösungen des Verfahrens GRASP2 aber nur ungefähr 64% der Lösungen des Verfahrens MSH2 erhalten einen besseren Rang als Rang 3. Während das Verfahren GRASP2 bei keiner Problem instanzen den schlechtesten Zielfunktionswert erzeugt, liefert das Verfahren MSH2 bei 4 der 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel die schlechteste Lösung. Für das Verfahren GRASP1 wird ein Rangmittelwert in Höhe von 2,88 ermittelt. Bei 110 der 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel wird der entsprechenden Lösung des Verfahrens GRASP1 entweder der zweite oder der dritte Rang zugewiesen. Bei 18 Problem instanzen liefert das Verfahren GRASP1 den schlechtesten Zielfunktionswert (Rang 5). Die beiden größten Rangmittelwerte sind erneut bei den Verfahren SBV* (4,16) und MSH1 (3,95) festzustellen. Während den Lösungen des Verfahrens MSH1 am häufigsten (91-mal) der vierte Rang zugewiesen wird, liefert das Verfahren SBV* am häufigsten (102-mal) den schlechtesten Zielfunktionswert (Rang 5).

Gegenüberstellung der *ARE*-Werte und der maximalen *RE*-Werte

Nach der Gegenüberstellung der Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte werden nun die in Tabelle 6.20 aufgeführten *ARE*-Werte der vier stochastischen Verfahren mit den entsprechenden *ARE*-Werten des Verfahrens SBV* verglichen. Hierfür werden in Abbildung 6.4 (siehe S. 225) die durchschnittlichen relativen Abweichungen *ARE* für die Verfahren GRASP1 (blau), GRASP2 (rot), MSH1 (grün), MSH2 (violett) und SBV* (türkis) in Abhängigkeit von der Ausprägung des Problemparameters c_A bei den untersuchten Problem instanzen ohne Ladelukendeckel grafisch gegenübergestellt. Bei der Erstellung der Grafik wurden zum einen die über die jeweils 20 Problem instanzen mit gleicher Auftragsanzahl c_A ermittelten *ARE*-Werte des Verfahrens SBV* und zum anderen die entsprechende *ARE*-Werte der vier stochastischen Ver-

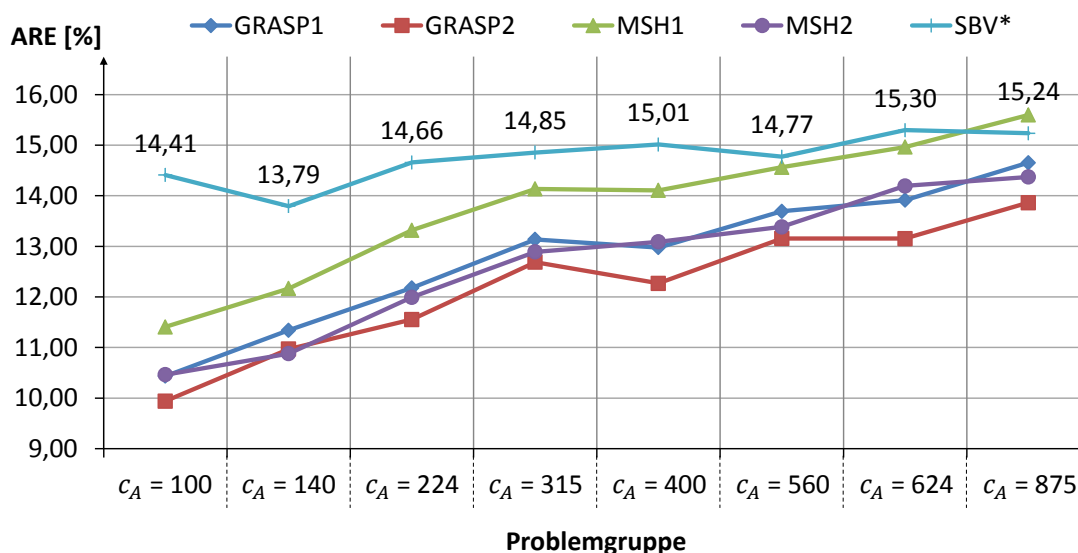


Abbildung 6.4: Entwicklung der *ARE*-Werte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

fahren aus der Tabelle 6.20 in das Diagramm eingetragen. Die Verbindungslinien zwischen den Punkten dienen der Veranschaulichung des Verlaufs. Sie haben keine weitere Bedeutung. Da die in der Abbildung 6.4 dargestellten *ARE*-Werte des Verfahrens SBV* bislang nicht dokumentiert wurden, sind die Punkte des Verfahrens SBV* beschriftet.

In der Abbildung ist zu erkennen, dass die für die acht Problemgruppen ermittelten durchschnittlichen relativen Abweichungen *ARE* des Verfahrens SBV* zwischen 13,79% ($c_A = 140$) und 15,30% ($c_A = 624$) schwanken. Die *ARE*-Werte des Verfahrens SBV* liegen dabei weitgehend über den *ARE*-Werten der vier stochastischen Verfahren. Bei 7 der 8 aufgeführten Problemgruppen liefert das Verfahren SBV* jeweils den größten und folglich schlechtesten *ARE*-Wert, wobei die Abstände zwischen dem *ARE*-Wert des Verfahrens SBV* und den *ARE*-Werten der vier stochastischen Verfahren mit steigender Auftragsanzahl c_A tendenziell abnehmen. Übersteigt der *ARE*-Wert des Verfahrens SBV* für die Problemgruppe mit $c_A = 100$ in Höhe von 14,41% die entsprechenden *ARE*-Werte der vier stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 noch um ungefähr 38%, 45%, 26% bzw. 38%, liegt der über die 20 Probleminstanzen mit einer Auftragsanzahl von $c_A = 400$ ermittelte *ARE*-Wert des Verfahrens SBV* in Höhe von 15,01% nur noch etwa 16%, 22%, 6% bzw. 15% über den entsprechenden *ARE*-Werten der vier stochastischen Verfahren. Bei der Problemgruppe mit $c_A = 875$ liefert das Verfahren SBV* einen *ARE*-Wert (15,24%), der ca. 2% kleiner ist als der zugehörige *ARE*-Wert des Verfahrens MSH1 und ungefähr 4%, 10% bzw. 6% größer ist als die zugehörigen *ARE*-Werte der Verfahren GRASP1, GRASP2 und MSH2.

Insgesamt erreicht das Verfahren SBV* bei der Lösung der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel einen *ARE*-Wert in Höhe von 14,75%. Dieser Wert ergibt sich als das arithmetische Mittel aus den mit dem Verfahren SBV* erzielten *RE*-Werten bei den 160 Problem-

Tabelle 6.32: Maximale RE -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	c_A								Gesamt
	100	140	224	315	400	560	624	875	
SBV*	27,08	23,46	25,31	21,88	27,40	24,62	25,19	27,51	27,51
GRASP1	18,20	19,83	19,19	19,90	20,38	22,63	21,32	24,47	24,47
GRASP2	17,08	20,32	18,71	19,06	19,90	21,43	20,77	23,66	23,66
MSH1	19,17	20,77	21,14	21,20	22,06	23,43	23,04	25,78	25,78
MSH2	17,74	19,32	19,77	19,16	20,24	21,31	21,85	22,84	22,84

instanzen $p1$ bis $p160$. Verglichen mit den vier stochastischen Verfahren liefert das Verfahren SBV* somit den schlechtesten über die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten ARE -Wert.³⁵¹

In Tabelle 6.32 werden die über die jeweils 20 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel mit gleicher Ausprägung des Problemparameter c_A ermittelten maximalen RE -Werte der Verfahren SBV*, GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 gegenübergestellt. Die Tabelle enthält zudem die über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten maximalen RE -Werte der fünf Verfahren. Wie sich zeigt, werden für das Verfahren SBV* bei den acht Problemgruppen mit unterschiedlichem c_A -Wert maximale RE -Werte in Höhe von 21,88% ($c_A = 315$) bis 27,51% ($c_A = 875$) ermittelt. Bei jeder dieser acht Problemgruppen und folglich auch über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel liefert das Verfahren SBV* den größten maximalen RE -Wert der fünf Verfahren. Wird beispielsweise die Problemgruppe mit $c_A = 224$ betrachtet, ist bei dem Verfahren SBV* ein maximaler RE -Wert in Höhe von 25,31% zu beobachten. Die maximalen RE -Werte der vier stochastischen Verfahren bei dieser Problemgruppe liegen hingegen zwischen 18% und 22%.

Gegenüberstellung der $\overline{A^{ES}}$ -Werte

Als nächstes wird ein Vergleich zwischen den in Tabelle 6.21 angegebenen $\overline{A^{ES}}$ -Werten der vier stochastischen Verfahren und den entsprechenden $\overline{A^{ES}}$ -Werten des Verfahrens SBV* angestellt. Die Tabelle 6.33 (siehe S. 227) enthält dazu für das Verfahren SBV* die über die jeweils 20 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel mit gleicher Ausprägung des Problemparameters c_A ermittelten $\overline{A^{ES}}$ -Werte und den über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten $\overline{A^{ES}}$ -Wert. Darüber hinaus sind in der Tabelle noch einmal die entsprechenden $\overline{A^{ES}}$ -Werte der vier stochastischen Verfahren aufgeführt.

³⁵¹ Die über alle 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten ARE -Werte der vier stochastischen Verfahren liegen jeweils unter 14% (siehe Tabelle 6.20, S. 200).

Tabelle 6.33: $\overline{A^{ES}}$ -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Problem instanzen ohne Ladelukendeckel in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	c_A								Gesamt
	100	140	224	315	400	560	624	875	
SBV*	19,83	17,25	20,62	17,98	20,70	19,05	21,33	19,48	19,53
GRASP1	22,48	18,96	22,23	19,17	21,99	19,76	22,21	19,82	20,83
GRASP2	22,81	19,23	22,64	19,48	22,46	20,13	22,71	20,36	21,23
MSH1	21,83	18,39	21,49	18,49	21,26	19,17	21,54	19,20	20,17
MSH2	22,50	19,31	22,38	19,36	21,95	20,00	22,07	20,04	20,95

Aus der Tabelle ergeben sich folgende wesentliche Erkenntnisse. Während die über alle 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel ermittelten $\overline{A^{ES}}$ -Werte der vier stochastischen Verfahren jeweils über 20% betragen, erreicht das Verfahren SBV* bei der Lösung der Problem instanzen p_1 bis p_{160} insgesamt nur einen $\overline{A^{ES}}$ -Wert in Höhe von 19,53%. Bei 7 der 8 aufgeführten Problemgruppen liefert das Verfahren SBV* jeweils den kleinsten $\overline{A^{ES}}$ -Wert. Lediglich bei den Problem instanzen mit einer Auftragsanzahl von $c_A = 875$ liegt es mit einem $\overline{A^{ES}}$ -Wert in Höhe von 19,48% auf dem vierten Platz knapp vor dem Verfahren MSH1 mit 19,20%. Die größten Abstände zwischen den $\overline{A^{ES}}$ -Werten der vier stochastischen Verfahren und dem $\overline{A^{ES}}$ -Wert des Verfahrens SBV* sind bei der Problemgruppe mit $c_A = 100$ zu beobachten. Die für diese Problemgruppe ermittelten $\overline{A^{ES}}$ -Werte der vier stochastischen Verfahren betragen zwischen 21,83% (MSH1) und 22,81% (GRASP2) und sind alle mindestens 10% größer als der entsprechende $\overline{A^{ES}}$ -Wert des Verfahrens SBV*, welcher 19,83% beträgt. Mit steigender Auftragsanzahl c_A verringern sich die Abstände zwischen den $\overline{A^{ES}}$ -Werten der vier stochastischen Verfahren und dem $\overline{A^{ES}}$ -Wert des Verfahrens SBV*. Beispielsweise sind die für die Problemgruppe mit $c_A = 400$ ermittelten $\overline{A^{ES}}$ -Werte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nur noch zwischen 2% und 9% höher als der für diese Problemgruppe ermittelte $\overline{A^{ES}}$ -Wert des Verfahrens SBV*.

Im Gesamten zeigen die Verfahren GRASP2 und MSH2 bei der Lösung der 160 Problem instanzen p_1 bis p_{160} ein deutlich besseres Lösungsverhalten als das Verfahren SBV*. Das Verfahren GRASP1 erreicht wie das SBV* nur eine sehr geringe Anzahl an besten Lösungen, wobei das Verfahren SBV* mit fünf besten Lösungen leicht vor dem Verfahren GRASP1 mit zwei besten Lösungen liegt. Werden jedoch die durchschnittlichen Rangwerte, die durchschnittlichen relativen Abweichungen ARE , die maximalen RE -Werte und die durchschnittlichen relativen Abweichungen $\overline{A^{ES}}$ der beiden Verfahren (jeweils bezogen auf alle 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel) miteinander verglichen, erreicht das Verfahren GRASP1 stets einen deutlich besseren Wert als das Verfahren SBV*. Über die Rangfolge der Verfahren MSH1 und SBV* ist keine eindeutige Aussage zu treffen. So liefert das Verfahren MSH1 im Gegensatz zu dem Verfahren SBV* bei keiner der 160 Problem instanzen den kleinsten Zielfunktionswert, erreicht

aber über alle 160 Problem instanzen ohne Ladelukendeckel einen etwas besseren Rangmittelwert, einen besseren ARE -Wert, einen besseren maximalen RE -Wert und einen besseren \overline{AES} -Wert.

6.5.4 Vergleich der Ergebnisse für die Problem instanzen mit Ladelukendeckeln

In diesem Abschnitt werden die Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren für die 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln mit den entsprechenden Ergebnissen des Verfahrens SBV^* verglichen.

Anzahl der besten Lösungen

Wird die Betrachtung auf die Ergebnisse der fünf Verfahren für die 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln beschränkt, ist bezüglich der Anzahl der besten Lösungen folgende Verteilung festzustellen. Das Verfahren $MSH2$ liegt mit 104 besten Lösungen deutlich vor dem Verfahren $GRASP2$ (39 beste Lösungen). Danach folgt das Verfahren $GRASP1$ (11 beste Lösungen). Auf dem vorletzten Platz befindet sich das Verfahren SBV^* mit 6 besten Lösungen und auf dem letzten Platz das Verfahren $MSH1$ (2 beste Lösungen).

Ranghäufigkeiten und Rangmittelwerte

Der Blick wird nun auf die in Abschnitt 6.5.2 ermittelten Rangfolgen der Verfahren $GRASP1$, $GRASP2$, $MSH1$, $MSH2$ und SBV^* bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln gerichtet. In Tabelle 6.34 sind hierzu die absoluten Häufigkeiten der den fünf Verfahren zugewiesenen Ränge bei den 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln sowie die daraus resultierenden Rangmittelwerte aufgeführt. Die größten Rangmittelwerte sind (wieder) bei den Verfahren

Tabelle 6.34: Absolute Häufigkeiten der erzielten Ränge und Rangmittelwerte der Verfahren $GRASP1$, $GRASP2$, $MSH1$, $MSH2$ und SBV^* bei den 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln

Verfahren	Rang						Rang- mittelwert
	1	2	2,5	3	4	5	
SBV^*	5	12		13	20	110	4,36
$GRASP1$	11	26	4	73	33	13	3,06
$GRASP2$	38	88	3	28	3		1,98
$MSH1$	2	5	1	23	93	36	3,97
$MSH2$	103	26	2	17	11	1	1,63

SBV^* (4,36) und $MSH1$ (3,97) zu beobachten. Während das Verfahren SBV^* bei 110 Problem instanzen die schlechteste Lösung liefert, sind die Lösungen des Verfahrens $MSH1$ am häufigsten (93-mal) auf dem vierten Rang zu finden. Nur 17 Lösungen des Verfahrens SBV^* und nur 8 Lösungen des Verfahrens $MSH1$ erhalten einen kleineren Rang als Rang 3. Den Lösungen des

Verfahrens GRASP1 wird gehäuft (73-mal) der dritte Rang zugewiesen. Der Rangmittelwert des Verfahrens GRASP1 beträgt 3,06. Damit erzielt das Verfahren GRASP1 einen deutlich kleineren Rangmittelwert als die Verfahren SBV* und MSH1. Das Verfahren GRASP2 erreicht bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln mit 1,98 den zweitbesten Rangmittelwert. Bei über 80% der Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln erhält die entsprechende Lösung des Verfahrens GRASP2 einen besseren Rang als Rang 3, wobei die Mehrzahl der Lösungen des Verfahrens GRASP2 auf dem zweiten Rang zu finden ist. Den kleinsten mittleren Rangwert erzielt das Verfahren MSH2 (1,63). Nur bei einer Probleminstanz liefert das Verfahren MSH2 den schlechtesten Zielfunktionswert. Etwa 64% der Lösungen des Verfahrens MSH2 wird hingegen der Rang 1 zugewiesen.

Gegenüberstellung der *ARE*-Werte und der maximalen *RE*-Werte

Im Folgenden werden die *ARE*-Werte der vier stochastischen Verfahren aus der Tabelle 6.24 mit den entsprechenden *ARE*-Werten des Verfahrens SBV* verglichen. Hierfür stellt Abbildung 6.5 die *ARE*-Werte der Verfahren GRASP1 (blau), GRASP2 (rot), MSH1 (grün), MSH2 (violett) und SBV* (türkis) in Abhängigkeit von c_A bei den untersuchten Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln grafisch dar. Zur Erstellung der Grafik wurden die über die jeweils 20 Pro-

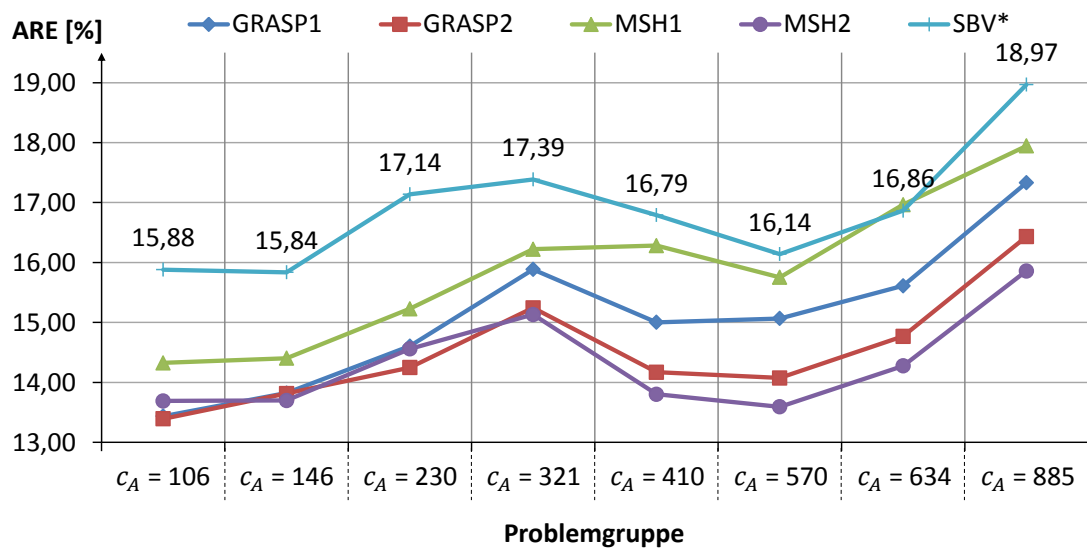


Abbildung 6.5: Entwicklung der *ARE*-Werte der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

bleminstanzen mit gleichem c_A ermittelten *ARE*-Werte des Verfahrens SBV* und die entsprechenden *ARE*-Werte der vier stochastischen Verfahren aus der Tabelle 6.24 in das Diagramm eingetragen. Die Beschriftung oberhalb der Punkte bezieht sich stets auf den entsprechenden *ARE*-Wert des Verfahrens SBV*. Die Verbindungslinien zwischen den Punkten dienen jeweils der Veranschaulichung des Verlaufs und haben darüber hinaus keine Bedeutung.

Tabelle 6.35: Maximale RE -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	c_A								Gesamt
	106	146	230	321	410	570	634	885	
SBV*	28,25	25,38	28,75	28,51	28,35	24,80	26,98	28,22	28,75
GRASP1	24,39	21,98	23,46	25,32	23,57	22,89	24,46	25,53	25,53
GRASP2	24,46	21,61	23,10	25,28	22,23	21,87	23,00	24,51	25,28
MSH1	24,92	22,66	25,66	26,28	25,03	23,80	25,77	26,53	26,53
MSH2	25,94	21,60	23,92	24,93	22,68	21,10	22,76	23,75	25,94

Wie die Abbildung zeigt, liegen die ARE -Werte des Verfahrens SBV* größtenteils deutlich über den entsprechenden ARE -Werten der vier stochastischen Verfahren. Die für die acht Problemgruppen ermittelten ARE -Werte des Verfahrens SBV* schwanken dabei zwischen 15,84% ($c_A = 146$) und 18,97% ($c_A = 885$). Bei 7 der 8 aufgeführten Problemgruppen liefert das Verfahren SBV* jeweils den größten und somit schlechtesten ARE -Wert. Nur bei der Problemgruppe mit $c_A = 634$ erreicht es mit einem ARE -Wert in Höhe von 16,86% den vierten Platz hinter den Verfahren MSH2 (14,28%), GRASP2 (14,77%) und GRASP1 (15,61%).

Der über alle untersuchten Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ermittelte ARE -Wert des Verfahrens SBV* beträgt 16,88%. Dieser Wert überschreitet die entsprechenden ARE -Werte der vier stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 um ca. 12%, 16%, 6% bzw. 18%.

Der Tabelle 6.35 können die über die jeweils 20 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln mit gleicher Ausprägung des Problemparameter c_A ermittelten maximalen RE -Werte der Verfahren SBV*, GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 entnommen werden. Die Tabelle enthält zudem die über alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ermittelten maximalen RE -Werte der fünf Verfahren. Für das Verfahren SBV* werden bei den acht Problemgruppen mit unterschiedlichem c_A -Wert maximale RE -Werte in Höhe von 25,38% ($c_A = 146$) bis 28,75% ($c_A = 230$) ermittelt. Bei jeder dieser acht Problemgruppen und folglich auch über alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ist der größte maximale RE -Wert bei dem Verfahren SBV* festzustellen.

Gegenüberstellung der $\overline{A^{ES}}$ -Werte

In Tabelle 6.36 (siehe S. 231) werden die über die jeweils 20 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln mit gleicher Ausprägung des Problemparameters c_A sowie die über alle 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ermittelten durchschnittlichen relativen Abweichungen $\overline{A^{ES}}$ der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* gegenübergestellt. Wie die Ergebnisse zeigen, erreicht das Verfahren SBV* unter Berücksichtigung aller 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln einen $\overline{A^{ES}}$ -Wert in Höhe von 17,50%. Die entsprechenden durchschnitt-

Tabelle 6.36: $\overline{A^{ES}}$ -Werte [%] der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1, MSH2 und SBV* bei den Problem instanzen mit Ladelukendeckeln in Abhängigkeit vom Problemparameter c_A

Verfahren	c_A								Gesamt
	106	146	230	321	410	570	634	885	
SBV*	17,57	15,03	18,06	15,38	19,66	17,45	19,98	16,83	17,50
GRASP1	19,23	16,47	19,72	16,41	20,83	18,17	20,81	17,93	18,70
GRASP2	19,26	16,48	19,97	16,88	21,39	18,88	21,37	18,55	19,10
MSH1	18,61	16,06	19,32	16,19	20,00	17,71	19,92	17,53	18,17
MSH2	19,08	16,56	19,77	16,97	21,65	19,22	21,70	18,95	19,24

lichen relativen Abweichungen $\overline{A^{ES}}$ der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 liegen ungefähr 7%, 9%, 4% bzw. 10% darüber. Das Verfahren SBV* liefert auch bei 7 der 8 aufgeführten Problemgruppen jeweils den schlechtesten $\overline{A^{ES}}$ -Wert. Einzig bei der Problemgruppe mit $c_A = 634$ erreicht es mit 19,98% einen etwas höheren $\overline{A^{ES}}$ -Wert als das Verfahren MSH1 (19,92%) und damit den vierten Platz hinter den Verfahren MSH2 (21,70%), GRASP2 (21,37%) und GRASP1 (20,81%).

Insgesamt ist festzuhalten, dass das Verfahren SBV* bei der Lösung der 160 Problem instanzen $lp1$ bis $lp160$ ein deutlich schlechteres Lösungsverhalten als die Verfahren GRASP1, GRASP2 und MSH2 zeigt. Zum einen erzeugt jedes dieser drei stochastischen Verfahren eine höhere Anzahl an besten Lösungen. Zum anderen erzielen die Verfahren GRASP1, GRASP2 und MSH2 unter Berücksichtigung aller 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckeln jeweils einen besseren Rangmittelwert, einen besseren ARE -Wert, einen besseren maximalen RE -Wert und einen besseren $\overline{A^{ES}}$ -Wert als das Verfahren SBV*. Eine eindeutige Aussage über die Rangfolge der Verfahren MSH1 und SBV* ist nicht zu treffen. Das Verfahren MSH1 erzeugt zwar im Vergleich zum Verfahren SBV* eine etwas geringere Anzahl an besten Lösungen, erreicht aber einen besseren Rangmittelwert, einen besseren ARE -Wert, einen besseren maximalen RE -Wert und einen besseren $\overline{A^{ES}}$ -Wert (jeweils über alle 160 Problem instanzen mit Ladelukendeckel).

6.6 Zusammenfassung

In diesem Kapitel wurde die Leistungsfähigkeit der entwickelten heuristischen Verfahren auf der Basis von insgesamt 320 zufällig erzeugten Problem instanzen verschiedener Klassen des CSPLC analysiert und evaluiert. Hierzu wurden die Lösungsgüte und der Rechenzeitbedarf der Verfahren genauer betrachtet. Darüber hinaus wurde ein Einblick in die Lösungsstruktur der Verfahren gegeben. Zur Beurteilung der Lösungsgüte der entwickelten heuristischen Verfahren war zunächst ein geeigneter Vergleichsmaßstab auszuwählen. Da für keine der 320 Problem instanzen mittels Standard-Software (CPLEX) bei einer gegebenen maximalen Rechenzeit von einer Stunde pro Problem instanz eine optimale Lösung bestimmt werden konnte, wurde ei-

ne untere Schranke für den optimalen Zielfunktionswert als Referenzwert herangezogen. Ein Vergleich der unteren Schranke US_1 mit der durch CPLEX im Rahmen des Lösungsprozesses ermittelten unteren Schranke US_{cplex} führte zu zwei wesentlichen Erkenntnissen. Erstens wird der optimale Zielfunktionswert bei der Mehrzahl (ca. 62%) der 320 generierten Probleminstanzen durch die untere Schranke US_1 deutlich besser abgeschätzt als durch die untere Schranke US_{cplex} . Und zweitens ist der Rechenzeitbedarf zur Ermittlung der unteren Schranke US_1 äußerst gering. Selbst bei sehr großen Probleminstanzen mit $c_A = 885$ wurde für die Ermittlung des US_1 -Wertes nie mehr als eine Sekunde Rechenzeit benötigt. Insgesamt zeigte sich, dass die entwickelte untere Schranke US_1 gut zur Beurteilung der Qualität heuristischer Lösungen für Probleminstanzen des CSPLC geeignet ist. In der Folge wurde die untere Schranke US_1 als Vergleichsmaßstab zur Evaluation der Lösungsgüte der entwickelten heuristischen Verfahren herangezogen. Darüber hinaus diente der jeweilige Zielfunktionswert des Verfahrens SBVaa, welches eine in der Praxis weit verbreitete Einzelspielstrategie bei der Abfertigung von Containerschiffen repräsentiert, als Referenzwert zur Beurteilung der Qualität der ermittelten Auftragsfolgen.

Zuerst wurden die Ergebnisse der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren gegenübergestellt und analysiert. Die Analyse der Ergebnisse führte zu dem zentralen Ergebnis, dass die an ein Lösungsverfahren für das CSPLC gestellten Anforderungen von allen acht Verfahren erfüllt werden. Zum einen konnte jedes Verfahren bei jeder der 320 Probleminstanzen eine im Hinblick auf den Zielfunktionswert bessere Lösung als das Verfahren SBVaa erzeugen. Zum anderen benötigte jedes der acht Verfahren für die Generierung der Lösung im Mittel über alle 320 Probleminstanzen hinweg nur wenige Hundertstelsekunden. Bei der Gegenüberstellung der Ergebnisse der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren hat sich gezeigt, dass die zwei Verfahren, bei denen sowohl die Konstruktionsmethode 2b als auch das lokale Suchverfahren LS2 zur Anwendung kommen (SBVab2 und SBVbb2), im Hinblick auf die über alle 320 Probleminstanzen ermittelten Rangmittelwerte, durchschnittlichen relativen Abweichungen ARE und durchschnittlichen relativen Abweichungen \overline{AES} sowie hinsichtlich der Anzahl der besten Lösungen jeweils bessere Ergebnisse erzielen als die übrigen sechs stapelbasierten deterministischen Verfahren. Deutlich bessere Ergebnisse konnten die Verfahren SBVab2 und SBVbb2 dabei insbesondere gegenüber den zwei Verfahren erzielen, bei denen sowohl die Konstruktionsmethode 2a als auch das lokale Suchverfahren LS1 zur Anwendung kommen (SBVba1 und SBVaa1). Werden nur die 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel herangezogen, zeigt das Verfahren SBVab2 in Bezug auf die Lösungsgüte insgesamt das beste Lösungsverhalten. Werden dagegen nur die 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln betrachtet, liefert das Verfahren SBVbb2 alles in allem die besten Ergebnisse.

Danach wurden die Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 gegenübergestellt und analysiert. Dabei hat sich herausgestellt, dass jedes der vier Verfahren bei einer vorgegebenen Iterationszahl von 2.000 Iterationen pro Probleminstanz und Verfahren die an ein Lösungsverfahren für das CSPLC gestellten Anforderungen erfüllt. So lieferte

jedes Verfahren bei jeder der 320 Probleminstanzen einen mindestens 10% kleineren Zielfunktionswert als das Verfahren SBVaa und benötigte zur Generierung der Lösung im Mittel nur wenige Minuten. Bei der Lösung der 320 Probleminstanzen zeigten die Verfahren GRASP2 und MSH2 insgesamt das beste Lösungsverhalten. Beide Verfahren erzielten im Vergleich zu den Verfahren GRASP1 und MSH1 unter Berücksichtigung aller 320 Probleminstanzen einen besseren ARE -Wert, einen besseren $\overline{A^{ES}}$ -Wert, einen besseren Rangmittelwert und eine höhere Anzahl an besten Lösungen. Zudem sind die über alle 320 Probleminstanzen ermittelten durchschnittlichen Rechenzeiten der Verfahren GRASP2 und MSH2 jeweils geringer als jene der Verfahren GRASP1 und MSH1. Bezüglich der Lösungsgüte konnte bei der Gesamtbetrachtung der Ergebnisse keine eindeutige Rangfolge zwischen den Verfahren GRASP2 und MSH2 bestimmt werden. Bezüglich des Rechenzeitbedarfs ist das Verfahren MSH2 dem Verfahren GRASP2 jedoch deutlich überlegen. Auch bei der Lösung der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel zeigten die Verfahren GRASP2 und MSH2 alles in allem das beste Lösungsverhalten. Bei der Lösung der 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln lieferte das Verfahren MSH2 insgesamt gesehen die besten Ergebnisse und wies folglich auch ein besseres Lösungsverhalten als das Verfahren GRASP2 auf.

Beim Vergleich der Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren mit den Ergebnissen der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren wurde festgestellt, dass die Rechenzeitbedarfe der stochastischen Verfahren bei der Lösung der 320 Probleminstanzen wesentlich höher sind als jene der stapelbasierten deterministischen Verfahren. In Bezug auf die Qualität der ermittelten Auftragsfolgen sind jedoch alle acht deterministischen Vorgehensweisen den vier Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 insgesamt betrachtet jeweils deutlich unterlegen. Vor diesem Hintergrund wurden die Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren abschließend mit den Ergebnissen des Verfahrens SBV*, welches zur Lösung einer Probleminstanz des CSPLC stets alle acht stapelbasierten deterministischen Verfahren nacheinander ausführt und anschließend die/eine beste dabei gefundene Lösung ausgibt, verglichen. Dabei hat sich herausgestellt, dass das Verfahren SBV* den vier stochastischen Verfahren hinsichtlich des Rechenzeitbedarfs deutlich überlegen ist. Bezüglich der Lösungsgüte liefert das Verfahren SBV* bei der Lösung der 320 Probleminstanzen insgesamt betrachtet wesentlich schlechtere Ergebnisse als die Verfahren GRASP1, GRASP2 und MSH2. Gleiches gilt, wenn nur die Ergebnisse für die 160 Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln betrachtet werden. Bei der Lösung der 160 Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel erzielte zwar jedes der vier stochastischen Verfahren mit Blick auf die über alle 160 Probleminstanzen ermittelten Rangmittelwerte, ARE -Werte und $\overline{A^{ES}}$ -Werte deutlich bessere Ergebnisse als das Verfahren SBV*. Doch nur die Verfahren GRASP2 und MSH2 konnten dabei auch mehr beste Lösungen erzeugen als das Verfahren SBV*.

Abschließend sei an dieser Stelle auf die Tabellen C.12 und C.13 in Anhang C sowie die Tabellen D.12 und D.13 in Anhang D hingewiesen, welche die insgesamt besten mit den zwölf entwickelten Verfahren erzielten Ergebnisse für die 320 Probleminstanzen dokumentieren. Konkret kann den Tabellen für jede kleine und jede mittlere Probleminstanz ohne Ladelukendeckel

($p1$ bis $p80$; Tabelle C.12, S. XLVIII), für jede große und jede sehr große Probleminstanz ohne Ladelukendeckel ($p81$ bis $p160$; Tabelle C.13, S. XLIX), für jede kleine und jede mittlere Probleminstanz mit Ladelukendeckeln ($lp1$ bis $lp80$; Tabelle D.12, S. LXII) bzw. für jede große und jede sehr große Probleminstanz mit Ladelukendeckeln ($lp81$ bis $lp160$; Tabelle D.13, S. LXIII) die untere Schranke US_1 , der Zielfunktionswert Z^{ES} des Verfahrens SBVaa, der beste mit den zwölf entwickelten Verfahren ermittelte Zielfunktionswert (Best Z), die zugehörige relative Abweichung des besten ermittelten Zielfunktionswertes von der unteren Schranke US_1 (Best RE), die zugehörige relative Abweichung des besten ermittelten Zielfunktionswertes von dem Zielfunktionswert Z^{ES} des Verfahrens SBVaa (Best A^{ES}) sowie das/die Verfahren, mit dem/denen der beste Zielfunktionswert ermittelt wurde, entnommen werden.

Kapitel 7

Kritische Würdigung und Ausblick

In diesem Kapitel wird die vorliegende Arbeit einer kritischen Betrachtung unterzogen (Abschnitt 7.1). Anschließend wird auf noch offene Fragestellungen und mögliche Entwicklungen hingewiesen (Abschnitt 7.2).

7.1 Kritische Würdigung

Der Struktur der vorliegenden Arbeit folgend wird in Abschnitt 7.1.1 zunächst die untersuchte Problemstellung – das CSPLC - gewürdigt. Im Anschluss wird die formale Darstellung des CSPLC einer kritischen Betrachtung unterzogen (Abschnitt 7.1.2). Schließlich werden die entwickelten heuristischen Verfahren zur Lösung des CSPLC gewürdigt (Abschnitt 7.1.3).

7.1.1 Würdigung der untersuchten Problemstellung

Der weltweite jährliche Containerumschlag in Containerterminals verzeichnete in den vergangenen 10 Jahren ein enormes Wachstum. Wurden im Jahr 2005 noch rund 391 Millionen TEU in Containerterminals umgeschlagen, waren es im Jahr 2014 bereits mehr als 684 Millionen TEU.³⁵² Damit stieg der weltweite jährliche Containerumschlag innerhalb von 10 Jahren trotz der dazwischenliegenden Finanzkrise im Jahr 2008 um etwa 75%. Und ein Ende dieser Entwicklung ist bislang nicht zu erkennen. So erwartet beispielsweise das Shanghai International Shipping Institute für das Jahr 2015, dass der weltweite Containerumschlag im Vergleich zum Vorjahr um weitere 5% ansteigt.³⁵³ Bis zum Jahr 2019 – so eine aktuelle Prognose von Drewry Shipping Consultants – ist mit einem Anstieg des weltweiten jährlichen Containerumschlags auf über 850 Millionen TEU zu rechnen.³⁵⁴ In Containerterminals werden hauptsächlich Container zwischen Containerschiffen und Landtransportmitteln umgeschlagen. Für die Be- und Entladung der Containerschiffe werden vorwiegend Containerbrücken eingesetzt. Container-

³⁵² Vgl. UNCTAD (2008), S. 94 und UNCTAD (2015), S. 68.

³⁵³ Vgl. Shanghai International Shipping Institute (2015), S. 94.

³⁵⁴ Vgl. Drewry Shipping Consultants (2015).

brücken zählen häufig zu den bedeutendsten Engpassressourcen in einem Containerterminal.³⁵⁵ In der Folge ist die Containerbrückeneinsatzplanung sowohl von hoher Aktualität als auch von hoher praktischer Bedeutung. In der Forschung manifestiert sich die hohe Aktualität der Thematik durch die große Anzahl wissenschaftlicher Beiträge, die innerhalb der letzten 10 Jahre zum Thema Containerbrückeneinsatzplanung publiziert wurden.³⁵⁶

In dieser Arbeit wird mit dem CSPLC ein spezielles QCSP betrachtet, bei dem die Abfertigung einer Ladebucht mit nur einer Containerbrücke zu planen ist. Die Aufträge werden dabei auf der Basis einzelner Ein- und Ausladeoperationen definiert und leiten sich aus der Ankunfts- und der Abfahrtskonfiguration der abzufertigenden Ladebucht ab. Das Ergebnis der Planung ist eine zulässige Auftragsfolge, d. h. die Reihenfolge, in der die Ein- und Ausladeoperationen durchzuführen sind. Beim CSPLC werden die zwischen den einzuplanenden Aufträgen bestehenden Vorrangbeziehungen beachtet. Alle bei der Abfertigung der Ladebucht mit der Containerbrücke durchzuführenden Bewegungen von Ladelukendeckeln werden beim CSPLC erstmals als einzuplanende Aufträge aufgefasst und sind demzufolge auch ein unmittelbarer Bestandteil der Lösung. Die Berücksichtigung von Ladelukendeckeln ist von wesentlicher Bedeutung, da die Mehrzahl der weltweit operierenden Containerschiffe über Ladebuchten mit Ladelukendeckeln verfügt. Der Einfluss von Ladelukendeckeln auf die Reihenfolge der einzuplanenden Aufträge wird zwar auch bei anderen Planungskonzepten zur Containerbrückeneinsatzplanung berücksichtigt. Bei diesen QCSP werden die Aufträge jedoch nicht auf der Basis einzelner Ein- und Ausladeoperationen definiert. Des Weiteren werden beim CSPLC sowohl externe als auch schiffsinterne Umladungen von Rehandlecontainern berücksichtigt. Die schiffsinterne Umladung von Rehandlecontainern bei der Abfertigung einer Ladebucht eines Containerschiffs fand erstmals in der von Meisel/Wichmann (2010) untersuchten Problemstellung – dem (ursprünglichen) CSP - explizit Berücksichtigung. Das CSPLC unterscheidet sich in drei wesentlichen Punkten vom (ursprünglichen) CSP. Erstens wird die Verteilung der Rehandlecontainer innerhalb der Ladebucht beim CSPLC nicht durch die getroffenen Annahmen eingeschränkt. Zweitens werden beim CSPLC erstmals Rehandlecontainer unterschiedlicher Containerkategorien berücksichtigt. Und drittens gehen Meisel/Wichmann (2010) von einer Ladebucht ohne Ladelukendeckel aus.

Bei der untersuchten Problemstellung wird die *Minimierung der Abfertigungszeit der Ladebucht* als Zielsetzung herangezogen. Diese Zielsetzung steht in Einklang mit der Absicht, das Containerschiff schnellstmöglich abzufertigen. Die Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs ist wiederum eine der bedeutendsten Zeitziele bei der Planung des Containerumschlags im seeseitigen Umschlagbereich eines Containerterminals. Aus betriebswirtschaftlicher Sicht

³⁵⁵ Vgl. Chung/Chan (2013), S. 4820 und Lu et al. (2012), S. 2915.

³⁵⁶ Siehe Tabelle 3.2, S. 41.

ist zwar vor allem die Minimierung der entscheidungsrelevanten Kosten von hoher Relevanz. Die Erfassung der entscheidungsrelevanten Kosten, insbesondere die Erfassung der Opportunitätskosten, ist jedoch in der Praxis mit erheblichen Schwierigkeiten verbunden. Aus diesem Grund werden bei Problemen der Containerbrückeneinsatzplanung sowohl in der Praxis als auch in der Literatur typischerweise Zeitziele anstelle von Kostenzielen verfolgt. Die Minimierung der Abfertigungszeit der Ladebucht beim CSPLC zielt im Wesentlichen auf eine Vermeidung bzw. Verringerung von Terminüberschreitungskosten ab.

7.1.2 Würdigung der Formulierung des CSPLC und des entwickelten mathematischen Optimierungsmodells

Bei der Formulierung des CSPLC wird die Planung auf die Abfertigung einer einzelnen Ladebucht des Containerschiffs mit nur einer Containerbrücke beschränkt. Wie die Ausführungen in Kapitel 3.1 jedoch gezeigt haben, können bei der Abfertigung eines Containerschiffs Ein- und Ausladeoperationen in verschiedenen Ladebuchten durchzuführen sein und mehrere Containerbrücken gleichzeitig an einem Containerschiff operieren. Zwar wurden bereits QCSP formuliert, bei denen die Abfertigung des gesamten Containerschiffs mit mehreren Containerbrücken zu planen ist. Allerdings erfolgt die Definition der Aufträge bei diesen QCSP nicht auf der Basis von Containern sondern auf der Basis von Ladebuchtbereichen, Ladebuchten oder Containergruppen. Zudem werden bei diesen QCSP weder Doppelspiele noch schiffsinterne Umladungen von Rehandlecontainern berücksichtigt. Soll die Abfertigung des gesamten Containerschiffs mit mehreren Containerbrücken auf der Basis einzelner Containerbewegungen geplant und dabei sowohl die Durchführung von Doppelspielen als auch die Durchführung schiffsinterner Umladungen berücksichtigt werden, steigt der Umfang des Planungsansatzes erheblich an. Des Weiteren wird beim CSPLC von einer vorgegebenen Auftragsmenge ausgegangen, welche aus der Ankunfts- und Abfahrtskonfiguration der betrachteten Ladebucht abgeleitet wird. Dabei repräsentiert jeder Auftrag eine zur Abfertigung der Ladebucht durchzuführende Ein- oder Ausladeoperation. Die Planung beschränkt sich auf die Festlegung einer zulässigen Auftragsfolge. Grundsätzlich ist auch eine Zuweisung der auszuladenden Rehandlecontainer und Ladelukendeckel auf die verfügbaren Stellplätze im Pufferbereich unterhalb der Containerbrücke im Rahmen der Modellierung denkbar. Werden die ausgeladenen Rehandlecontainer und Ladelukendeckel unterhalb der Containerbrücke gestapelt, wären dann auch die damit verbundenen stapelbedingten Vorrangbeziehungen zu berücksichtigen. Letztlich würde der Umfang des Planungsansatzes durch diese Erweiterungen ebenfalls erheblich ansteigen. Vor dem Hintergrund der erstmaligen Formulierung eines auftragsbasierten CSP, welches auch die Ladebuchten bzw. Ladebucht Konfigurationen berücksichtigt, in denen ein oder mehrere Ladelukendeckel aus- und wieder einzuladen sind, die Rehandlecontainer unterschiedlichen Containerkategorien angehören und/oder die Rehandlecontainer beliebig auf die Stellplätze der betrachteten Ladebucht verteilt sind, wird die Modellierung durch die Beschränkung auf die Abfertigung einer einzelnen

Ladebucht mit nur einer Containerbrücke und durch die Betrachtung einer vorgegebenen Auftragsmenge auf wesentliche Aspekte reduziert.

Bei der Formulierung des CSPLC wird angenommen, dass jede externe Umladung eines Rehandlecontainers durch genau zwei Containerbewegungen vollzogen wird, wobei die erste Containerbewegung vorsieht, dass der Rehandlecontainer von seinem Stellplatz in den Pufferbereich transportiert wird, und die zweite Containerbewegung vorsieht, dass der Rehandlecontainers aus dem Pufferbereich wieder an Bord des Containerschiffs transportiert wird. Meisel/Wichmann (2010) merkten bereits an, dass die Rehandlecontainer theoretisch auch auf anderen Stellplätzen an Bord des Containerschiffs zwischenzeitlich abgesetzt werden können. Allerdings verhindern die so abgestellten Rehandlecontainer das Ein- und Ausladen von anderen Containern in den entsprechenden Stapeln. Zudem müssten dann die exakten Positionen der Rehandlecontainer verfolgt werden, was einen erhöhten organisatorischen Aufwand zur Folge hätte.³⁵⁷ Darüber hinaus wäre auch darauf zu achten, dass das zulässige Höchstgewicht, mit dem die (untersten) Container in den Stapeln belastet werden dürfen, nicht durch das zwischenzeitliche Abstellen von Rehandlecontainern in diesen Stapeln überschritten wird. Hierfür müsste jeweils verfolgt werden, welches Gewicht auf den (untersten) Containern in den Stapeln lastet. Dies führt zu einer weiteren Erhöhung des organisatorischen Aufwands. Vor diesem Hintergrund wird die Modellierung durch die Annahmen auf die zentrale Planungsaufgabe, die Festlegung der Reihenfolge der auszuführenden Containerbewegungen (Aufträge), reduziert.

Durch die Annahme A2, welche der Modellierung des CSPLC zugrunde liegt, wird die Schiffstabilität aus der Betrachtung ausgeschlossen. Die Stabilität eines Containerschiffs ist u. a. vom Beladungszustand des Containerschiffs (d. h. dem Ladungsgewicht und der Ladungsverteilung) abhängig. In der Praxis werden die Containerbrückeneinsatzpläne daher vor Beginn der Be- und Entladung der Containerschiffe im Hinblick auf die Einhaltung der Stabilitätsbedingungen während der Abfertigung des Containerschiffs geprüft und gegebenenfalls modifiziert. Die Stabilität der Containerschiffe wird zudem auch während der Be- und Entladung regelmäßig überwacht, da es aufgrund von verspäteten Anlieferungen der Container oder anderen unvorhergesehenen Umständen zu Abweichungen von den erstellten Containerbrückeneinsatzplänen kommen kann.³⁵⁸ Der Beladungszustand einer einzelnen Ladebucht, welcher durch die beim CSPLC zu treffende Reihenfolgentcheidung beeinflusst wird, hat letztlich nur einen partiellen (in der Regel sehr geringen) Einfluss auf die Stabilität des entsprechenden Containerschiffs. Soll die Stabilität des Containerschiffs in dem Modell für das CSPLC berücksichtigt werden, muss hierzu der Beladungszustand des gesamten Containerschiffs verfolgt werden. Demnach sind auch die Ein- und Ausladeoperationen der anderen, zeitgleich am Containerschiff operierenden

³⁵⁷ Vgl. Meisel/Wichmann (2010), S. 575.

³⁵⁸ Vgl. Abschnitt 1.1 und Abschnitt 1.4.2 in See-Berufsgenossenschaft (2004).

Containerbrücken in die Betrachtung einzubeziehen. Dadurch wird der Umfang des Planungsansatzes in hohem Maße erweitert. Vor diesem Hintergrund wird die Modellierung durch die Annahme A2 auf wesentliche Aspekte reduziert.

Die der Modellierung zugrundeliegende Annahme A4 betrifft die rechtzeitige Bereitstellung und den rechtzeitigen Abtransport der einzuladenden bzw. ausgeladenen Container an der Containerbrücke. In der Praxis können vor dem Absetzen und vor dem Aufnehmen eines Container auf der Landseite durch die Containerbrücke Wartezeiten entstehen, weil die Container nicht rechtzeitig abtransportiert bzw. bereitgestellt werden. Zu den Ursachen zählen beispielsweise Kapazitätsengpässe im Lagerbereich, Kapazitätsengpässe im Transportbereich sowie unvorhersehbare Ereignisse, wie bspw. der Ausfall eines Transportfahrzeugs. Unvorhersehbare Ereignisse treten unabhängig von der beim CSPLC zu treffenden Reihenfolgeentscheidung auf und sind damit nicht entscheidungsrelevant. Kapazitätsengpässe im Lagerbereich oder im Transportbereich und deren Auswirkungen auf die Bereitstellung oder den Abtransport der Container an der Containerbrücke können hingegen von der Reihenfolgeentscheidung beim CSPLC abhängig sein. Zur Berücksichtigung dieses Umstands ist eine integrierte Betrachtung der Containerbrückeneinsatzplanung mit den entsprechenden Planungsproblemen im Lagerbereich bzw. im Transportbereich denkbar. Der Umfang des Planungsansatzes wird dadurch allerdings deutlich erhöht. In dieser Arbeit wird die Containerbrückeneinsatzplanung ausschließlich isoliert betrachtet. Folglich wird die Modellierung des CSPLC durch die getroffene Annahme A4 auf die zentrale Planungsaufgabe reduziert.

Des Weiteren wird bei der gegebenen Abfahrtskonfiguration der Ladebucht, aus der die auszuführenden Einladungsaufträge abgeleitet werden, strikt zwischen den Stellplätzen mit Exportcontainern und den Stellplätzen mit Rehandlecontainern unterschieden. Dies impliziert, dass die Rehandlecontainer und die Exportcontainer stets unterschiedlichen Containerkategorien angehören. Andernfalls könnte – da alle Container, die der gleichen Containerkategorie angehören, untereinander austauschbar sind – mindestens ein Stellplatz in der Ladebucht sowohl von einem Rehandlecontainer als auch von einem Exportcontainer belegt werden. Dass es Rehandlecontainer und Exportcontainer in der Ladebucht gibt, die der gleichen Containerkategorie angehören, ist grundsätzlich denkbar und lässt sich auf einfache Weise in der vorgeschlagenen Modellierung ergänzen, wenn davon ausgegangen wird, dass sowohl die Exportcontainer als auch die einzuladenden Rehandlecontainer an der gleichen Position auf der Landseite (Übergabestation) aufgenommen werden. Hierzu ist durch geeignete Nebenbedingungen für jede Containerkategorie ein Anfangsbestand an Containern auf der Landseite in Abhängigkeit von der entsprechenden Anzahl an Exportcontainern zu initialisieren. Würden jedoch nur die Exportcontainer an der Übergabestation, die einzuladenden Rehandlecontainer aber im Pufferbereich unter der Containerbrücke aufgenommen werden, und könnte ein Stellplatz in der Abfahrtskonfiguration der Ladebucht aufgrund der ihm zugewiesenen Containerkategorie sowohl durch einen

Exportcontainer als auch durch einen Rehandlecontainer belegt werden, wäre die durchzuführende Lastfahrt zur Belegung dieses Stellplatzes nicht mehr eindeutig definiert. In der Folge wäre bei der Abfertigung der Ladebucht auch die Entscheidung zu treffen, ob der Stellplatz durch einen Exportcontainer (von der Übergabestation) oder durch einen Rehandlecontainer (aus dem Pufferbereich) belegt werden soll. Dadurch würde der Umfang des Planungsansatzes deutlich steigen. Vor diesem Hintergrund dient die strikte Trennung von Exportcontainern und Rehandlecontainern vor allem der Verständlichkeit des Planungsansatzes. Zugleich wird die Modellierung dadurch auf die Planung der Reihenfolge der zur Abfertigung der Ladebucht auszuführenden Ein- und Ausladeoperationen reduziert.

Die formale Darstellung des CSPLC als ganzzahliges, lineares Optimierungsmodell orientiert sich zum Teil an bestehenden Modellen der Containerbrückeneinsatzplanung. So enthält die (ursprüngliche) Formulierung des CSP von Meisel/Wichmann (2010) bereits Strukturen zur Berücksichtigung externer und schiffsinterner Umladungen von Rehandlecontainern und zur Berücksichtigung von Doppelspielen. Des Weiteren wurden bereits Modelle zur Abbildung von QCSP auf der Basis von Aufträgen formuliert, welche Strukturen zur Festlegung einer zulässigen Auftragsfolge unter Berücksichtigung von Vorrangbeziehungen enthalten. Allerdings werden die Aufträge bei diesen Modellen auf der Basis von Ladebuchtbereichen, Ladebuchten, Containergruppen oder Stapeln definiert. Bei dem in dieser Arbeit präsentierten Modell zur Abbildung des CSPLC werden all diese Aspekte – eine Modellformulierung auf der Basis von Aufträgen, die Berücksichtigung externer und schiffsinterner Umladungen von Rehandlecontainern, die Berücksichtigung von Doppelspielen und die Berücksichtigung von Vorrangbeziehungen – erstmals zusammengeführt. Des Weiteren wird die Modellierung um eine beliebige Verteilung der Rehandlecontainer innerhalb der Ladebucht, die Ein- und Ausladung von Ladelukendeckeln sowie die externe und schiffsinterne Umladung von Rehandlecontainern unterschiedlicher Containerkategorien erweitert.

7.1.3 Würdigung der entwickelten Verfahren zur Lösung des CSPLC

Das CSPLC zählt zu den \mathcal{NP} -schweren Optimierungsproblemen. Die Bestimmung optimaler Lösungen für Probleminstanzen praxisrelevanter Größenordnung des CSPLC ist daher häufig mit einem hohen Rechenzeitbedarf verbunden. Aus diesem Grund werden in der vorliegenden Arbeit ausschließlich heuristische Verfahren zur Lösung des CSPLC entwickelt. Die entwickelten Lösungsverfahren können in stochastische und deterministische Verfahren unterteilt werden. Bei den entwickelten stochastischen Verfahren zur Lösung des CSPLC handelt es sich um zwei Varianten eines GRASP-Ansatzes und um zwei Varianten einer Multi-Start-Heuristik. Der entwickelte zweistufige GRASP-Ansatz zur Lösung des CSPLC basiert auf dem von Meisel/Wichmann (2010) entwickelten GRASP-Ansatz zur Lösung des (ursprünglichen) CSP. Die

spezielle Ausrichtung auf die Lösung von Probleminstanzen des CSPLC zeigt sich in der Konstruktionsphase beispielsweise bei der Erstellung der Kandidatenliste durch die explizite Berücksichtigung der Bestandsrestriktionen und bei der Einschränkung der Kandidatenliste durch das Forcieren einer lukenweisen Entladung der betrachteten Ladebucht. Mit den lokalen Suchverfahren LS1 und LS2 werden zwei Möglichkeiten zur Ausgestaltung der Verbesserungsphase vorgeschlagen. Hierbei kommen insgesamt vier speziell auf das CSPLC ausgerichtete Verschiebestrategien zur Anwendung. Die entwickelte zweistufige Multi-Start-Heuristik zur Lösung des CSPLC unterscheidet sich von dem entwickelten GRASP-Ansatz lediglich durch die Ausgestaltung des in der Konstruktionsphase zum Einsatz kommenden Konstruktionsverfahrens. So wird bei der Generierung einer zulässigen Auftragsfolge in der Konstruktionsphase der Multi-Start-Heuristik eine stapel- und lukenweise Abfertigung der betrachteten Ladebucht – statt einer stapel- und lukenweisen Entladung der betrachteten Ladebucht wie beim GRASP-Ansatz – angestrebt. Zudem besitzt das randomisierte Konstruktionsverfahren der Multi-Start-Heuristik keine Greedy-Komponente. Bei den deterministischen Verfahren handelt es sich um acht Varianten eines zur Lösung des CSPLC entwickelten stapelbasierten Ansatzes. Bei diesem Lösungsansatz sind im Wesentlichen drei Schritte auszuführen. Die ersten beiden Schritte dienen der Konstruktion einer zulässigen Auftragsfolge. So wird in Schritt 1 zunächst eine zulässige Stapelfolge für die Entladung und eine zulässige Stapelfolge für die Beladung der abzufertigenden Ladebucht generiert. Danach wird aus den beiden Stapelfolgen eine zulässige Auftragsfolge für die Problem Instanz abgeleitet (Schritt 2). In Schritt 3 wird schließlich versucht, die konstruierte Lösung zu verbessern. Für Schritt 1 werden zwei alternative Methoden entwickelt, wobei die erste Methode auf einer in der Praxis üblichen Strategie zur Abfertigung einer Ladebucht und die zweite Methode auf den Ansätzen von Goodchild/Daganzo (2006), Zhang/Kim (2009) und Lee et al. (2014) basiert. Für Schritt 2 werden ebenfalls zwei alternative Methoden entwickelt. In Schritt 3 kommt entweder das lokale Suchverfahren LS1 oder das lokale Suchverfahren LS2 zur Anwendung. Insgesamt ist festzuhalten, dass in dieser Arbeit mehrere verschiedenartige Ansätze zur Lösung von Problem Instanzen des CSPLC entwickelt werden. Dabei werden zum Teil bereits bestehende heuristische Verfahren zur Lösung von Problemen der Containerbrückeneinsatzplanung aufgegriffen, problemspezifisch adaptiert und in geeigneter Weise zu neuartigen Verfahren kombiniert.

Zur Beurteilung der Qualität der mit den entwickelten heuristischen Verfahren zur Lösung des CSPLC ermittelten Auftragsfolgen wird eine untere Schranke US_1 für den optimalen Zielfunktionswert entwickelt. Die untere Schranke US_1 wird aus der Struktur der Modellierung des CSPLC abgeleitet. Zwar ist zur Beurteilung der Güte heuristischer Lösungen der optimale Zielfunktionswert einer unteren Schranke für den optimalen Zielfunktionswert als Vergleichsmaßstab vorzuziehen. Die Ermittlung des optimalen Zielfunktionswertes kommt jedoch für Problem Instanzen praxisrelevanter Größenordnung des CSPLC aufgrund des zu erwartenden hohen Rechenzeitbedarfs in der Regel nicht in Betracht. Der Rechenzeitbedarf zur Ermittlung der un-

teren Schranke US_1 ist dagegen äußerst gering. Ein weiterer Referenzwert zur Beurteilung der Qualität der ermittelten Auftragsfolgen wird (ebenfalls mit äußerst geringem Rechenaufwand) durch die Anwendung einer in der Praxis üblichen Vorgehensweise bei der Planung der Abfertigung einer Ladebucht - repräsentiert durch das Verfahren SBVaa – gewonnen. Mit Hilfe der beiden Referenzwerte ist es möglich, beliebige Verfahren zur Lösung des CSPLC im Hinblick auf die Qualität der ermittelten Auftragsfolgen zu untersuchen und miteinander zu vergleichen.

Die Leistungsfähigkeit der entwickelten heuristischen Verfahren zur Lösung des CSPLC wird anhand von 320 zufällig erzeugten Probleminstanzen praxisrelevanter Größenordnung experimentell untersucht und beurteilt. Bezüglich der Lösungsgüte sind alle entwickelten Verfahren dem in der Praxis gängigen Vorgehen (Verfahren SBVaa) bei jeder der 320 Probleminstanzen überlegen. Eine hohe Lösungsgüte ist vor allem bei den entwickelten stochastischen Verfahren zu beobachten. Deren Lösungen weisen im Mittel sowohl einen hohen Doppelspielanteil als auch einen hohen Anteil an schiffsinternen Umladungen auf. Alle entwickelten Verfahren zeichnen sich zudem durch einen geringen Rechenzeitbedarf aus. So benötigen die deterministischen Verfahren selbst bei sehr großen Probleminstanzen mit knapp 900 einzuplanenden Aufträgen jeweils nur wenige Zehntelsekunden Rechenzeit zur Generierung einer zulässigen Lösung. Mit den stochastischen Verfahren können innerhalb weniger Minuten zulässige Lösungen für Probleminstanzen praxisrelevanter Größenordnung erzeugt werden. Damit erfüllt jedes der entwickelten Verfahren die an ein Lösungsverfahren für das CSPLC gestellten Anforderungen und stellt folglich ein geeignetes Werkzeug zur Entscheidungsunterstützung in einem Containerterminal dar. Insgesamt sind die entwickelten stochastischen Verfahren – vor allem die, bei denen das lokale Suchverfahren LS2 zur Anwendung kommt - sehr gut und die Mehrzahl der entwickelten deterministischen Verfahren gut zur Lösung von Probleminstanzen des CSPLC geeignet.

7.2 Ausblick

Im Folgenden werden mögliche Ansatzpunkte für zukünftige, an die vorliegende Arbeit anknüpfende Forschungsarbeiten aufgezeigt. Hierzu wird auf potenzielle Entwicklungen und offene Fragestellungen im Hinblick auf den Umfang des Planungsansatzes, die Formulierung des CSPLC sowie die Lösung des CSPLC hingewiesen.

Beim CSPLC ist die Abfertigung einer einzelnen Ladebucht mit nur einer Containerbrücke zu planen. In Anlehnung an das klassische QCSP kann die Betrachtung auf die Abfertigung des gesamten Containerschiffs mit mehr als einer Containerbrücke erweitert werden. Die Planung beschränkt sich in diesem Fall nicht mehr nur auf die Festlegung der Reihenfolge der durchzuführenden Aufträge, sondern umfasst darüber hinaus die Zuordnung der Aufträge zu

den Containerbrücken sowie die Festlegung der Termine für die Durchführung der Aufträge. Zeiteinsparungen könnten dann auch dadurch erzielt werden, dass die Rehandlecontainer an Bord des Containerschiffs ladebuchtübergreifend (schiffsintern) umgeladen werden. Des Weiteren ist eine Erweiterung der Problemstellung um die Betrachtung vor- und/oder nachgelagerter Prozesse denkbar. So könnte das CSPLC zum Beispiel in die Stauplanung integriert werden, wobei das Ziel darin bestünde, solche Beladungspläne zu erstellen, die eine möglichst schnelle Abfertigung der Containerschiffe ermöglichen. Des Weiteren könnte das CSPLC in operative Planungsprobleme, die in Zusammenhang mit der Bereitstellung und dem Abtransport der einzuladenden bzw. ausgeladenen Container an der Containerbrücke stehen, integriert werden. Hierzu zählen die Einsatzplanung der Transportfahrzeuge und die Portalkraneinsatzplanung.

Bezüglich der Formulierung des CSPLC sind folgende Weiterentwicklungen denkbar. Zum einen kann das Modell um die Berücksichtigung eines begrenzten Platzangebots im Pufferbereich unterhalb der Containerbrücke erweitert werden. Zum anderen kann in der Modellierung berücksichtigt werden, dass nicht nur jeder Rehandlecontainer sondern auch jeder Exportcontainer einer Containerkategorie angehört und dass alle Container, die der gleichen Containerkategorie angehören, untereinander austauschbar sind. Zudem ist es denkbar, die Festlegung der konkreten Abstellpositionen der Rehandlecontainer und der Ladelukendeckel auf der Landseite in die Problemstellung zu integrieren. Dadurch können die zur Durchführung der Leer- und Lastfahrten benötigten Zeiten präziser erfasst werden. Außerdem kann das Modell um die Berücksichtigung der Vorrangbeziehungen, die sich aus der Stapelung der ausgeladenen Rehandlecontainer und Ladelukendeckel im Pufferbereich ergeben, erweitert werden.

Zukünftige Forschungsarbeiten könnten sich zudem mit der Entwicklung einer besseren unteren Schranke für den optimalen Zielfunktionswert für Probleminstanzen des CSPLC befassen. Einen Ansatzpunkt hierfür liefert die vorgeschlagene untere Schranke US_2 für das auftragsbasierte CSP, bei deren Ermittlung eine obere Grenze für die Anzahl an realisierbaren schiffsinternen Umladungen berechnet und berücksichtigt wird. Der Vergleich der unteren Schranke US_1 mit der unteren Schranke US_2 für die in Beispiel 4.2 dargestellte Probleminstanz zeigt, dass die maximale Einsparung, die sich durch schiffsinterne Umladungen erzielen lässt, bei der Ermittlung der unteren Schranke US_2 deutlich besser abgeschätzt wird als bei der Ermittlung der unteren Schranke US_1 .³⁵⁹ Die generelle Ermittlung und Berücksichtigung einer oberen Grenze für die Anzahl an realisierbaren schiffsinternen Umladungen bei der Bestimmung einer unteren Schranke für den optimalen Zielfunktionswert einer Probleminstanz des CSPLC erscheint daher äußerst vielversprechend, um zu einer besseren unteren Schranke als der unteren Schranke

³⁵⁹ Siehe Beispiel 5.13, S. 136.

US_1 zu gelangen.

Bezüglich der Lösung des CSPLC kann in zukünftigen Forschungsarbeiten untersucht werden, ob sich die Leistungsfähigkeit der entwickelten Verfahren zur Lösung des CSPLC durch eine alternative Ausgestaltung einzelner Phasen oder Schritte der Verfahren erhöhen lässt. So besteht zum Beispiel in der Konstruktionsphase des entwickelten GRASP-Ansatzes die Möglichkeit, die Kandidatenliste auf eine andere als die vorgeschlagene Art und Weise einzuschränken oder die Auswahlwahrscheinlichkeit eines Kandidaten (Auftrags) durch eine andere als die vorgeschlagene Funktion zu ermitteln.³⁶⁰ Außerdem können in zukünftigen Forschungsarbeiten gänzlich andere heuristische Verfahren als die hier vorgestellten Verfahren zur Lösung von Probleminstanzen des CSPLC entwickelt und untersucht werden. So wurden bei anderen QCSP zum Beispiel auch mit Genetischen Algorithmen, Tabu Search Verfahren oder Simulated Annealing Verfahren gute Ergebnisse im Hinblick auf die Lösungsgüte und den Rechenzeitbedarf erzielt.³⁶¹ Des Weiteren stellt sich die Frage nach der Existenz eines exakten Verfahrens, welches jede Instanz des CSPLC mit polynomiellem Rechenaufwand lösen kann.

³⁶⁰ Einen Überblick über diese und weitere Ausgestaltungsmöglichkeiten der Metaheuristik GRASP geben Resende/Ribeiro (2010).

³⁶¹ Vgl. hierzu Abschnitt 3.2, S. 40ff.

Kapitel 8

Zusammenfassung

Gegenstand der vorliegenden Arbeit war das im Rahmen der Containerbrückeneinsatzplanung auftretende Container Sequencing Problem, welches hier erstmals unter Berücksichtigung von Ladelukendeckeln und Rehandlecontainern verschiedener Containerkategorien untersucht wurde. Bei der Ermittlung einer zulässigen Reihenfolge für die auszuführenden Ein- und Ausladeoperationen wurden außerdem schiffsinterne Umladungen von Rehandlecontainern innerhalb der betrachteten Ladebucht berücksichtigt. Als Zielsetzung wurde die *Minimierung der Abfertigungszeit der Ladebucht* herangezogen. Die Problemstellung wurde als ganzzahliges lineares Optimierungsmodell formuliert. Zur Lösung des Problems wurden verschiedene heuristische Verfahren entwickelt. Die Leistungsfähigkeit der entwickelten Verfahren wurde anhand numerischer Experimente analysiert.

Im zweiten Kapitel wurde zunächst die Planungsumgebung der zu untersuchenden Problemstellung dargestellt. Nach der Einführung wesentlicher Begriffe des maritimen Containertransports wurde der Aufbau eines Containerterminals charakterisiert. Mit dem seeseitigen Umschlagbereich, dem landseitigen Umschlagbereich, dem Lagerbereich und dem Transportbereich wurden die vier wichtigsten Funktionsbereiche innerhalb eines Containerterminals vorgestellt und deren Aufgaben sowie die darin eingesetzten Fördermittel beschrieben. Dabei wurde insbesondere auf den Aufbau und die Funktionsweise der am Kai operierenden Containerbrücken, welche vorwiegend für die Be- und Entladung der Containerschiffe im seeseitigen Umschlagbereich eingesetzt werden, eingegangen. Anschließend wurden verschiedene operative Planungsprobleme in Containerterminals umrissen, wobei die Containerbrückeneinsatzplanung als Teilaufgabe der operativen Planung im seeseitigen Umschlagbereich eingeordnet und von anderen operativen Planungsproblemen abgegrenzt wurde.

Im dritten Kapitel wurde das bei der Containerbrückeneinsatzplanung zu lösende Planungsproblem, das klassische QCSP, beschrieben. Dabei wurde ausgeführt, dass die Detailliertheit des resultierenden Containerbrückeneinsatzplans durch die Definition der beim QCSP einzuplanenden Aufträge festgelegt wird. So werden die einzuplanenden Aufträge entweder auf der Basis von Ladebuchtbereichen, Ladebuchten, Containergruppen, Stapeln oder Containern definiert.

Darüber hinaus wurden Interdependenzen zwischen der Containerbrückeneinsatzplanung und anderen operativen Planungsproblemen in Containerterminals aufgezeigt. Anschließend wurden mit Terminüberschreitungskosten, Fahrkosten, Stillstandskosten und Lagerkosten wesentliche entscheidungsrelevante Kosten der Containerbrückeneinsatzplanung vorgestellt. Da die Erfassung dieser Kostengrößen in der Praxis zum Teil mit erheblichen Schwierigkeiten verbunden ist, wurden außerdem typische Zeitziele bei der Containerbrückeneinsatzplanung vorgestellt, welche sowohl in der Praxis als auch in der Literatur ersatzweise anstelle von Kostenzielen verfolgt werden. Dabei konnte die Minimierung der Abfertigungszeit des Containerschiffs als die bedeutendste Zielsetzung bei der Containerbrückeneinsatzplanung identifiziert werden. Anschließend wurde ein Überblick über grundsätzliche Möglichkeiten und Verfahren zur Lösung des klassischen QCSP gegeben. Da das klassische QCSP den kombinatorischen Optimierungsproblemen zuzuordnen ist, umfassen diese sowohl exakte Lösungsverfahren als auch heuristische Lösungsverfahren. Danach wurde eine geeignete Typologie zur Klassifizierung von Problemen der Containerbrückeneinsatzplanung erläutert. Unter Anwendung der Typologie wurden im Anschluss die Ergebnisse einer Literaturstudie zum QCSP präsentiert. Hierbei zeigte sich, dass in der Literatur bislang überwiegend QCSP untersucht wurden, bei denen die einzuplanenden Aufträge auf der Basis von Ladebuchten oder Containergruppen definiert werden. In der Folge wurde in dieser Arbeit ein QCSP untersucht, bei dem die einzuplanenden Aufträge auf der Basis von Containern definiert werden.

Im vierten Kapitel wurde das CSP charakterisiert. Dabei handelt es sich um ein spezielles QCSP, bei dem die Reihenfolge der Containerbewegungen zur Abfertigung einer einzelnen Ladebucht eines Containerschiffs mit nur einer Containerbrücke unter Berücksichtigung der mit der Stapelung der Container verbundenen Vorrangbeziehungen so festzulegen ist, dass eine zugrunde gelegte Zielsetzung erfüllt ist. Hierzu wurde zunächst an das CSP herangeführt. Dabei wurde auf die entscheidungsrelevanten Kosten beim CSP eingegangen und die Minimierung der Abfertigungszeit der Ladebucht als eine geeignete Zielsetzung für die Problemstellung identifiziert. Danach wurde die (ursprüngliche) verbale und mathematische Formulierung des CSP von Meisel und Wichmann (2010) dargestellt und kritisch untersucht. Hierbei wurden zum einen unnötige Variablen und Nebenbedingungen in der Modellierung erkannt und beseitigt. Zum anderen zeigte sich, dass die Durchführungszeiten der mit dem Spreader zu vollziehenden Leer- und Lastfahrten bei der Modellierung in Abhängigkeit von den Containerbewegungstypen erfasst werden. Zur Berücksichtigung stellplatzabhängiger Durchführungszeiten wurde deshalb eine neuartige Problemformulierung für das CSP auf der Basis von Aufträgen (auftragsbasiertes CSP), welche sich weitgehend an der Beschreibung des klassischen QCSP orientiert, vorgeschlagen und durch ein ganzzahliges lineares Optimierungsmodell formalisiert. Im Anschluss zeigte eine kritische Betrachtung der den beiden Problemformulierungen zugrundeliegenden Annahmen, dass durch die Problemformulierungen lediglich ein kleiner Teil der in der Praxis auftretenden Ladebuchten und Ladebuchtanordnungen abgedeckt wird. Vor diesem

Hintergrund wurde eine neue Problemstellung, das CSPLC, formuliert, welche erstmals auch die Ladebuchten bzw. Ladebuchtkonfigurationen berücksichtigt, in denen (1) mindestens ein Ladelukendeckel aus- und wieder einzuladen ist, (2) die Rehandlecontainer unterschiedlichen Containerkategorien angehören und/oder (3) die Rehandlecontainer beliebig auf die Stellplätze innerhalb der Ladebucht verteilt sind. Das CSPLC wurde sowohl verbal beschrieben als auch als ganzzahliges lineares Optimierungsmodell abgebildet. Die Problemformulierung für das CSPLC basiert auf der Formulierung des auftragsbasierten CSP, sodass auch hier stellplatzabhängige Durchführungszeiten der mit dem Spreader zu vollziehenden Leer- und Lastfahrten berücksichtigt werden können. Bei der anschließenden komplexitätstheoretischen Betrachtung wurde das CSPLC als \mathcal{NP} -schweres Optimierungsproblem klassifiziert. Zudem konnte gezeigt werden, dass auch das auftragsbasierte CSP den \mathcal{NP} -schweren Optimierungsproblemen zuzuordnen ist.

Im fünften Kapitel wurden verschiedene Verfahren zur Lösung des CSPLC dargestellt. Hierzu wurden zunächst die Anforderungen an ein Lösungsverfahren für das CSPLC abgeleitet. Da das CSPLC zu den kombinatorischen Optimierungsproblemen zählt, wurden danach die grundsätzlich geeigneten Verfahren zur Lösung kombinatorischer Optimierungsprobleme im Hinblick auf ihre Eignung zur Lösung des CSPLC kritisch analysiert. Dabei zeigte sich, dass exakte Verfahren aufgrund des zur erwartenden hohen Rechenaufwands nicht zur Lösung von Probleminstanzen praxisrelevanter Größenordnung des CSPLC in Betracht kommen. Infolgedessen wurden ausschließlich heuristische Verfahren zur Lösung des CSPLC entwickelt. Zum einen wurde ein auf der Metaheuristik GRASP basierender zweistufiger Lösungsansatz vorgeschlagen, dessen Funktionsweise sich weitgehend am GRASP-Ansatz von Meisel/Wichmann (2010) zur Lösung des (ursprünglichen) CSP orientiert. In der Konstruktionsphase (Stufe 1) des entwickelten GRASP-Ansatzes wird eine zulässige Lösung durch ein an das CSPLC angepasstes, randomisiertes Greedy-Konstruktionsverfahren erzeugt. Für die Verbesserungsphase (Stufe 2) des GRASP-Ansatzes wurden zwei lokale Suchverfahren (LS1 und LS2) entwickelt, welche alternativ zur Anwendung kommen können. Bei beiden lokalen Suchverfahren wird versucht, die generierte Lösung durch verschiedene auf das CSPLC ausgerichtete Verschiebestrategien zu verbessern. Die alternative Ausgestaltung der Verbesserungsphase des GRASP-Ansatzes führt zu zwei Varianten: dem Verfahren GRASP1 und dem Verfahren GRASP2. Zum anderen wurde eine zweistufige Multi-Start-Heuristik zur Lösung des CSPLC präsentiert. In der Konstruktionsphase (Stufe 1) der Multi-Start-Heuristik kommt ein randomisiertes Konstruktionsverfahren zum Einsatz. Dabei wird das Konzept einer luken- und stapelweisen Abfertigung der Ladebucht mit einer randomisierten Vorgehensweise kombiniert. In der Verbesserungsphase (Stufe 2) der Multi-Start-Heuristik wird entweder das lokale Suchverfahren LS1 oder das lokale Suchverfahren LS2 angewendet, wodurch sich zwei Varianten für die Multi-Start-Heuristik ergeben: das Verfahren MSH1 und das Verfahren MSH2. Des Weiteren wurden verschiedene stapelbasierte deterministische Verfahren zur Lösung des CSPLC entwickelt. Hierbei wurde zum Teil auf

bestehende Ansätze zur Lösung stapelbasierter Quay Crane Scheduling Probleme zurückgegriffen. Bei den entwickelten stapelbasierten deterministischen Verfahren werden jeweils drei Schritte nacheinander durchgeführt. Im ersten Schritt wird eine zulässige Stapelfolge für die Entladung und eine zulässige Stapelfolge für die Beladung der abzufertigenden Ladebucht generiert. Im zweiten Schritt wird aus den beiden Stapelfolgen eine zulässige Auftragsfolge (zulässige Lösung) abgeleitet. Im dritten Schritt wird die generierte Lösung zu verbessern versucht. Für die ersten beiden Schritte wurden jeweils zwei alternative Vorgehensweisen vorgeschlagen. Für die Verbesserung der Lösung wurden erneut die zwei alternativen lokalen Suchverfahren LS1 und LS2 herangezogen. Dadurch ergaben sich acht verschiedene stapelbasierte deterministische Verfahren zur Lösung des CSPLC. Um die Lösungsgüte der entwickelten heuristischen Lösungsverfahren beurteilen zu können, wurde eine untere Schranke US_1 für den optimalen Zielfunktionswert bezüglich des CSPLC vorgeschlagen. Weiterhin wurde eine untere Schranke US_2 für den optimalen Zielfunktionswert bezüglich des auftragsbasierten CSP entwickelt und dargestellt.

Im sechsten Kapitel wurden die entwickelten heuristischen Verfahren auf der Basis zufällig erzeugter Probleminstanzen (Benchmarkprobleme) verschiedener Klassen des CSPLC im Hinblick auf ihre Leistungsfähigkeit analysiert und evaluiert. Die Generierung der insgesamt 320 Probleminstanzen wurde hierzu ausführlich dargestellt. Dabei wurde auch das der Problemgenerierung zugrundeliegende Konzept zur Festlegung der (stellplatzabhängigen) Durchführungszeiten für die Leer- und Lastfahrten erläutert. Danach wurde ein geeigneter Vergleichsmaßstab zur Beurteilung der Lösungsgüte der entwickelten heuristischen Verfahren ausgewählt. Für keine der 320 generierten Probleminstanzen konnte mittels Standard-Software (CPLEX) bei einer vorgegebenen maximalen Rechenzeit von einer Stunde pro Probleminstanz eine optimale Lösung bestimmt werden. Ein Vergleich der durch CPLEX im Rahmen des Lösungsprozesses ermittelten unteren Schranke US_{cplex} mit der unteren Schranke US_1 zeigte zudem, dass für die Mehrzahl der 320 generierten Probleminstanzen der optimale Zielfunktionswert durch die untere Schranke US_1 deutlich besser abgeschätzt wird als durch die untere Schranke US_{cplex} . Dabei wurde auch festgestellt, dass der Rechenaufwand zur Ermittlung der unteren Schranke US_1 äußerst gering ist. In der Folge wurde die untere Schranke US_1 zur Beurteilung der Lösungsgüte der entwickelten heuristischen Verfahren herangezogen. Bei der Analyse der Ergebnisse der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren hat sich herausgestellt, dass die an ein Lösungsverfahren für das CSPLC gestellten Anforderungen von allen acht Verfahren erfüllt werden. So lieferte jedes der acht Verfahren bei jeder der 320 Probleminstanzen eine im Hinblick auf den Zielfunktionswert bessere Lösung als das Verfahren SBVaa, welches eine in der Praxis gängige Strategie zur Abfertigung einer Ladebucht repräsentiert, und benötigte zur Generierung der Lösung im Mittel über alle 320 Probleminstanzen hinweg nur wenige Hundertstelsekunden. Zwischen den acht Verfahren wurden zum Teil erhebliche Unterschiede hinsichtlich der Lösungsgüte festgestellt. Die zwei Verfahren, bei denen sowohl das lokale Suchverfahren

LS2 als auch die Konstruktionsmethode 2b zur Anwendung kommen (Verfahren SBVab2 und Verfahren SBVbb2), zeigten insgesamt betrachtet jeweils ein besseres Lösungsverhalten als die übrigen sechs stapelbasierten deterministischen Verfahren. Jedoch lieferte keines der acht Verfahren bei mehr als einem Drittel der Probleminstanzen den besten Zielfunktionswert. Die Analyse der Ergebnisse der Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 führte zu dem wesentlichen Ergebnis, dass auch die vier stochastischen Verfahren jeweils die an ein Lösungsverfahren für das CSPLC gestellten Anforderungen erfüllen. Jedes dieser Verfahren erzielte bei jeder der 320 Probleminstanzen bei einer festgelegten Iterationszahl von 2.000 Iterationen pro Probleminstanz und Verfahren einen mindestens 10% kleineren Zielfunktionswert als das Verfahren SBVaa und benötigte hierfür im Durchschnitt über alle 320 Probleminstanzen hinweg nur wenige Minuten. Die Verfahren GRASP2 und MSH2 zeigten dabei insgesamt betrachtet ein besseres Lösungsverhalten als die Verfahren GRASP1 und MSH1. Beim Vergleich der Ergebnisse der vier stochastischen Verfahren mit den besten Ergebnissen der acht stapelbasierten deterministischen Verfahren (Verfahren SBV*) wurde außerdem festgestellt, dass die Verfahren GRASP2 und MSH2 bezüglich der Lösungsgüte insgesamt gesehen jeweils ein deutlich besseres Lösungsverhalten als das Verfahren SBV* aufweisen. Zwischen den Verfahren MSH2 und GRASP2 konnte hinsichtlich der Lösungsgüte unter Einbezug aller 320 Probleminstanzen hingegen keine eindeutige Rangfolge ermittelt werden. Allerdings stellte sich heraus, dass der über alle 320 Probleminstanzen ermittelte durchschnittliche Rechenzeitbedarf des Verfahrens MSH2 zur Lösung einer Probleminstanz mehr als 40% unter dem des Verfahrens GRASP2 liegt.

Im siebten Kapitel wurden das CSPLC, die formale Darstellung des CSPLC als mathematisches Optimierungsmodell und die entwickelten heuristischen Verfahren zur Lösung des CSPLC kritisch gewürdigt. Anschließend wurde ein Ausblick auf zukünftige Forschungsarbeiten gegeben. Hierzu wurden verschiedene Möglichkeiten zur Erweiterung der untersuchten Problemstellung und des entwickelten Planungsmodells aufgezeigt. Zudem wurde auf potenzielle Entwicklungen im Hinblick auf die Lösung des CSPLC hingewiesen.

Anhang

Verzeichnis der Anhänge

Anhang A	Modifiziertes formales Modell für das CSP aus Meisel/Wichmann (2010)	S. XXX
Anhang B	Modifiziertes formales Modell für das CSP aus Meisel/Wichmann (2010)	S. XXXIII
Anhang C	Ergebnisse für die Probleminstanzen ohne Ladeluken- deckel	S. XXXVI
Anhang D	Ergebnisse für die Probleminstanzen mit Ladeluken- deckeln	S. L

Anhang A

**Modifiziertes formales Modell für das CSP aus
Meisel/Wichmann (2010)**

$$\text{Minimiere } Z = \sum_{k \in K} \sum_{t \in T} d^t \cdot \tau_k^t + \sum_{k \in \bar{K}} \sum_{t, u \in T} d^{tu} \cdot e_k^{tu} \quad (\text{A.01})$$

unter den Nebenbedingungen:

$$\sum_{k \in K} x_{ijk}^V = 1 \quad \forall (i, j) \in A \quad (\text{A.02})$$

$$\sum_{k \in K} y_{ijk}^V = 1 \quad \forall (i, j) \in D \quad (\text{A.03})$$

$$\sum_{k \in K} x_{i,j+1,k}^V \cdot k \leq \sum_{k \in K} x_{ijk}^V \cdot k \quad \forall (i, j), (i, j+1) \in A \quad (\text{A.04})$$

$$\sum_{k \in K} y_{ijk}^V \cdot k \leq \sum_{k \in K} y_{i,j+1,k}^V \cdot k \quad \forall (i, j), (i, j+1) \in D \quad (\text{A.05})$$

$$\sum_{k \in K} x_{ijk}^V \cdot k \leq \sum_{k \in K} y_{ijk}^V \cdot k \quad \forall (i, j) \in A \cap D \quad (\text{A.06})$$

$$\tau_k^{VY} = \sum_{(i,j) \in A^I} x_{ijk}^V \quad \forall k \in K \quad (\text{A.07})$$

$$\tau_k^{YV} = \sum_{(i,j) \in D^E} y_{ijk}^V \quad \forall k \in K \quad (\text{A.08})$$

$$\tau_k^{VV} + \tau_k^{VB} = \sum_{(i,j) \in A^R} x_{ijk}^V \quad \forall k \in K \quad (\text{A.09})$$

$$\tau_k^{VV} + \tau_k^{BV} = \sum_{(i,j) \in D^R} y_{ijk}^V \quad \forall k \in K \quad (\text{A.10})$$

$$\sum_{t \in T} \tau_k^t \leq 1 \quad \forall k \in K \quad (\text{A.11})$$

$$\sum_{t \in T} \tau_k^t \geq \sum_{t \in T} \tau_{k+1}^t \quad \forall k \in \bar{K} \quad (\text{A.12})$$

$$e_k^{tu} \geq \tau_k^t + \tau_{k+1}^u - 1 \quad \forall t, u \in T, k \in \bar{K} \quad (\text{A.13})$$

$$x_{ijk}^V \in \{0; 1\} \quad \forall (i, j) \in A, k \in K \quad (\text{A.14})$$

$$y_{ijk}^V \in \{0; 1\} \quad \forall (i, j) \in D, k \in K \quad (\text{A.15})$$

$$\tau_k^t, e_k^{tu} \in \{0; 1\} \quad \forall t, u \in T, k \in K \quad (\text{A.16})$$

Die Zielfunktion (A.01) minimiert die Summe der für die Durchführung der Last- und Leerfahrten benötigten Zeiten und damit die für die Abfertigung der Ladebucht insgesamt benötigte Zeit Z (= Abfertigungszeit der Ladebucht).

Die Nebenbedingungen (A.02) stellen sicher, dass von jedem Stellplatz, auf dem in der Ankunftsconfiguration ein Import- oder ein Rehandlecontainer steht, genau einmal ein Container entnommen wird. Die Nebenbedingungen (A.03) stellen sicher, dass auf jedem Stellplatz, auf dem in der Abfahrtsconfiguration ein Export- oder ein Rehandlecontainer steht, genau einmal ein Container abgesetzt wird.

Die Einhaltung der zu berücksichtigenden Vorrangbeziehungen wird durch die Nebenbedingungen (A.04) - (A.06) sichergestellt. Die Nebenbedingungen (A.04) erzwingen, dass die Entnahme des Containers auf Stellplatz $(i, j + 1)$ in einem früheren Zug erfolgt als die Entnahme des Containers auf dem direkt darunterliegenden Stellplatz (i, j) . Die Nebenbedingungen (A.05) stellen sicher, dass das Absetzen eines Containers auf dem Stellplatz (i, j) in einem früheren Zug erfolgt als das Absetzen eines Containers auf dem unmittelbar darüberliegenden Stellplatz $(i, j + 1)$. Die Nebenbedingungen (A.06) gewährleisten, dass der auf einem Stellplatz stehende Container erst entfernt wird, bevor auf dem Stellplatz ein (neuer) Container abgesetzt wird.

Die Nebenbedingungen (A.07) - (A.10) legen den Containerbewegungstyp der in Zug k durchzuführenden Containerbewegung fest. Die Nebenbedingungen (A.07) weisen der Containerbewegung in Zug k den Containerbewegungstyp VY zu, falls in Zug k ein Importcontainer von seinem Stellplatz entnommen wird. Die Nebenbedingungen (A.08) weisen der Containerbewegung in Zug k den Containerbewegungstyp YV zu, falls in Zug k ein Exportcontainer auf seinem Stellplatz abgesetzt wird. Die Nebenbedingungen (A.09) weisen der Containerbewegung in Zug k den Containerbewegungstyp VV oder den Containerbewegungstyp VB zu, falls in Zug k ein Rehandlecontainer von seinem Stellplatz in der Ankunftsconfiguration entnommen wird. Die Nebenbedingungen (A.10) weisen der Containerbewegung in Zug k den Containerbewegungstyp VV oder den Containerbewegungstyp BV zu, falls in Zug k ein Rehandlecontainer auf einem zulässigen Stellplatz $((i, j) \in D^R)$ in der Abfahrtsconfiguration abgesetzt wird. Die Nebenbedingungen (A.11) stellen sicher, dass in jedem Zug k maximal eine Containerbewegung durchgeführt wird. Wird in Zug k kein Container bewegt, gilt $\sum_{t \in T} \tau_k^t = 0$.

Durch die Nebenbedingungen (A.12) kann in einem Zug $k + 1$ nur dann eine Containerbewegung durchgeführt werden, wenn auch in Zug k eine Containerbewegung durchgeführt wurde. Dadurch sind die Entscheidungsvariablen so zu setzen, dass eine unterbrechungsfreie Folge an Containerbewegungen entsteht. Durch die Nebenbedingungen (A.13) erhält e_k^{tu} den Wert 1, wenn die Containerbewegung in Zug k vom Containerbewegungstyp $t \in T$ und die Containerbewegung in Zug $k + 1$ vom Containerbewegungstyp $u \in T$ ist.

Die Nebenbedingungen (A.14) - (A.16) geben die Definitionsbereiche der Entscheidungsvariablen an.

Anhang B

AIMMS-Modell für das CSPLC (Textdarstellung)

MAIN MODEL Main_CSPLC

DECLARATION SECTION

MATHEMATICAL PROGRAM:

identifier : CSPLC
 objective : Zielfunktionswert
 direction : minimize
 constraints : AllConstraints
 variables : AllVariables
 type : MIP ;

CONSTRAINT:

identifier : Nachfolger
 index domain : s
 definition : $\sum[r \mid r \triangleright s, x(s,r)] = 1$;

CONSTRAINT:

identifier : Vorgaenger
 index domain : r
 definition : $\sum[s \mid r \triangleright s, x(s,r)] = 1$;

CONSTRAINT:

identifier : Parallele_Auftragsfolgen
 index domain : (s,r) | $r \triangleright '0'$
 definition : $u(s) - u(r) + c_A * x(s,r) \leq c_A - 1$;

CONSTRAINT:

identifier : Vorrangbeziehungen
 index domain : (s,r) in Menge_V
 definition : $u(s) - u(r) \leq -1$;

CONSTRAINT:

identifier : Bestand_Init
 index domain : g
 definition : $q('0',g) = 0$;

CONSTRAINT:

identifier : Bestandsrestriktionen
 index domain : (s,r,g) | $s \triangleright r$
 definition : $q(s,g) - q(r,g) + c_A * x(s,r) \leq c_A - v(r,g)$;

PARAMETER:

identifier : c_A
 range : integer ;

PARAMETER:

identifier : d
 index domain : (s,r)
 range : nonnegative ;

PARAMETER:

identifier : c
 index domain : (s,r)
 range : nonnegative ;

```
PARAMETER:
  identifier : v
  index domain : (r,g)
  range      : integer ;

VARIABLE:
  identifier : x
  index domain : (s,r)
  range      : binary ;

VARIABLE:
  identifier : q
  index domain : (r,g)
  range      : integer ;

VARIABLE:
  identifier : u
  index domain : r
  range      : integer ;

VARIABLE:
  identifier : Zielfunktionswert
  range      : free
  definition : sum[(s,r), x(s,r)*c(s,r)-x(s,r)*d(s,r)] ;

SET:
  identifier : Menge_V
  subset of  : (Menge_C,Menge_C) ;

SET:
  identifier : Menge_C
  indices    : r, s ;

SET:
  identifier : Menge_G
  index      : g ;

ENDSECTION ;

PROCEDURE
  identifier : MainInitialization

ENDPROCEDURE ;

PROCEDURE
  identifier : MainExecution
  body      : solve CSPLC;

ENDPROCEDURE ;

PROCEDURE
  identifier : MainTermination
  body      : return DataManagementExit();

ENDPROCEDURE ;

ENDMODEL Main_CSPLC ;
```

Anhang C

**Ergebnisse für die Probleminstanzen ohne
Ladelukendeckel**

Tabelle C.1: Gegenüberstellung der unteren Schranken US_1 und US_{cplex} sowie die relative Abweichung A^{US} der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 für die Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel

10x10				15x15				20x20				25x25			
Instanz	US_1 [s]	US_{cplex} [s]	A^{US} [%]	Instanz	US_1 [s]	US_{cplex} [s]	A^{US} [%]	Instanz	US_1 [s]	US_{cplex} [s]	A^{US} [%]	Instanz	US_1 [s]	US_{cplex} [s]	A^{US} [%]
<i>p1</i>	10299	10541	2,35	<i>p41</i>	26680	28042,5	5,11	<i>p81</i>	54355	0	-100,00	<i>p121</i>	94207	0	-100,00
<i>p2</i>	10512	11114	5,73	<i>p42</i>	27052	28126,5	3,97	<i>p82</i>	55821	0	-100,00	<i>p122</i>	95844	0	-100,00
<i>p3</i>	10220	10851	6,17	<i>p43</i>	27075	27797,5	2,67	<i>p83</i>	54105	0	-100,00	<i>p123</i>	92155	0	-100,00
<i>p4</i>	10216	10761	5,33	<i>p44</i>	26690	27883,5	4,47	<i>p84</i>	55331	0	-100,00	<i>p124</i>	94364	0	-100,00
<i>p5</i>	9079	9316	2,61	<i>p45</i>	23506	25324,5	7,74	<i>p85</i>	48665	-29942	-161,53	<i>p125</i>	85356	-75354	-188,28
<i>p6</i>	9042	9284	2,68	<i>p46</i>	23325	25055,5	7,42	<i>p86</i>	48795	-29343	-160,14	<i>p126</i>	84789	-76790	-190,57
<i>p7</i>	9114	9292	1,95	<i>p47</i>	23617	24862,5	5,27	<i>p87</i>	48816	-29811	-161,07	<i>p127</i>	85877	-58200	-167,77
<i>p8</i>	9059	9445	4,26	<i>p48</i>	23585	25432,5	7,83	<i>p88</i>	48639	-29313	-160,27	<i>p128</i>	83918	-73468	-187,55
<i>p9</i>	9152	9331	1,96	<i>p49</i>	23776	24244	1,97	<i>p89</i>	47965	-5981	-112,47	<i>p129</i>	85654	-13470	-115,73
<i>p10</i>	9084	9260	1,94	<i>p50</i>	23988	25112,5	4,69	<i>p90</i>	48118	-5831	-112,12	<i>p130</i>	83691	-15901	-119,00
<i>p11</i>	9174	9476,1	3,29	<i>p51</i>	23837	24400,5	2,36	<i>p91</i>	48552	-5359	-111,04	<i>p131</i>	84299	-14554	-117,26
<i>p12</i>	9045	9524	5,30	<i>p52</i>	23796	24871,5	4,52	<i>p92</i>	47771	-6315	-113,22	<i>p132</i>	84296	-12626	-114,98
<i>p13</i>	7851	8069	2,78	<i>p53</i>	20422	20936	2,52	<i>p93</i>	42411	-118702	-379,88	<i>p133</i>	74250	-293091	-494,74
<i>p14</i>	7780	7945	2,12	<i>p54</i>	20524	21057	2,60	<i>p94</i>	42328	-110924	-362,06	<i>p134</i>	74304	-291535	-492,35
<i>p15</i>	7870	8036	2,11	<i>p55</i>	20793	21214	2,02	<i>p95</i>	42284	-109020	-357,83	<i>p135</i>	73923	-292908	-496,23
<i>p16</i>	7908	8054	1,85	<i>p56</i>	20644	21145	2,43	<i>p96</i>	42414	-117456	-376,93	<i>p136</i>	74768	-289944	-487,79
<i>p17</i>	7932	8087	1,95	<i>p57</i>	20542	21058	2,51	<i>p97</i>	42052	-21954	-152,21	<i>p137</i>	74382	-57401	-177,17
<i>p18</i>	7914	8063,1	1,88	<i>p58</i>	20554	21019	2,26	<i>p98</i>	42332	-24078	-156,88	<i>p138</i>	74343	-56173	-175,56
<i>p19</i>	7882	8037,3	1,97	<i>p59</i>	20673	21172	2,41	<i>p99</i>	42457	-24427	-157,53	<i>p139</i>	74190	-55579	-174,91
<i>p20</i>	7865	8037	2,19	<i>p60</i>	20721	21177	2,20	<i>p100</i>	42154	-23209	-155,06	<i>p140</i>	73678	-56711	-176,97
<i>p21</i>	14041	14317	1,97	<i>p61</i>	36032	0	-100,00	<i>p101</i>	72940	0	-100,00	<i>p141</i>	126621	0	-100,00
<i>p22</i>	14146	14806	4,67	<i>p62</i>	35758	0	-100,00	<i>p102</i>	72458	0	-100,00	<i>p142</i>	125759	0	-100,00
<i>p23</i>	13951	15009	7,58	<i>p63</i>	35725	0	-100,00	<i>p103</i>	73269	0	-100,00	<i>p143</i>	126239	0	-100,00
<i>p24</i>	13925	14953	7,38	<i>p64</i>	35975	0	-100,00	<i>p104</i>	73033	0	-100,00	<i>p144</i>	127356	0	-100,00
<i>p25</i>	12872	13504	4,91	<i>p65</i>	32837	-10122	-130,82	<i>p105</i>	67009	-30533	-145,57	<i>p145</i>	115231	-80549	-169,90
<i>p26</i>	12911	13119	1,61	<i>p66</i>	32909	-11860	-136,04	<i>p106</i>	66339	-35219	-153,09	<i>p146</i>	116349	-80427	-169,13
<i>p27</i>	12748	13466	5,63	<i>p67</i>	32911	-11476	-134,87	<i>p107</i>	66184	-35202	-153,19	<i>p147</i>	117989	-60734	-151,47
<i>p28</i>	12821	13095	2,14	<i>p68</i>	33469	-10086	-130,14	<i>p108</i>	65509	-36602	-155,87	<i>p148</i>	113266	-112101	-198,97
<i>p29</i>	12865	13297	3,36	<i>p69</i>	33607	-1750	-105,21	<i>p109</i>	66539	-6816	-110,24	<i>p149</i>	117375	-15513	-113,22
<i>p30</i>	12931	13441	3,94	<i>p70</i>	32778	-2632	-108,03	<i>p110</i>	66459	-8128	-112,23	<i>p150</i>	115307	-16868	-114,63
<i>p31</i>	12793	13291	3,89	<i>p71</i>	32923	-2472	-107,51	<i>p111</i>	66040	-7692	-111,65	<i>p151</i>	113802	-21505	-118,90
<i>p32</i>	12742	13131,1	3,05	<i>p72</i>	33187	-2220	-106,69	<i>p112</i>	65633	-8919	-113,59	<i>p152</i>	116588	-15763	-113,52
<i>p33</i>	11575	12320	6,44	<i>p73</i>	29838	-44509	-249,17	<i>p113</i>	60288	-153152	-354,03	<i>p153</i>	106244	-305563	-387,60
<i>p34</i>	11684	12389	6,03	<i>p74</i>	30337	-38231	-226,02	<i>p114</i>	60860	-131197	-315,57	<i>p154</i>	106713	-289230	-371,04
<i>p35</i>	11618	12079	3,97	<i>p75</i>	30244	-39595	-230,92	<i>p115</i>	59152	-173182	-392,77	<i>p155</i>	106273	-327693	-408,35
<i>p36</i>	11497	12204	6,15	<i>p76</i>	30201	-42421	-240,46	<i>p116</i>	60829	-129520	-312,92	<i>p156</i>	106012	-322459	-404,17
<i>p37</i>	11664	12346,1	5,85	<i>p77</i>	30152	31807	5,49	<i>p117</i>	60736	-25512	-142,00	<i>p157</i>	102640	-86130	-183,91
<i>p38</i>	11554	12220	5,76	<i>p78</i>	30124	-8883	-129,49	<i>p118</i>	59341	-32508	-154,78	<i>p158</i>	102789	-83060	-180,81
<i>p39</i>	11487	12501	8,83	<i>p79</i>	29544	-9551	-132,33	<i>p119</i>	61209	-25503	-141,67	<i>p159</i>	106375	-59603	-156,03
<i>p40</i>	11619	12425,2	6,94	<i>p80</i>	30120	31481	4,52	<i>p120</i>	60585	-26840	-144,30	<i>p160</i>	103679	-77882	-175,12

Tabelle C.2: Ergebnisse des Verfahrens SBVaa bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel

10x10				15x15				20x20				25x25			
Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	RE [%]
<i>p1</i>	10299	12520	21,57	<i>p41</i>	26680	33181	24,37	<i>p81</i>	54355	68347	25,74	<i>p121</i>	94207	120639	28,06
<i>p2</i>	10512	12604	19,90	<i>p42</i>	27052	33058	22,20	<i>p82</i>	55821	67504	20,93	<i>p122</i>	95844	119973	25,18
<i>p3</i>	10220	12517	22,48	<i>p43</i>	27075	33401	23,36	<i>p83</i>	54105	68418	26,45	<i>p123</i>	92155	119321	29,48
<i>p4</i>	10216	12533	22,68	<i>p44</i>	26690	33211	24,43	<i>p84</i>	55331	67775	22,49	<i>p124</i>	94364	120771	27,98
<i>p5</i>	9079	12594	38,72	<i>p45</i>	23506	33108	40,85	<i>p85</i>	48665	68280	40,31	<i>p125</i>	85356	120241	40,87
<i>p6</i>	9042	12478	38,00	<i>p46</i>	23325	32938	41,21	<i>p86</i>	48795	68252	39,87	<i>p126</i>	84789	120705	42,36
<i>p7</i>	9114	12586	38,10	<i>p47</i>	23617	33304	41,02	<i>p87</i>	48816	68038	39,38	<i>p127</i>	85877	120402	40,20
<i>p8</i>	9059	12591	38,99	<i>p48</i>	23585	33155	40,58	<i>p88</i>	48639	68134	40,08	<i>p128</i>	83918	120430	43,51
<i>p9</i>	9152	12650	38,22	<i>p49</i>	23776	33202	39,65	<i>p89</i>	47965	68269	42,33	<i>p129</i>	85654	120120	40,24
<i>p10</i>	9084	12587	38,56	<i>p50</i>	23988	33157	38,22	<i>p90</i>	48118	68339	42,02	<i>p130</i>	83691	120057	43,45
<i>p11</i>	9174	12574	37,06	<i>p51</i>	23837	33153	39,08	<i>p91</i>	48552	68512	41,11	<i>p131</i>	84299	119936	42,27
<i>p12</i>	9045	12628	39,61	<i>p52</i>	23796	33267	39,80	<i>p92</i>	47771	68312	43,00	<i>p132</i>	84296	120397	42,83
<i>p13</i>	7851	12631	60,88	<i>p53</i>	20422	33012	61,65	<i>p93</i>	42411	68401	61,28	<i>p133</i>	74250	120344	62,08
<i>p14</i>	7780	12523	60,96	<i>p54</i>	20524	33262	62,06	<i>p94</i>	42328	68571	62,00	<i>p134</i>	74304	120955	62,78
<i>p15</i>	7870	12600	60,10	<i>p55</i>	20793	33403	60,65	<i>p95</i>	42284	68277	61,47	<i>p135</i>	73923	120151	62,54
<i>p16</i>	7908	12517	58,28	<i>p56</i>	20644	33308	61,34	<i>p96</i>	42414	68236	60,88	<i>p136</i>	74768	120798	61,56
<i>p17</i>	7932	12631	59,24	<i>p57</i>	20542	33021	60,75	<i>p97</i>	42052	68224	62,24	<i>p137</i>	74382	120611	62,15
<i>p18</i>	7914	12590	59,09	<i>p58</i>	20554	33148	61,27	<i>p98</i>	42332	68379	61,53	<i>p138</i>	74343	120879	62,60
<i>p19</i>	7882	12532	59,00	<i>p59</i>	20673	33341	61,28	<i>p99</i>	42457	68541	61,44	<i>p139</i>	74190	120264	62,10
<i>p20</i>	7865	12572	59,85	<i>p60</i>	20721	33284	60,63	<i>p100</i>	42154	68188	61,76	<i>p140</i>	73678	120463	63,50
<i>p21</i>	14041	17267	22,98	<i>p61</i>	36032	45311,5	25,75	<i>p101</i>	72940	92470	26,78	<i>p141</i>	126621	162658,5	28,46
<i>p22</i>	14146	17296	22,27	<i>p62</i>	35758	45173,5	26,33	<i>p102</i>	72458	92216	27,27	<i>p142</i>	125759	162277,5	29,04
<i>p23</i>	13951	17227	23,48	<i>p63</i>	35725	45123,5	26,31	<i>p103</i>	73269	91827	25,33	<i>p143</i>	126239	162635,5	28,83
<i>p24</i>	13925	17177	23,35	<i>p64</i>	35975	45397,5	26,19	<i>p104</i>	73033	92390	26,50	<i>p144</i>	127356	162644,5	27,71
<i>p25</i>	12872	17297	34,38	<i>p65</i>	32837	45281,5	37,90	<i>p105</i>	67009	91542	36,61	<i>p145</i>	115231	162573,5	41,09
<i>p26</i>	12911	17366	34,51	<i>p66</i>	32909	45243,5	37,48	<i>p106</i>	66339	92483	39,41	<i>p146</i>	116349	162332,5	39,52
<i>p27</i>	12748	17320	35,86	<i>p67</i>	32911	45376,5	37,88	<i>p107</i>	66184	92344	39,53	<i>p147</i>	117989	160972,5	36,43
<i>p28</i>	12821	17255	34,58	<i>p68</i>	33469	45385,5	35,60	<i>p108</i>	65509	91926	40,33	<i>p148</i>	113266	161216,5	42,33
<i>p29</i>	12865	17345	34,82	<i>p69</i>	33607	45510,5	35,42	<i>p109</i>	66539	92060	38,35	<i>p149</i>	117375	161823,5	37,87
<i>p30</i>	12931	17140	32,55	<i>p70</i>	32778	45272,5	38,12	<i>p110</i>	66459	92426	39,07	<i>p150</i>	115307	162567,5	40,99
<i>p31</i>	12793	17256	34,89	<i>p71</i>	32923	45334,5	37,70	<i>p111</i>	66040	92290	39,75	<i>p151</i>	113802	161548,5	41,96
<i>p32</i>	12742	17193	34,93	<i>p72</i>	33187	45192,5	36,18	<i>p112</i>	65633	92258	40,57	<i>p152</i>	116588	162484,5	39,37
<i>p33</i>	11575	17233	48,88	<i>p73</i>	29838	45427,5	52,25	<i>p113</i>	60288	92524	53,47	<i>p153</i>	106244	162474,5	52,93
<i>p34</i>	11684	17207	47,27	<i>p74</i>	30337	45058,5	48,53	<i>p114</i>	60860	92161	51,43	<i>p154</i>	106713	161336,5	51,19
<i>p35</i>	11618	17104	47,22	<i>p75</i>	30244	45468,5	50,34	<i>p115</i>	59152	92088	55,68	<i>p155</i>	106273	162370,5	52,79
<i>p36</i>	11497	17202	49,62	<i>p76</i>	30201	45611,5	51,03	<i>p116</i>	60829	92381	51,87	<i>p156</i>	106012	162500,5	53,29
<i>p37</i>	11664	17280	48,15	<i>p77</i>	30152	45432,5	50,68	<i>p117</i>	60736	91871	51,26	<i>p157</i>	102640	161121,5	56,98
<i>p38</i>	11554	17288	49,63	<i>p78</i>	30124	45542,5	51,18	<i>p118</i>	59341	92017	55,06	<i>p158</i>	102789	161111,5	56,74
<i>p39</i>	11487	17148	49,28	<i>p79</i>	29544	45170,5	52,89	<i>p119</i>	61209	92254	50,72	<i>p159</i>	106375	162142,5	52,43
<i>p40</i>	11619	17168	47,76	<i>p80</i>	30120	45404,5	50,75	<i>p120</i>	60585	92206	52,19	<i>p160</i>	103679	162045,5	56,30

Tabelle C.3: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den kleinen Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 100$ bzw. $c_A = 140$)

Instanz	US_1 [s]	SBVaa1		SBVaa2		SBVab1		SBVab2		SBVba1		SBVba2		SBVbb1		SBVbb2	
		Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]
p1	10299	10966	6,48	10766	4,53	10772	4,59	10772	4,59	11539	12,04	10934	6,17	10703	3,92	10707	3,96
p2	10512	11590	10,25	11294	7,44	11296	7,46	11296	7,46	11855	12,78	11168	6,24	11258	7,10	11206	6,60
p3	10220	11170	9,30	11053	8,15	11069	8,31	11004	7,67	11479	12,32	11064	8,26	11010	7,73	10990	7,53
p4	10216	11217	9,80	10963	7,31	11101	8,66	11055	8,21	11701	14,54	10940	7,09	10918	6,87	10882	6,52
p5	9079	10687	17,71	10423	14,80	10463	15,24	10461	15,22	10671	17,54	10548	16,18	9958	9,68	10081	11,04
p6	9042	10570	16,90	10516	16,30	10160	12,36	10031	10,94	11048	22,19	10443	15,49	10138	12,12	10352	14,49
p7	9114	10604	16,35	10415	14,27	10359	13,66	10359	13,66	10976	20,43	10730	17,73	10302	13,03	10207	11,99
p8	9059	10682	17,92	10412	14,94	10396	14,76	10431	15,15	11272	24,43	10314	13,85	10573	16,71	10342	14,16
p9	9152	10891	19,00	10470	14,40	10463	14,32	10415	13,80	11316	23,65	10408	13,72	10701	16,93	10600	15,82
p10	9084	10926	20,28	10794	18,82	10672	17,48	10570	16,36	11097	22,16	10692	17,70	10941	20,44	10511	15,71
p11	9174	10638	15,96	10394	13,30	10440	13,80	10230	11,51	10750	17,18	10355	12,87	10650	16,09	10386	13,21
p12	9045	11144	23,21	10845	19,90	11040	22,06	10719	18,51	11331	25,27	10708	18,39	10722	18,54	10721	18,53
p13	7851	10152	29,31	10003	27,41	9732	23,96	9605	22,34	10288	31,04	9604	22,33	9004	14,69	8976	14,33
p14	7780	9161	17,75	9011	15,82	8843	13,66	8802	13,14	10298	32,37	9252	18,92	8761	12,61	8765	12,66
p15	7870	9761	24,03	9749	23,88	9596	21,93	9676	22,95	10588	34,54	9641	22,50	9196	16,85	9233	17,32
p16	7908	9473	19,79	9513	20,30	9589	21,26	9589	21,26	10518	33,00	9885	25,00	9224	16,64	9273	17,26
p17	7932	10663	34,43	10253	29,26	10364	30,66	10555	33,07	10917	37,63	10251	29,24	10242	29,12	10080	27,08
p18	7914	10373	31,07	9988	26,21	10124	27,93	9833	24,25	10902	37,76	10452	32,07	10241	29,40	10016	26,56
p19	7882	9551	21,17	9833	24,75	9735	23,51	9618	22,02	10611	34,62	10142	28,67	10033	27,29	9851	24,98
p20	7865	10478	33,22	10260	30,45	10346	31,54	10336	31,42	11154	41,82	9852	25,26	10410	32,36	9967	26,73
p21	14041	15669	11,59	14845	5,73	14699	4,69	14699	4,69	16583	18,10	15036	7,09	14630	4,19	14630	4,19
p22	14146	15840	11,98	15158	7,15	15167	7,22	15167	7,22	16643	17,65	14981	5,90	15020	6,18	14982	5,91
p23	13951	15661	12,26	15342	9,97	15395	10,35	15305	9,71	16333	17,07	15235	9,20	15306	9,71	15216	9,07
p24	13925	15693	12,70	15221	9,31	15287	9,78	15231	9,38	16191	16,27	15420	10,74	15279	9,72	15233	9,39
p25	12872	15611	21,28	14562	13,13	14717	14,33	14717	14,33	16593	28,91	15014	16,64	14560	13,11	14593	13,37
p26	12911	14961	15,88	14189	9,90	14489	12,22	14467	12,05	16101	24,71	14711	13,94	14377	11,35	14522	12,48
p27	12748	14927	17,09	14683	15,18	14490	13,66	14341	12,50	15238	19,53	14440	13,27	14382	12,82	14466	13,48
p28	12821	15049	17,38	14390	12,24	14412	12,41	14412	12,41	16000	24,80	14504	13,13	14410	12,39	14408	12,38
p29	12865	15253	18,56	14671	14,04	15075	17,18	14728	14,48	15512	20,58	14503	12,73	15153	17,78	14729	14,49
p30	12931	14994	15,95	14456	11,79	14741	14,00	14889	15,14	15946	23,32	14924	15,41	15040	16,31	14930	15,46
p31	12793	15344	19,94	14838	15,99	14992	17,19	14650	14,52	15665	22,45	14417	12,69	15404	20,41	14965	16,98
p32	12742	15077	18,33	14443	13,35	14682	15,23	14552	14,21	16096	26,32	14550	14,19	14802	16,17	14877	16,76
p33	11575	14281	23,38	13287	14,79	13418	15,92	13416	15,91	14744	27,38	13798	19,21	13283	14,76	13280	14,73
p34	11684	14176	21,33	13814	18,23	13827	18,34	13712	17,36	15412	31,91	14051	20,26	13788	18,01	13461	15,21
p35	11618	14320	23,26	13326	14,70	13570	16,80	13566	16,77	15655	34,75	14711	26,62	13867	19,36	13660	17,58
p36	11497	13921	21,08	14054	22,24	13604	18,33	13785	19,90	14573	26,75	13912	21,01	13371	16,30	13236	15,13
p37	11664	14763	26,57	14099	20,88	14224	21,95	14122	21,07	16129	38,28	14486	24,19	14069	20,62	14121	21,06
p38	11554	15056	30,31	14280	23,59	14407	24,69	14242	23,26	15337	32,74	14528	25,74	14404	24,67	14611	26,46
p39	11487	14483	26,08	14268	24,21	14235	23,92	14182	23,46	16169	40,76	14600	27,10	14644	27,48	14644	27,48
p40	11619	14853	27,83	14172	21,97	14655	26,13	14558	25,29	15370	32,28	14258	22,71	14704	26,55	14284	22,94

Tabelle C.4: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den mittleren Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 224$ bzw. $c_A = 315$)

Instanz	US_1 [s]	SBVaa1		SBVaa2		SBVab1		SBVab2		SBVba1		SBVba2		SBVbb1		SBVbb2	
		Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]
p41	26680	29186	9,39	28480	6,75	28559	7,04	28397	6,44	30595	14,67	28885	8,26	28711	7,61	28711	7,61
p42	27052	29209	7,97	28503	5,36	28518	5,42	28518	5,42	30761	13,71	28539	5,50	28538	5,49	28388	4,94
p43	27075	29599	9,32	28379	4,82	28393	4,87	28393	4,87	30826	13,85	28653	5,83	28342	4,68	28305	4,54
p44	26690	29028	8,76	28430	6,52	28481	6,71	28319	6,10	31143	16,68	28917	8,34	28443	6,57	28439	6,55
p45	23506	27800	18,27	27353	16,37	27474	16,88	27586	17,36	29993	27,60	27449	16,77	27112	15,34	27114	15,35
p46	23325	27452	17,69	26887	15,27	26808	14,93	26889	15,28	30665	31,47	27580	18,24	26857	15,14	26614	14,10
p47	23617	27409	16,06	26886	13,84	27037	14,48	26501	12,21	30358	28,54	27140	14,92	26726	13,16	26883	13,83
p48	23585	27838	18,03	26833	13,77	26800	13,63	26666	13,06	30014	27,26	27623	17,12	27404	16,19	27084	14,84
p49	23776	27942	17,52	27337	14,98	27956	17,58	27816	16,99	30830	29,67	27587	16,03	28055	18,00	28316	19,09
p50	23988	28298	17,97	27419	14,30	27825	16,00	27708	15,51	30999	29,23	28309	18,01	28323	18,07	27494	14,62
p51	23837	27719	16,29	26718	12,09	27524	15,47	27751	16,42	30764	29,06	28163	18,15	29431	23,47	28293	18,69
p52	23796	28246	18,70	27481	15,49	27883	17,18	27334	14,87	29972	25,95	27627	16,10	28239	18,67	27937	17,40
p53	20422	25027	22,55	24228	18,64	24124	18,13	23914	17,10	27725	35,76	24826	21,57	24091	17,97	24033	17,68
p54	20524	25010	21,86	24380	18,79	23646	15,21	23615	15,06	28043	36,64	24204	17,93	23652	15,24	23513	14,56
p55	20793	25977	24,93	25414	22,22	24044	15,64	24148	16,14	27964	34,49	25429	22,30	24273	16,74	24004	15,44
p56	20644	25338	22,74	24928	20,75	24918	20,70	24879	20,51	27362	32,54	25164	21,90	24082	16,65	23812	15,35
p57	20542	26075	26,94	26087	26,99	25710	25,16	25827	25,73	28977	41,06	26979	31,34	26287	27,97	25960	26,38
p58	20554	27010	31,41	25384	23,50	25319	23,18	25458	23,86	29581	43,92	26128	27,12	25783	25,44	25961	26,31
p59	20673	27100	31,09	26392	27,66	26543	28,39	26565	24,10	28745	39,05	26821	29,74	27160	31,38	26375	27,58
p60	20721	26821	29,44	26486	27,82	26028	25,61	26293	26,89	29817	43,90	26551	28,14	26060	25,77	25965	25,31
p61	36032	40291,5	11,82	38513,5	6,89	38585,5	7,09	38465,5	6,75	43120,5	19,67	39558,5	9,79	38712,5	7,44	38588,5	7,10
p62	35758	40483,5	13,22	39647,5	10,88	39945,5	11,71	39643,5	10,87	43286,5	21,05	39892,5	11,56	39981,5	11,81	39773,5	11,23
p63	35725	40707,5	13,95	39684,5	11,08	39873,5	11,61	39627,5	10,92	42963,5	20,26	39681,5	11,07	39738,5	11,23	39626,5	10,92
p64	35975	40591,5	12,83	39507,5	9,82	39701,5	10,36	39421,5	9,58	43434,5	20,74	39822,5	10,69	39651,5	10,22	39497,5	9,79
p65	32837	39289,5	19,65	38178,5	16,27	38372,5	16,86	38318,5	16,69	42532,5	29,53	38282,5	16,58	38281,5	16,58	38174,5	16,25
p66	32909	38712,5	17,64	38219,5	16,14	37619,5	14,31	37446,5	13,79	42325,5	28,61	38439,5	16,81	37816,5	14,91	37682,5	14,51
p67	32911	39843,5	21,06	37982,5	15,41	37932,5	15,26	37622,5	14,32	41339,5	25,61	38408,5	16,70	37849,5	15,01	37818,5	14,91
p68	33469	38728,5	15,71	37274,5	11,37	37883,5	13,19	37817,5	12,99	43003,5	28,49	38306,5	14,45	37388,5	11,71	37134,5	10,95
p69	33607	40566,5	20,71	38231,5	13,76	40165,5	19,52	38576,5	14,79	42220,5	25,63	38854,5	15,61	39557,5	17,71	39305,5	16,96
p70	32778	39847,5	21,57	38132,5	16,34	39235,5	19,70	38350,5	17,00	42327,5	29,13	38756,5	18,24	38840,5	18,50	38165,5	16,44
p71	32923	40156,5	21,97	38563,5	17,13	39697,5	20,58	38361,5	16,52	42346,5	28,62	38606,5	17,26	41534,5	26,16	38808,5	17,88
p72	33187	40470,5	21,95	37915,5	14,25	39151,5	17,97	38044,5	14,64	42496,5	28,05	38471,5	15,92	38034,5	14,61	37844,5	14,03
p73	29838	36939,5	23,80	35904,5	20,33	35171,5	17,87	35043,5	17,45	39512,5	32,42	35822,5	20,06	35594,5	19,29	35575,5	19,23
p74	30337	38067,5	25,48	35557,5	17,21	35044,5	15,52	35096,5	15,69	39155,5	29,07	36197,5	19,32	34595,5	14,04	34403,5	13,40
p75	30244	37264,5	23,21	35439,5	17,18	35862,5	18,58	35766,5	18,26	41347,5	36,71	34955,5	15,58	34825,5	15,15	34670,5	14,64
p76	30201	36773,5	21,76	35470,5	17,45	34781,5	15,17	34779,5	15,16	41183,5	36,36	36329,5	20,29	35174,5	16,47	34945,5	15,71
p77	30152	39342,5	30,48	35717,5	18,46	38632,5	28,13	37110,5	23,08	41979,5	39,23	36932,5	22,49	37562,5	24,58	37213,5	23,42
p78	30124	39537,5	31,25	36635,5	21,62	37736,5	25,27	37522,5	24,56	43124,5	43,16	37969,5	26,04	37440,5	24,29	36430,5	20,94
p79	29544	38059,5	28,82	37615,5	27,32	37690,5	27,57	37683,5	27,55	40153,5	35,91	38559,5	30,52	37026,5	25,33	36007,5	21,88
p80	30120	38654,5	28,34	36470,5	21,08	38211,5	26,86	36861,5	22,38	41337,5	37,24	36945,5	22,66	37550,5	24,67	37078,5	23,10

Tabelle C.5: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den großen Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 400$ bzw. $c_A = 560$)

Instanz	US_1 [s]	SBVaa1		SBVaa2		SBVab1		SBVab2		SBVba1		SBVba2		SBVbb1		SBVbb2	
		Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]
p81	54355	59875	10,16	57578	5,93	57391	5,59	57320	5,45	64191	18,10	59485	9,44	57597	5,96	57597	5,96
p82	55821	61078	9,42	59959	7,41	59978	7,45	59978	7,45	64079	14,79	59910	7,33	60223	7,89	59943	7,38
p83	54105	59620	10,19	57728	6,70	57901	7,02	57649	6,55	65622	21,29	59439	9,86	58256	7,67	58170	7,51
p84	55331	60728	9,75	59533	7,59	59552	7,63	59552	7,63	63949	15,58	59417	7,38	59931	8,31	59465	7,47
p85	48665	57571	18,30	54936	12,89	55886	14,84	56030	15,13	60586	24,50	55785	14,63	53999	10,96	53709	10,36
p86	48795	58052	18,97	54160	11,00	54862	12,43	54799	12,30	64088	31,34	56884	16,58	54434	11,56	54435	11,56
p87	48816	55988	14,69	53262	9,11	54124	10,87	53963	10,54	61526	26,04	55238	13,16	55072	12,82	54409	11,46
p88	48639	55327	13,75	53593	10,19	53645	10,29	53881	10,78	61535	26,51	55720	14,56	54387	11,82	54166	11,36
p89	47965	57531	19,94	56196	17,16	56808	18,44	56654	18,12	63389	32,16	57402	19,67	59640	24,34	57406	19,68
p90	48118	58731	22,06	56262	16,93	56826	18,10	56142	16,68	62541	29,97	57241	18,96	57057	18,58	56837	18,12
p91	48552	58556	20,60	56246	15,85	58015	19,49	56213	15,78	61365	26,39	57068	17,54	58986	21,49	57411	18,25
p92	47771	57223	19,79	56517	18,31	57123	19,58	56228	17,70	61898	29,57	57207	19,75	57226	19,79	57402	20,16
p93	42411	52292	23,30	49913	17,69	50383	18,80	49857	17,56	61831	45,79	52324	23,37	50127	18,19	50576	19,25
p94	42328	51751	22,26	49426	16,77	50245	18,70	50081	18,32	57265	35,29	52393	23,78	49112	16,03	48945	15,63
p95	42284	51298	21,32	50535	19,51	50222	18,77	50019	18,29	60144	42,24	53275	25,99	48947	15,76	49032	15,96
p96	42414	52284	23,27	49538	16,80	50053	18,01	49940	17,74	57454	35,46	52535	23,86	48871	15,22	48689	14,79
p97	42052	54822	30,37	53950	28,29	54785	30,28	54289	29,10	60511	43,90	54326	29,19	53937	28,26	53573	27,40
p98	42332	54700	29,22	53340	26,00	53365	26,06	54340	28,37	61068	44,26	53599	26,62	53818	27,13	54866	29,61
p99	42457	56655	33,44	51968	22,40	53697	26,47	53215	25,34	59401	39,91	53238	25,39	53374	25,71	53880	26,90
p100	42154	55043	30,58	53415	26,71	54093	28,32	53915	27,90	59387	40,88	55337	31,27	55064	30,63	53135	26,05
p101	72940	82852	13,59	77388	6,10	77405	6,12	77405	6,12	88973	21,98	78846	8,10	78131	7,12	77783	6,64
p102	72458	81930	13,07	76740	5,91	76821	6,02	76728	5,89	87448	20,69	78877	8,86	77561	7,04	77513	6,98
p103	73269	83031	13,32	78640	7,33	78658	7,36	78658	7,36	88347	20,58	79754	8,85	79611	8,66	78957	7,76
p104	73033	82473	12,93	76874	5,26	76895	5,29	76895	5,29	88064	20,58	78306	7,22	77882	6,64	77518	6,14
p105	67009	80328	19,88	75647	12,89	76440	14,07	76306	13,87	86113	28,51	75459	12,61	75622	12,85	75492	12,66
p106	66339	77951	17,50	75687	14,09	75085	13,18	74860	12,84	87831	32,40	76857	15,85	75310	13,52	75795	14,25
p107	66184	77831	17,60	75824	14,57	74785	13,00	74572	12,67	85847	29,71	78124	18,04	75591	14,21	75425	13,96
p108	65509	77742	18,67	76540	16,84	76960	17,48	75980	15,98	86881	32,62	77214	17,87	76706	17,09	76579	16,90
p109	66539	79656	19,71	75568	13,57	78319	17,70	75682	13,74	87967	32,20	78927	18,62	78769	18,38	77993	17,21
p110	66459	80710	21,44	76626	15,30	79424	19,51	76762	15,50	87559	31,75	78415	17,99	78137	17,57	77868	17,17
p111	66040	80369	21,70	75543	14,39	80124	21,33	75532	14,37	86934	31,64	76347	15,61	78904	19,48	78104	18,27
p112	65633	80108	22,05	78093	18,98	79558	21,22	76956	17,25	86124	31,22	78713	19,93	79537	21,18	79330	20,87
p113	60288	73900	22,58	71551	18,68	70319	16,64	70198	16,44	82097	36,17	71997	19,42	70920	17,64	71165	18,04
p114	60860	74914	23,09	70253	15,43	72464	19,07	72533	19,18	82196	35,06	72382	18,93	71904	18,15	71196	16,98
p115	59152	74889	26,60	72984	23,38	72671	22,85	72002	21,72	85203	44,04	74646	26,19	73919	24,96	74173	25,39
p116	60829	74920	23,16	70790	16,38	71235	17,11	70935	16,61	83252	36,86	74259	22,08	71776	18,00	70617	16,09
p117	60736	77093	26,93	72762	19,80	75825	24,84	75397	24,14	81977	34,97	74438	22,56	76008	25,14	75686	24,61
p118	59341	76242	28,48	75117	26,59	75082	26,53	73949	24,62	83547	40,79	76076	28,20	76085	28,22	76249	28,49
p119	61209	77700	26,94	73574	20,20	76599	25,14	76161	24,43	87575	43,08	76724	25,35	74778	22,17	73910	20,75
p120	60585	77693	28,24	74689	23,28	74202	22,48	73875	21,94	84614	39,66	75528	24,66	75059	23,89	74497	22,96

Tabelle C.6: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den sehr großen Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 624$ bzw. $c_A = 875$)

Instanz	US_1 [s]	SBVaa1		SBVaa2		SBVab1		SBVab2		SBVba1		SBVba2		SBVbb1		SBVbb2	
		Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]
p121	94207	104799	11,24	102134	8,41	103027	9,36	102003	8,28	115349	22,44	103416	9,78	103657	10,03	103069	9,41
p122	95844	104759	9,30	100821	5,19	100849	5,22	100849	5,22	114435	19,40	101459	5,86	101413	5,81	100885	5,26
p123	92155	105987	15,01	104859	13,79	105489	14,47	104835	13,76	112221	21,77	105775	14,78	105293	14,26	105219	14,18
p124	94364	104826	11,09	102135	8,24	102793	8,93	102003	8,10	113118	19,87	102965	9,11	103601	9,79	103049	9,20
p125	85356	98962	15,94	95281	11,63	93777	9,87	93832	9,93	111559	30,70	96099	12,59	95335	11,69	94851	11,12
p126	84789	98382	16,03	95718	12,89	95407	12,52	95235	12,32	110676	30,53	97534	15,03	97607	15,12	96145	13,39
p127	85877	99755	16,16	96661	12,56	97478	13,51	97229	13,22	110201	28,32	98086	14,22	96178	12,00	95595	11,32
p128	83918	98582	17,47	94941	13,14	95302	13,57	94809	12,98	111548	32,93	98603	17,50	97266	15,91	97295	15,94
p129	85654	101382	18,36	98762	15,30	100571	17,42	100182	16,96	110225	28,69	100063	16,82	100202	16,98	99336	15,97
p130	83691	99973	19,45	100061	19,56	99636	19,05	99883	19,35	111051	32,69	101892	21,75	100488	20,07	99576	18,98
p131	84299	101151	19,99	96848	14,89	98764	17,16	98430	16,76	110016	30,51	100204	18,87	98892	17,31	99882	18,49
p132	84296	100433	19,14	97958	16,21	100014	18,65	96813	14,85	110418	30,99	99700	18,27	100598	19,34	100145	18,80
p133	74250	88795	19,59	87225	17,47	85382	14,99	85040	14,53	99571	34,10	89583	20,65	85958	15,77	85958	15,77
p134	74304	101638	36,79	89147	19,98	86319	16,17	86411	16,29	108110	45,50	90638	21,98	88525	19,14	88455	19,04
p135	73923	88511	19,73	87005	17,70	86828	17,46	86276	16,71	100641	36,14	92041	24,51	86833	17,46	86136	16,52
p136	74768	91094	21,84	87138	16,54	87330	16,80	87415	16,92	103402	38,30	89817	20,13	87410	16,91	86249	15,36
p137	74382	94771	27,41	91390	22,87	94814	27,47	93109	25,18	106343	42,97	97853	31,55	94594	27,17	93920	26,27
p138	74343	97026	30,51	94966	27,74	94094	26,57	93030	25,14	105800	42,31	98709	32,78	93711	26,05	94452	27,05
p139	74190	97930	32,00	92945	25,28	92233	24,32	92832	25,13	109575	47,70	96319	29,83	93936	26,62	93422	25,92
p140	73678	98922	34,26	93579	27,01	94270	27,95	93341	26,69	107528	45,94	97030	31,69	92241	25,19	92280	25,25
p141	126621	143894,5	13,64	133935,5	5,78	133272,5	5,25	133184,5	5,18	156582,5	23,66	137007,5	8,20	135596,5	7,09	135596,5	7,09
p142	125759	143533,5	14,13	134904,5	7,27	135571,5	7,80	134775,5	7,17	154613,5	22,94	139371,5	10,82	136901,5	8,86	136681,5	8,69
p143	126239	144144,5	14,18	134486,5	6,53	134601,5	6,62	134066,5	6,20	157257,5	24,57	137149,5	8,64	136287,5	7,96	135951,5	7,69
p144	127356	144809,5	13,70	135458,5	6,36	135484,5	6,38	135484,5	6,38	158685,5	24,60	137839,5	8,23	137606,5	8,05	136385,5	7,09
p145	115231	137735,5	19,53	133690,5	16,02	132530,5	15,01	131585,5	14,19	154203,5	33,82	134041,5	16,32	133822,5	16,13	133380,5	15,75
p146	116349	137720,5	18,37	130174,5	11,88	131891,5	13,36	131904,5	13,37	152359,5	30,95	134491,5	15,59	132869,5	14,20	131837,5	13,31
p147	117989	140155,5	18,79	132435,5	12,24	132574,5	12,36	132468,5	12,27	153502,5	30,10	134450,5	13,95	133239,5	12,93	131997,5	11,87
p148	113266	140395,5	23,95	133355,5	17,74	134559,5	18,80	132657,5	17,12	151665,5	33,90	135890,5	19,97	135912,5	19,99	135371,5	19,52
p149	117375	141215,5	20,31	132948,5	13,27	137285,5	16,96	135740,5	15,65	153930,5	31,14	137082,5	16,79	138030,5	17,60	135346,5	15,31
p150	115307	141712,5	22,90	134846,5	16,95	141558,5	22,77	133973,5	16,19	152352,5	32,13	137378,5	19,14	138392,5	20,02	139613,5	21,08
p151	113802	138300,5	21,53	133348,5	17,18	135138,5	18,75	134010,5	17,76	153778,5	35,13	136263,5	19,74	138893,5	22,05	138114,5	21,36
p152	116588	144798,5	24,20	132645,5	13,77	137782,5	18,18	135473,5	16,20	154247,5	32,30	137125,5	17,62	136395,5	16,99	135382,5	16,12
p153	106244	131356,5	23,64	124270,5	16,97	127933,5	20,41	127852,5	20,34	146930,5	38,30	128010,5	20,49	126173,5	18,76	125557,5	18,18
p154	106713	132860,5	24,50	124266,5	16,45	126220,5	18,28	126248,5	18,31	147807,5	38,51	127704,5	19,67	123916,5	16,12	123480,5	15,71
p155	106273	131285,5	23,54	122776,5	15,53	124888,5	17,52	125023,5	17,64	145517,5	36,93	126174,5	18,73	125248,5	17,86	123322,5	16,04
p156	106012	134898,5	27,25	125315,5	18,21	125585,5	18,46	125618,5	18,49	147388,5	39,03	127664,5	20,42	122246,5	15,31	121901,5	14,99
p157	102640	139000,5	35,43	131843,5	28,45	132617,5	29,21	130834,5	27,47	148749,5	44,92	132758,5	29,34	135535,5	32,05	136334,5	32,83
p158	102789	132641,5	29,04	131454,5	27,89	131614,5	28,04	131340,5	27,78	148874,5	44,84	134732,5	31,08	132019,5	28,44	131067,5	27,51
p159	106375	135974,5	27,83	129986,5	22,20	130274,5	22,47	129447,5	21,69	151117,5	42,06	132405,5	24,47	131502,5	23,62	131246,5	23,38
p160	103679	137031,5	32,17	130087,5	25,47	130101,5	25,48	129020,5	24,44	149748,5	44,43	132818,5	28,11	132720,5	28,01	131713,5	27,04

Tabelle C.7: Ergebnisse des Verfahrens SBV* bei den Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel

10x10				15x15				20x20				25x25			
Instanz	US_1 [s]	Z [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z [s]	RE [%]
<i>p1</i>	10299	10703	3,92	<i>p41</i>	26680	28397	6,44	<i>p81</i>	54355	57320	5,45	<i>p121</i>	94207	102003	8,28
<i>p2</i>	10512	11168	6,24	<i>p42</i>	27052	28388	4,94	<i>p82</i>	55821	59910	7,33	<i>p122</i>	95844	100821	5,19
<i>p3</i>	10220	10990	7,53	<i>p43</i>	27075	28305	4,54	<i>p83</i>	54105	57649	6,55	<i>p123</i>	92155	104835	13,76
<i>p4</i>	10216	10882	6,52	<i>p44</i>	26690	28319	6,10	<i>p84</i>	55331	59417	7,38	<i>p124</i>	94364	102003	8,10
<i>p5</i>	9079	9958	9,68	<i>p45</i>	23506	27112	15,34	<i>p85</i>	48665	53709	10,36	<i>p125</i>	85356	93777	9,87
<i>p6</i>	9042	10031	10,94	<i>p46</i>	23325	26614	14,10	<i>p86</i>	48795	54160	10,99	<i>p126</i>	84789	95235	12,32
<i>p7</i>	9114	10207	11,99	<i>p47</i>	23617	26501	12,21	<i>p87</i>	48816	53262	9,11	<i>p127</i>	85877	95595	11,32
<i>p8</i>	9059	10314	13,85	<i>p48</i>	23585	26666	13,06	<i>p88</i>	48639	53593	10,19	<i>p128</i>	83918	94809	12,98
<i>p9</i>	9152	10408	13,72	<i>p49</i>	23776	27337	14,98	<i>p89</i>	47965	56196	17,16	<i>p129</i>	85654	98762	15,30
<i>p10</i>	9084	10511	15,71	<i>p50</i>	23988	27419	14,30	<i>p90</i>	48118	56142	16,68	<i>p130</i>	83691	99576	18,98
<i>p11</i>	9174	10230	11,51	<i>p51</i>	23837	26718	12,09	<i>p91</i>	48552	56213	15,78	<i>p131</i>	84299	96848	14,89
<i>p12</i>	9045	10708	18,39	<i>p52</i>	23796	27334	14,87	<i>p92</i>	47771	56228	17,70	<i>p132</i>	84296	96813	14,85
<i>p13</i>	7851	8976	14,33	<i>p53</i>	20422	23914	17,10	<i>p93</i>	42411	49857	17,56	<i>p133</i>	74250	85040	14,53
<i>p14</i>	7780	8761	12,61	<i>p54</i>	20524	23513	14,56	<i>p94</i>	42328	48945	15,63	<i>p134</i>	74304	86319	16,17
<i>p15</i>	7870	9196	16,85	<i>p55</i>	20793	24004	15,44	<i>p95</i>	42284	48947	15,76	<i>p135</i>	73923	86136	16,52
<i>p16</i>	7908	9224	16,64	<i>p56</i>	20644	23812	15,35	<i>p96</i>	42414	48689	14,79	<i>p136</i>	74768	86249	15,36
<i>p17</i>	7932	10080	27,08	<i>p57</i>	20542	25710	25,16	<i>p97</i>	42052	53573	27,40	<i>p137</i>	74382	91390	22,87
<i>p18</i>	7914	9833	24,25	<i>p58</i>	20554	25319	23,18	<i>p98</i>	42332	53340	26,00	<i>p138</i>	74343	93030	25,14
<i>p19</i>	7882	9551	21,17	<i>p59</i>	20673	25655	24,10	<i>p99</i>	42457	51968	22,40	<i>p139</i>	74190	92233	24,32
<i>p20</i>	7865	9852	25,26	<i>p60</i>	20721	25965	25,31	<i>p100</i>	42154	53135	26,05	<i>p140</i>	73678	92241	25,19
<i>p21</i>	14041	14630	4,19	<i>p61</i>	36032	38465,5	6,75	<i>p101</i>	72940	77388	6,10	<i>p141</i>	126621	133184,5	5,18
<i>p22</i>	14146	14981	5,90	<i>p62</i>	35758	39643,5	10,87	<i>p102</i>	72458	76728	5,89	<i>p142</i>	125759	134775,5	7,17
<i>p23</i>	13951	15216	9,07	<i>p63</i>	35725	39626,5	10,92	<i>p103</i>	73269	78640	7,33	<i>p143</i>	126239	134066,5	6,20
<i>p24</i>	13925	15221	9,31	<i>p64</i>	35975	39421,5	9,58	<i>p104</i>	73033	76874	5,26	<i>p144</i>	127356	135458,5	6,36
<i>p25</i>	12872	14560	13,11	<i>p65</i>	32837	38174,5	16,25	<i>p105</i>	67009	75459	12,61	<i>p145</i>	115231	131585,5	14,19
<i>p26</i>	12911	14189	9,90	<i>p66</i>	32909	37446,5	13,79	<i>p106</i>	66339	74860	12,84	<i>p146</i>	116349	130174,5	11,88
<i>p27</i>	12748	14341	12,50	<i>p67</i>	32911	37622,5	14,32	<i>p107</i>	66184	74572	12,67	<i>p147</i>	117989	131997,5	11,87
<i>p28</i>	12821	14390	12,24	<i>p68</i>	33469	37134,5	10,95	<i>p108</i>	65509	75980	15,98	<i>p148</i>	113266	132657,5	17,12
<i>p29</i>	12865	14503	12,73	<i>p69</i>	33607	38231,5	13,76	<i>p109</i>	66539	75568	13,57	<i>p149</i>	117375	132948,5	13,27
<i>p30</i>	12931	14456	11,79	<i>p70</i>	32778	38132,5	16,34	<i>p110</i>	66459	76626	15,30	<i>p150</i>	115307	133973,5	16,19
<i>p31</i>	12793	14417	12,69	<i>p71</i>	32923	38361,5	16,52	<i>p111</i>	66040	75532	14,37	<i>p151</i>	113802	133348,5	17,18
<i>p32</i>	12742	14443	13,35	<i>p72</i>	33187	37844,5	14,03	<i>p112</i>	65633	76956	17,25	<i>p152</i>	116588	132645,5	13,77
<i>p33</i>	11575	13280	14,73	<i>p73</i>	29838	35043,5	17,45	<i>p113</i>	60288	70198	16,44	<i>p153</i>	106244	124270,5	16,97
<i>p34</i>	11684	13461	15,21	<i>p74</i>	30337	34403,5	13,40	<i>p114</i>	60860	70253	15,43	<i>p154</i>	106713	123480,5	15,71
<i>p35</i>	11618	13326	14,70	<i>p75</i>	30244	34670,5	14,64	<i>p115</i>	59152	72002	21,72	<i>p155</i>	106273	122776,5	15,53
<i>p36</i>	11497	13236	15,13	<i>p76</i>	30201	34779,5	15,16	<i>p116</i>	60829	70617	16,09	<i>p156</i>	106012	121901,5	14,99
<i>p37</i>	11664	14069	20,62	<i>p77</i>	30152	35717,5	18,46	<i>p117</i>	60736	72762	19,80	<i>p157</i>	102640	130834,5	27,47
<i>p38</i>	11554	14242	23,26	<i>p78</i>	30124	36430,5	20,94	<i>p118</i>	59341	73949	24,62	<i>p158</i>	102789	131067,5	27,51
<i>p39</i>	11487	14182	23,46	<i>p79</i>	29544	36007,5	21,88	<i>p119</i>	61209	73574	20,20	<i>p159</i>	106375	129447,5	21,69
<i>p40</i>	11619	14172	21,97	<i>p80</i>	30120	36470,5	21,08	<i>p120</i>	60585	73875	21,94	<i>p160</i>	103679	129020,5	24,44

Tabelle C.8: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den kleinen Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 100$ bzw. $c_A = 140$)

Instanz	GRASP1				GRASP2			MSH1			MSH2		
	US_1 [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]
<i>p1</i>	10299	10705	3,94	10,83	10691	3,81	10,40	10778	4,65	10,59	10664	3,54	10,62
<i>p2</i>	10512	11174	6,30	11,29	11168	6,24	11,06	11190	6,45	11,64	11162	6,18	11,40
<i>p3</i>	10220	10964	7,28	11,25	10968	7,32	11,20	10969	7,33	11,42	10939	7,04	11,31
<i>p4</i>	10216	10826	5,97	11,28	10822	5,93	11,01	10820	5,91	11,76	10810	5,81	11,26
<i>p5</i>	9079	9836	8,34	12,47	9765	7,56	12,82	9863	8,64	13,45	9751	7,40	12,46
<i>p6</i>	9042	9651	6,74	13,42	9671	6,96	13,31	9884	9,31	12,93	9677	7,02	12,22
<i>p7</i>	9114	9827	7,82	13,62	9763	7,12	13,87	9890	8,51	14,77	9714	6,58	13,18
<i>p8</i>	9059	9989	10,27	14,41	9797	10,13	13,89	10040	10,83	14,28	9939	9,71	13,37
<i>p9</i>	9152	10001	9,28	12,75	10020	9,48	12,50	10084	10,18	13,62	9886	8,02	12,90
<i>p10</i>	9084	10040	10,52	15,48	9981	9,87	14,04	10085	11,02	16,15	9977	9,83	15,46
<i>p11</i>	9174	9975	8,73	14,29	9882	7,72	13,79	10048	9,53	13,59	9930	8,24	13,42
<i>p12</i>	9045	10249	13,31	14,85	10119	11,87	14,54	10226	13,06	14,74	10191	12,67	15,07
<i>p13</i>	7851	8606	9,62	16,40	8650	10,18	14,98	8788	11,93	14,82	8776	11,78	12,92
<i>p14</i>	7780	8590	10,41	16,01	8443	8,52	15,34	8677	11,53	15,38	8629	10,91	15,05
<i>p15</i>	7870	8832	12,22	15,27	8709	10,66	14,59	8916	13,29	14,43	8858	12,55	14,32
<i>p16</i>	7908	8802	11,31	15,93	8849	11,90	15,62	9042	14,34	16,40	9011	13,95	14,59
<i>p17</i>	7932	9005	13,53	19,28	9053	14,13	17,58	9183	15,77	19,36	9302	17,27	17,97
<i>p18</i>	7914	9354	18,20	17,89	9193	16,16	16,85	9312	17,66	18,07	9221	16,52	15,35
<i>p19</i>	7882	9241	17,24	18,60	9228	17,08	18,24	9382	19,03	19,73	9280	17,74	16,85
<i>p20</i>	7865	9255	17,67	18,32	9137	16,17	17,53	9373	19,17	20,26	9166	16,54	16,38
<i>p21</i>	14041	14783	5,28	12,59	14713	4,79	12,09	14766	5,16	13,12	14589	3,90	12,85
<i>p22</i>	14146	15079	6,60	12,36	14979	5,89	12,45	15074	6,56	12,96	14965	5,79	13,09
<i>p23</i>	13951	15179	8,80	12,70	15194	8,91	12,65	15193	8,90	13,23	15172	8,75	12,26
<i>p24</i>	13925	15169	8,93	12,59	15148	8,78	12,36	15149	8,79	12,95	15146	8,77	12,50
<i>p25</i>	12872	14015	8,88	16,16	14041	9,08	15,32	14255	10,74	16,82	13968	8,51	14,76
<i>p26</i>	12911	13938	7,95	16,71	13889	7,57	16,44	14060	8,90	18,10	13882	7,52	14,21
<i>p27</i>	12748	13989	9,73	16,29	13993	9,77	15,40	13912	9,13	17,18	13876	8,85	13,92
<i>p28</i>	12821	13813	7,74	21,37	13801	7,64	21,56	14039	9,50	22,45	13781	7,49	19,83
<i>p29</i>	12865	14317	11,29	16,82	14142	9,93	15,96	14200	10,38	17,11	14096	9,57	17,66
<i>p30</i>	12931	14274	10,39	15,51	14166	9,55	15,29	14309	10,66	16,02	14141	9,36	14,24
<i>p31</i>	12793	14135	10,49	16,94	14184	10,87	15,34	14168	10,75	16,02	14187	10,90	16,93
<i>p32</i>	12742	14064	10,38	16,85	14112	10,75	15,80	14365	12,74	15,16	13968	9,62	15,07
<i>p33</i>	11575	12880	11,27	21,28	12776	10,38	21,61	13272	14,66	24,07	13040	12,66	18,35
<i>p34</i>	11684	13008	11,33	17,74	12986	11,14	17,96	13351	14,27	15,66	13170	12,72	16,49
<i>p35</i>	11618	13102	12,77	19,13	12980	11,72	17,72	13339	14,81	20,17	13107	12,82	16,97
<i>p36</i>	11497	13009	13,15	20,08	12939	12,54	20,41	13019	13,24	20,16	12859	11,85	15,63
<i>p37</i>	11664	13669	17,19	20,98	13439	15,22	20,35	13740	17,80	22,32	13533	16,02	20,39
<i>p38</i>	11554	13682	18,42	24,15	13643	18,08	23,23	13632	17,99	25,52	13497	16,82	20,26
<i>p39</i>	11487	13765	19,83	20,41	13821	20,32	18,80	13873	20,77	21,90	13706	19,32	17,48
<i>p40</i>	11619	13524	16,40	20,12	13531	16,46	19,36	13664	17,60	19,48	13522	16,38	16,43

Tabelle C.9: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den mittleren Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 224$ bzw. $c_A = 315$)

Instanz	GRASP1				GRASP2				MSH1			MSH2		
	US_1 [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	
<i>p41</i>	26680	28557	7,04	21,01	28501	6,83	18,75	28448	6,63	22,15	28378	6,36	19,03	
<i>p42</i>	27052	28582	5,66	20,59	28460	5,20	19,34	28673	5,99	22,14	28406	5,01	20,83	
<i>p43</i>	27075	28453	5,09	19,50	28371	4,79	17,75	28531	5,38	19,27	28182	4,09	18,74	
<i>p44</i>	26690	28433	6,53	19,67	28405	6,43	17,91	28309	6,07	20,55	28192	5,63	17,89	
<i>p45</i>	23506	26108	11,07	34,57	26138	11,20	34,36	26345	12,08	39,41	25884	10,12	24,06	
<i>p46</i>	23325	25890	11,00	36,11	25934	11,19	34,96	26025	11,58	41,15	25704	10,20	25,23	
<i>p47</i>	23617	26086	10,45	36,74	25910	9,71	35,21	26194	10,91	42,09	25710	8,86	28,75	
<i>p48</i>	23585	26361	11,77	35,32	26239	11,25	35,68	26588	12,73	38,69	26319	11,59	24,57	
<i>p49</i>	23776	26602	11,89	46,96	26326	10,73	42,61	26795	12,70	46,85	26518	11,53	36,63	
<i>p50</i>	23988	26703	11,32	45,10	26435	10,20	39,48	26951	12,35	49,72	26720	11,39	31,14	
<i>p51</i>	23837	26452	10,97	42,82	26535	11,32	41,53	26993	13,24	47,46	26784	12,36	36,04	
<i>p52</i>	23796	26836	12,78	40,36	26798	12,62	37,24	27058	13,71	44,68	26798	12,62	32,06	
<i>p53</i>	20422	23216	13,68	53,60	23073	12,98	53,31	23579	15,46	66,78	23333	14,25	37,67	
<i>p54</i>	20524	23178	12,93	48,02	22836	11,26	54,90	23555	14,77	60,76	23512	14,56	37,92	
<i>p55</i>	20793	23331	12,21	43,45	23229	11,72	43,63	24003	15,44	48,19	23619	13,59	30,41	
<i>p56</i>	20644	23279	12,76	47,08	22873	10,80	48,66	23575	14,20	56,43	23166	12,22	39,92	
<i>p57</i>	20542	24458	19,06	77,38	24385	18,71	72,95	24756	20,51	87,74	24519	19,36	50,88	
<i>p58</i>	20554	24494	19,17	68,75	24176	17,62	65,65	24763	20,48	74,49	24388	18,65	52,15	
<i>p59</i>	20673	24640	19,19	61,17	24510	18,56	53,41	25043	21,14	61,20	24339	17,73	35,69	
<i>p60</i>	20721	24660	19,01	61,06	24445	17,97	63,29	25072	21,00	73,51	24818	19,77	47,13	
<i>p61</i>	36032	38558,5	7,01	33,30	38513,5	6,89	29,31	38396,5	6,56	34,68	38302,5	6,30	30,14	
<i>p62</i>	35758	39589,5	10,72	29,33	39566,5	10,65	26,38	39508,5	10,49	31,12	39489,5	10,44	26,40	
<i>p63</i>	35725	39470,5	10,48	26,75	39478,5	10,51	23,26	39469,5	10,48	27,30	39412,5	10,32	23,53	
<i>p64</i>	35975	39356,5	9,40	25,90	39275,5	9,17	25,16	39203,5	8,97	28,02	39140,5	8,80	23,48	
<i>p65</i>	32837	37013,5	12,72	63,07	36707,5	11,79	61,65	37343,5	13,72	69,98	36560,5	11,34	43,98	
<i>p66</i>	32909	36865,5	12,02	54,34	36843,5	11,96	51,59	37143,5	12,87	66,55	36720,5	11,58	39,20	
<i>p67</i>	32911	36928,5	12,21	57,07	37022,5	12,49	58,08	37296,5	13,33	67,15	36470,5	10,82	34,23	
<i>p68</i>	33469	36713,5	9,69	55,82	36539,5	9,17	52,31	37094,5	10,83	68,17	36696,5	9,64	50,26	
<i>p69</i>	33607	37585,5	11,84	59,26	37456,5	11,45	53,64	37804,5	12,49	59,50	37427,5	11,37	48,06	
<i>p70</i>	32778	37886,5	15,59	64,19	37706,5	15,04	58,10	37830,5	15,41	68,34	37670,5	14,93	49,09	
<i>p71</i>	32923	37766,5	14,71	57,44	37616,5	14,26	50,87	37974,5	15,34	62,15	37480,5	13,84	39,98	
<i>p72</i>	33187	37336,5	12,50	47,00	37177,5	12,02	46,27	37722,5	13,67	49,42	37258,5	12,27	38,05	
<i>p73</i>	29838	34150,5	14,45	84,54	34116,5	14,34	85,77	34077,5	14,21	93,57	34051,5	14,12	45,49	
<i>p74</i>	30337	34489,5	13,69	67,21	33985,5	12,03	67,56	35205,5	16,05	67,89	35037,5	15,49	56,13	
<i>p75</i>	30244	34152,5	12,92	64,79	33887,5	12,05	68,30	34791,5	15,04	73,54	34293,5	13,39	46,97	
<i>p76</i>	30201	33909,5	12,28	76,79	33911,5	12,29	74,66	34359,5	13,77	92,01	33878,5	12,18	47,33	
<i>p77</i>	30152	35171,5	16,65	98,03	34638,5	14,88	98,69	36028,5	19,49	110,76	35402,5	17,41	68,95	
<i>p78</i>	30124	35095,5	16,50	102,79	35181,5	16,79	96,97	35783,5	18,79	102,63	35240,5	16,98	69,92	
<i>p79</i>	29544	35423,5	19,90	97,78	35176,5	19,06	93,81	35807,5	21,20	108,72	35203,5	19,16	55,90	
<i>p80</i>	30120	35373,5	17,44	116,46	35214,5	16,91	82,93	36145,5	20,01	114,63	35377,5	17,46	61,70	

Tabelle C.10: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den großen Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 400$ bzw. $c_A = 560$)

Instanz	GRASP1				GRASP2			MSH1			MSH2		
	US_1 [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]
<i>p81</i>	54355	57845	6,42	41,74	57597	5,96	34,26	57421	5,64	42,62	57149	5,14	34,87
<i>p82</i>	55821	60186	7,82	37,30	59951	7,40	37,47	60215	7,87	42,23	59922	7,35	38,45
<i>p83</i>	54105	58177	7,53	40,00	57948	7,10	36,33	57869	6,96	46,18	57669	6,59	35,73
<i>p84</i>	55331	59624	7,76	38,36	59475	7,49	38,02	59669	7,84	43,90	59451	7,45	39,83
<i>p85</i>	48665	53333	9,59	121,38	52989	8,89	115,68	53892	10,74	155,43	53420	9,77	98,05
<i>p86</i>	48795	53772	10,20	116,94	53290	9,21	118,86	54345	11,37	147,27	53814	10,29	86,74
<i>p87</i>	48816	53359	9,31	135,05	52936	8,44	130,31	54066	10,75	167,46	53694	9,99	103,87
<i>p88</i>	48639	53013	8,99	119,31	53013	8,99	111,79	54003	11,03	143,73	53330	9,64	94,04
<i>p89</i>	47965	54816	14,28	146,20	54763	14,17	127,97	55210	15,10	188,67	54603	13,84	89,93
<i>p90</i>	48118	55109	14,53	133,36	54698	13,67	114,02	55806	15,98	153,12	54410	13,08	90,12
<i>p91</i>	48552	54572	12,40	144,24	54656	12,57	128,72	55598	14,51	184,46	54894	13,06	92,20
<i>p92</i>	47771	55410	15,99	149,42	55025	15,18	129,73	55659	16,51	189,98	55014	15,16	90,82
<i>p93</i>	42411	48300	13,89	190,00	47432	11,84	199,29	48670	14,76	235,69	48855	15,19	101,48
<i>p94</i>	42328	48559	14,72	186,66	47977	13,35	203,35	49438	16,80	218,68	48951	15,65	121,28
<i>p95</i>	42284	48050	13,64	198,57	47440	12,19	218,97	48612	14,97	230,45	48828	15,48	132,18
<i>p96</i>	42414	48022	13,22	200,48	47708	12,48	213,82	49139	15,86	219,28	48674	14,76	107,94
<i>p97</i>	42052	50318	19,66	260,24	50420	19,90	256,92	51035	21,36	312,93	50297	19,61	163,73
<i>p98</i>	42332	50713	19,80	242,83	50338	18,91	229,24	51444	21,53	323,34	50890	20,22	153,33
<i>p99</i>	42457	50693	19,40	240,72	50297	18,47	218,07	51167	20,51	288,34	50641	19,28	136,16
<i>p100</i>	42154	50746	20,38	265,96	50245	19,19	228,61	51452	22,06	294,86	50686	20,24	144,05
<i>p101</i>	72940	78374	7,45	81,03	78047	7,00	81,38	78207	7,22	81,86	77463	6,20	70,11
<i>p102</i>	72458	77513	6,98	81,78	77402	6,82	75,18	77084	6,38	89,75	76625	5,75	76,43
<i>p103</i>	73269	79495	8,50	80,14	79015	7,84	80,26	79372	8,33	88,75	78897	7,68	84,79
<i>p104</i>	73033	77844	6,59	80,26	77747	6,45	79,08	77836	6,58	90,08	77331	5,89	85,91
<i>p105</i>	67009	74572	11,29	211,43	74287	10,86	193,10	76182	13,69	266,96	75295	12,37	139,76
<i>p106</i>	66339	73773	11,21	219,73	73612	10,96	216,95	74046	11,62	298,47	73318	10,52	135,91
<i>p107</i>	66184	73983	11,78	242,85	73348	10,82	241,59	74355	12,35	331,52	73734	11,41	157,56
<i>p108</i>	65509	74774	14,14	203,66	74368	13,52	198,90	74659	13,97	256,61	74029	13,01	116,55
<i>p109</i>	66539	74806	12,42	191,67	74663	12,21	172,20	75652	13,70	234,14	74605	12,12	140,73
<i>p110</i>	66459	75235	13,21	194,68	74746	12,47	167,86	75491	13,59	225,17	74454	12,03	137,83
<i>p111</i>	66040	75708	14,64	247,40	75070	13,67	212,48	75964	15,03	342,38	74818	13,29	181,73
<i>p112</i>	65633	75748	15,41	219,34	75906	15,65	197,33	76606	16,72	273,60	75239	14,64	143,55
<i>p113</i>	60288	69309	14,96	379,12	68786	14,10	421,10	69459	15,21	463,78	69789	15,76	165,07
<i>p114</i>	60860	69254	13,79	390,07	69151	13,62	399,21	70716	16,19	518,87	70376	15,64	177,24
<i>p115</i>	59152	69961	18,27	312,32	69783	17,97	343,76	71414	20,73	361,33	70061	18,44	153,38
<i>p116</i>	60829	69056	13,52	409,80	69037	13,49	406,29	70355	15,66	520,96	69906	14,92	200,99
<i>p117</i>	60736	72713	19,72	355,09	72050	18,63	333,58	73729	21,39	516,71	72777	19,83	267,79
<i>p118</i>	59341	72768	22,63	487,17	72056	21,43	454,23	73243	23,43	601,04	71984	21,31	238,71
<i>p119</i>	61209	72510	18,46	369,18	72254	18,04	332,73	73431	19,97	430,95	72775	18,90	242,96
<i>p120</i>	60585	72033	18,90	434,63	71217	17,55	378,65	72397	19,50	549,46	71502	18,02	293,00

Tabelle C.11: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den sehr großen Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel ($c_A = 624$ bzw. $c_A = 875$)

Instanz	GRASP1				GRASP2				MSH1			MSH2		
	US_1 [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	
<i>p121</i>	94207	102732	9,05	127,95	102500	8,80	107,47	102120	8,40	108,76	102004	8,28	68,18	
<i>p122</i>	95844	101737	6,15	128,76	101239	5,63	122,59	101703	6,11	138,25	100774	5,14	128,25	
<i>p123</i>	92155	104822	13,75	122,54	104651	13,56	109,09	104621	13,53	133,29	104512	13,41	109,23	
<i>p124</i>	94364	102436	8,55	99,25	102361	8,47	90,04	102234	8,34	108,12	101944	8,03	89,08	
<i>p125</i>	85356	94137	10,29	347,11	93454	9,49	348,26	95050	11,36	448,17	94395	10,59	196,75	
<i>p126</i>	84789	93573	10,36	439,30	92920	9,59	458,14	94714	11,71	687,40	93962	10,82	211,93	
<i>p127</i>	85877	94322	9,83	358,65	93801	9,23	351,15	95859	11,62	446,94	94516	10,06	240,24	
<i>p128</i>	83918	94037	12,06	282,60	93726	11,69	294,11	95064	13,28	397,85	93641	11,59	173,88	
<i>p129</i>	85654	96582	12,76	372,47	95498	11,49	328,50	97214	13,50	447,78	96046	12,13	269,93	
<i>p130</i>	83691	97388	16,37	351,63	96715	15,56	316,83	97945	17,03	438,23	96293	15,06	234,42	
<i>p131</i>	84299	96339	14,28	413,93	95493	13,28	407,10	96534	14,51	608,08	95287	13,03	266,31	
<i>p132</i>	84296	96959	15,02	394,32	96005	13,89	355,68	97113	15,20	475,88	96130	14,04	238,51	
<i>p133</i>	74250	85418	15,04	516,63	84167	13,36	551,02	86700	16,77	578,86	86411	16,38	256,16	
<i>p134</i>	74304	84779	14,10	544,00	84860	14,21	595,04	86157	15,95	556,09	86917	16,97	258,06	
<i>p135</i>	73923	84533	14,35	493,79	83775	13,33	569,59	85344	15,45	675,55	86256	16,68	260,99	
<i>p136</i>	74768	85480	14,33	429,32	83884	12,19	474,80	86383	15,53	620,79	87061	16,44	243,36	
<i>p137</i>	74382	89891	20,85	804,00	88809	19,40	746,13	91130	22,52	1128,45	89898	20,86	424,65	
<i>p138</i>	74343	89142	19,91	737,21	89188	19,97	696,07	91039	22,46	1067,24	90051	21,13	378,36	
<i>p139</i>	74190	88934	19,87	579,24	88409	19,17	673,72	91282	23,04	1001,49	90067	21,40	383,11	
<i>p140</i>	73678	89389	21,32	504,60	88979	20,77	548,28	90588	22,95	822,03	89773	21,85	309,25	
<i>p141</i>	126621	136015,5	7,42	222,17	135859,5	7,30	208,39	135228,5	6,80	219,51	134501,5	6,22	132,35	
<i>p142</i>	125759	136511,5	8,55	206	136050,5	8,18	191,26	135202,5	7,51	233,9	134835,5	7,22	189,08	
<i>p143</i>	126239	136284,5	7,96	124,47	135942,5	7,69	118,33	135033,5	6,97	151,46	134594,5	6,62	125,03	
<i>p144</i>	127356	137342,5	7,84	123,13	136816,5	7,43	125,94	137134,5	7,68	138,19	136136,5	6,89	128,28	
<i>p145</i>	115231	130660,5	13,39	827,23	129409,5	12,30	807	130662,5	13,39	1222,22	130126,5	12,93	312,66	
<i>p146</i>	116349	129789,5	11,55	836,08	128709,5	10,62	801,05	130425,5	12,10	1378,16	129708,5	11,48	399,38	
<i>p147</i>	117989	131625,5	11,56	368,06	131049,5	11,07	337,36	133653,5	13,28	449,98	132641,5	12,42	237,03	
<i>p148</i>	113266	131945,5	16,49	425,15	131005,5	15,66	437,14	133117,5	17,53	508,77	131183,5	15,82	180,52	
<i>p149</i>	117375	133562,5	13,79	613,83	132058,5	12,51	544,42	134484,5	14,58	771,34	132626,5	12,99	423,39	
<i>p150</i>	115307	133371,5	15,67	764,72	132358,5	14,79	683,04	133540,5	15,81	936,85	131661,5	14,18	382,79	
<i>p151</i>	113802	132393,5	16,34	438,87	131531,5	15,58	367,66	133111,5	16,97	518,16	131646,5	15,68	229,80	
<i>p152</i>	116588	132495,5	13,64	407,69	131686,5	12,95	339,07	133232,5	14,28	535,68	131201,5	12,53	271,58	
<i>p153</i>	106244	121906,5	14,74	1508,73	120901,5	13,80	1514,51	125283,5	17,92	1975,34	123628,5	16,36	610,17	
<i>p154</i>	106713	122290,5	14,60	1275,5	120720,5	13,13	1332,53	126447,5	18,49	1942,09	125226,5	17,35	434,23	
<i>p155</i>	106273	121466,5	14,30	776,59	120735,5	13,61	845,48	123069,5	15,81	1235,59	123174,5	15,90	281,60	
<i>p156</i>	106012	122004,5	15,09	857,79	120681,5	13,84	892,28	123691,5	16,68	1285,84	123299,5	16,31	348,22	
<i>p157</i>	102640	127751,5	24,47	1559,02	126928,5	23,66	1496,58	129096,5	25,78	1882,96	126085,5	22,84	535,36	
<i>p158</i>	102789	126976,5	23,53	1176,84	126326,5	22,90	1159,77	128444,5	24,96	1770,61	125744,5	22,33	604,11	
<i>p159</i>	106375	126785,5	19,19	865,86	126261,5	18,69	785,92	129429,5	21,67	1235,62	127175,5	19,55	471,92	
<i>p160</i>	103679	127447,5	22,93	904,26	126038,5	21,57	856,44	128304,5	23,75	1182,8	126283,5	21,80	346,17	

Tabelle C.12: Überblick über die besten erzielten Ergebnisse bei den kleinen und mittleren Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel

10x10							15x15						
Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	Best Z [s]	Best RE [%]	Best A^{ES} [%]	Verfahren	Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	Best Z [s]	Best RE [%]	Best A^{ES} [%]	Verfahren
<i>p1</i>	10299	12520	10664	3,54	14,82	MSH2	<i>p41</i>	26680	33181	28378	6,36	14,48	MSH2
<i>p2</i>	10512	12604	11162	6,18	11,44	MSH2	<i>p42</i>	27052	33058	28388	4,94	14,13	SBVbb2
<i>p3</i>	10220	12517	10939	7,04	12,61	MSH2	<i>p43</i>	27075	33401	28182	4,09	15,63	MSH2
<i>p4</i>	10216	12533	10810	5,81	13,75	MSH2	<i>p44</i>	26690	33211	28192	5,63	15,11	MSH2
<i>p5</i>	9079	12594	9751	7,40	22,57	MSH2	<i>p45</i>	23506	33108	25884	10,12	21,82	MSH2
<i>p6</i>	9042	12478	9651	6,74	22,66	GRASP1	<i>p46</i>	23325	32938	25704	10,20	21,96	MSH2
<i>p7</i>	9114	12586	9714	6,58	22,82	MSH2	<i>p47</i>	23617	33304	25710	8,86	22,80	MSH2
<i>p8</i>	9059	12591	9939	9,71	21,06	MSH2	<i>p48</i>	23585	33155	26239	11,25	20,86	GRASP2
<i>p9</i>	9152	12650	9886	8,02	21,85	MSH2	<i>p49</i>	23776	33202	26326	10,73	20,71	GRASP2
<i>p10</i>	9084	12587	9977	9,83	20,74	MSH2	<i>p50</i>	23988	33157	26435	10,20	20,27	GRASP2
<i>p11</i>	9174	12574	9882	7,72	21,41	GRASP2	<i>p51</i>	23837	33153	26452	10,97	20,21	GRASP1
<i>p12</i>	9045	12628	10119	11,87	19,87	GRASP2	<i>p52</i>	23796	33267	26798	12,62	19,45	GRASP2, MSH2
<i>p13</i>	7851	12631	8606	9,62	31,87	GRASP1	<i>p53</i>	20422	33012	23073	12,98	30,11	GRASP2
<i>p14</i>	7780	12523	8443	8,52	32,58	GRASP2	<i>p54</i>	20524	33262	22836	11,26	31,35	GRASP2
<i>p15</i>	7870	12600	8709	10,66	30,88	GRASP2	<i>p55</i>	20793	33403	23229	11,72	30,46	GRASP2
<i>p16</i>	7908	12517	8802	11,31	29,68	GRASP1	<i>p56</i>	20644	33308	22873	10,80	31,33	GRASP2
<i>p17</i>	7932	12631	9005	13,53	28,71	GRASP1	<i>p57</i>	20542	33021	24385	18,71	26,15	GRASP2
<i>p18</i>	7914	12590	9193	16,16	26,98	GRASP2	<i>p58</i>	20554	33148	24176	17,62	27,07	GRASP2
<i>p19</i>	7882	12532	9228	17,08	26,36	GRASP2	<i>p59</i>	20673	33341	24339	17,73	27,00	MSH2
<i>p20</i>	7865	12572	9137	16,17	27,32	GRASP2	<i>p60</i>	20721	33284	24445	17,97	26,56	GRASP2
<i>p21</i>	14041	17267	14589	3,90	15,51	MSH2	<i>p61</i>	36032	45311,5	38302,5	6,30	15,47	MSH2
<i>p22</i>	14146	17296	14965	5,79	13,48	MSH2	<i>p62</i>	35758	45173,5	39489,5	10,44	12,58	MSH2
<i>p23</i>	13951	17227	15172	8,75	11,93	MSH2	<i>p63</i>	35725	45123,5	39412,5	10,32	12,66	MSH2
<i>p24</i>	13925	17177	15146	8,77	11,82	MSH2	<i>p64</i>	35975	45397,5	39140,5	8,80	13,78	MSH2
<i>p25</i>	12872	17297	13968	8,51	19,25	MSH2	<i>p65</i>	32837	45281,5	36560,5	11,34	19,26	MSH2
<i>p26</i>	12911	17366	13882	7,52	20,06	MSH2	<i>p66</i>	32909	45243,5	36720,5	11,58	18,84	MSH2
<i>p27</i>	12748	17320	13876	8,85	19,88	MSH2	<i>p67</i>	32911	45376,5	36470,5	10,82	19,63	MSH2
<i>p28</i>	12821	17255	13781	7,49	20,13	MSH2	<i>p68</i>	33469	45385,5	36539,5	9,17	19,49	GRASP2
<i>p29</i>	12865	17345	14096	9,57	18,73	MSH2	<i>p69</i>	33607	45510,5	37427,5	11,37	17,76	MSH2
<i>p30</i>	12931	17140	14141	9,36	17,50	MSH2	<i>p70</i>	32778	45272,5	37670,5	14,93	16,79	MSH2
<i>p31</i>	12793	17256	14135	10,49	18,09	GRASP1	<i>p71</i>	32923	45334,5	37480,5	13,84	17,32	MSH2
<i>p32</i>	12742	17193	13968	9,62	18,76	MSH2	<i>p72</i>	33187	45192,5	37177,5	12,02	17,74	GRASP2
<i>p33</i>	11575	17233	12776	10,38	25,86	GRASP2	<i>p73</i>	29838	45427,5	34051,5	14,12	25,04	MSH2
<i>p34</i>	11684	17207	12986	11,14	24,53	GRASP2	<i>p74</i>	30337	45058,5	33985,5	12,03	24,57	GRASP2
<i>p35</i>	11618	17104	12980	11,72	24,11	GRASP2	<i>p75</i>	30244	45468,5	33887,5	12,05	25,47	GRASP2
<i>p36</i>	11497	17202	12859	11,85	25,25	MSH2	<i>p76</i>	30201	45611,5	33878,5	12,18	25,72	MSH2
<i>p37</i>	11664	17280	13439	15,22	22,23	GRASP2	<i>p77</i>	30152	45432,5	34638,5	14,88	23,76	GRASP2
<i>p38</i>	11554	17288	13497	16,82	21,93	MSH2	<i>p78</i>	30124	45542,5	35095,5	16,50	22,94	GRASP1
<i>p39</i>	11487	17148	13706	19,32	20,07	MSH2	<i>p79</i>	29544	45170,5	35176,5	19,06	22,13	GRASP2
<i>p40</i>	11619	17168	13522	16,38	21,24	MSH2	<i>p80</i>	30120	45404,5	35214,5	16,91	22,44	GRASP2

Tabelle C.13: Überblick über die besten erzielten Ergebnisse bei den großen und sehr großen Probleminstanzen ohne Ladelukendeckel

20x20							25x25						
Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	Best Z [s]	Best RE [%]	Best A^{ES} [%]	Verfahren	Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	Best Z [s]	Best RE [%]	Best A^{ES} [%]	Verfahren
p81	54355	68347	57149	5,14	16,38	MSH2	p121	94207	120639	102003	8,28	15,45	SBVab2
p82	55821	67504	59910	7,33	11,25	SBVba2	p122	95844	119973	100774	5,14	16,00	MSH2
p83	54105	68418	57649	6,55	15,74	SBVab2	p123	92155	119321	104512	13,41	12,41	MSH2
p84	55331	67775	59417	7,38	12,33	SBVba2	p124	94364	120771	101944	8,03	15,59	MSH2
p85	48665	68280	52989	8,89	22,39	GRASP2	p125	85356	120241	93454	9,49	22,28	GRASP2
p86	48795	68252	53290	9,21	21,92	GRASP2	p126	84789	120705	92920	9,59	23,02	GRASP2
p87	48816	68038	52936	8,44	22,20	GRASP2	p127	85877	120402	93801	9,23	22,09	GRASP2
p88	48639	68134	53013	8,99	22,19	GRASP1, GRASP2	p128	83918	120430	93641	11,59	22,24	MSH2
p89	47965	68269	54603	13,84	20,02	MSH2	p129	85654	120120	95498	11,49	20,50	GRASP2
p90	48118	68339	54410	13,08	20,38	MSH2	p130	83691	120057	96293	15,06	19,79	MSH2
p91	48552	68512	54572	12,40	20,35	GRASP1	p131	84299	119936	95287	13,03	20,55	MSH2
p92	47771	68312	55014	15,16	19,47	MSH2	p132	84296	120397	96005	13,89	20,26	GRASP2
p93	42411	68401	47432	11,84	30,66	GRASP2	p133	74250	120344	84167	13,36	30,06	GRASP2
p94	42328	68571	47977	13,35	30,03	GRASP2	p134	74304	120955	84779	14,10	29,91	GRASP1
p95	42284	68277	47440	12,19	30,52	GRASP2	p135	73923	120151	83775	13,33	30,28	GRASP2
p96	42414	68236	47708	12,48	30,08	GRASP2	p136	74768	120798	83884	12,19	30,56	GRASP2
p97	42052	68224	50297	19,61	26,28	MSH2	p137	74382	120611	88809	19,40	26,37	GRASP2
p98	42332	68379	50338	18,91	26,38	GRASP2	p138	74343	120879	89142	19,91	26,26	GRASP1
p99	42457	68541	50297	18,47	26,62	GRASP2	p139	74190	120264	88409	19,17	26,49	GRASP2
p100	42154	68188	50245	19,19	26,31	GRASP2	p140	73678	120463	88979	20,77	26,14	GRASP2
p101	72940	92470	77388	6,10	16,31	SBVaa2	p141	126621	162658,5	133184,5	5,18	18,12	SBVab2
p102	72458	92216	76625	5,75	16,91	MSH2	p142	125759	162277,5	134775,5	7,17	16,95	SBVab2
p103	73269	91827	78640	7,33	14,36	SBVaa2	p143	126239	162635,5	134066,5	6,20	17,57	SBVab2
p104	73033	92390	76874	5,26	16,79	SBVaa2	p144	127356	162644,5	135458,5	6,36	16,71	SBVaa2
p105	67009	91542	74287	10,86	18,85	GRASP2	p145	115231	162573,5	129409,5	12,30	20,40	GRASP2
p106	66339	92483	73318	10,52	20,72	MSH2	p146	116349	162332,5	128709,5	10,62	20,71	GRASP2
p107	66184	92344	73348	10,82	20,57	GRASP2	p147	117989	160972,5	131049,5	11,07	18,59	GRASP2
p108	65509	91926	74029	13,01	19,47	MSH2	p148	113266	161216,5	131005,5	15,66	18,74	GRASP2
p109	66539	92060	74605	12,12	18,96	MSH2	p149	117375	161823,5	132058,5	12,51	18,39	GRASP2
p110	66459	92426	74454	12,03	19,44	MSH2	p150	115307	162567,5	131661,5	14,18	19,01	MSH2
p111	66040	92290	74818	13,29	18,93	MSH2	p151	113802	161548,5	131531,5	15,58	18,58	GRASP2
p112	65633	92258	75239	14,64	18,45	MSH2	p152	116588	162484,5	131201,5	12,53	19,25	MSH2
p113	60288	92524	68786	14,10	25,66	GRASP2	p153	106244	162474,5	120901,5	13,80	25,59	GRASP2
p114	60860	92161	69151	13,62	24,97	GRASP2	p154	106713	161336,5	120720,5	13,13	25,17	GRASP2
p115	59152	92088	69783	17,97	24,22	GRASP2	p155	106273	162370,5	120735,5	13,61	25,64	GRASP2
p116	60829	92381	69037	13,49	25,27	GRASP2	p156	106012	162500,5	120681,5	13,84	25,73	GRASP2
p117	60736	91871	72050	18,63	21,57	GRASP2	p157	102640	161121,5	126085,5	22,84	21,75	MSH2
p118	59341	92017	71984	21,31	21,77	MSH2	p158	102789	161111,5	125744,5	22,33	21,95	MSH2
p119	61209	92254	72254	18,04	21,68	GRASP2	p159	106375	162142,5	126261,5	18,69	22,13	GRASP2
p120	60585	92206	71217	17,55	22,76	GRASP2	p160	103679	162045,5	126038,5	21,57	22,22	GRASP2

Anhang D

**Ergebnisse für die Probleminstanzen mit
Ladelukendeckeln**

Tabelle D.1: Gegenüberstellung der unteren Schranken US_1 und US_{cplex} sowie die relative Abweichung A^{US} der unteren Schranke US_{cplex} von der unteren Schranke US_1 für die Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln

10x10				15x15				20x20				25x25			
Instanz	US_1 [s]	US_{cplex} [s]	A^{US} [%]	Instanz	US_1 [s]	US_{cplex} [s]	A^{US} [%]	Instanz	US_1 [s]	US_{cplex} [s]	A^{US} [%]	Instanz	US_1 [s]	US_{cplex} [s]	A^{US} [%]
<i>lp1</i>	10823	11525,1	6,49	<i>lp41</i>	27119	29346,5	8,21	<i>lp81</i>	56273	0	-100,00	<i>lp121</i>	95328	0	-100,00
<i>lp2</i>	10970	11531,2	5,12	<i>lp42</i>	27895	29630,5	6,22	<i>lp82</i>	53724	0	-100,00	<i>lp122</i>	97235	0	-100,00
<i>lp3</i>	10764	11260	4,61	<i>lp43</i>	27539	28239,5	2,54	<i>lp83</i>	55128	0	-100,00	<i>lp123</i>	97423	0	-100,00
<i>lp4</i>	11054	11595	4,89	<i>lp44</i>	27705	28498,5	2,86	<i>lp84</i>	55471	0	-100,00	<i>lp124</i>	92881	0	-100,00
<i>lp5</i>	9706	9904	2,04	<i>lp45</i>	24421	25397,5	4,00	<i>lp85</i>	49943	-26586	-153,23	<i>lp125</i>	85178	-65001	-176,31
<i>lp6</i>	9614	9967	3,67	<i>lp46</i>	24435	24855,5	1,72	<i>lp86</i>	48671	-32682	-167,15	<i>lp126</i>	83875	-82128	-197,92
<i>lp7</i>	9646	9869	2,31	<i>lp47</i>	24513	24908,5	1,61	<i>lp87</i>	48936	-31139	-163,63	<i>lp127</i>	84931	-74701	-187,95
<i>lp8</i>	9643	9952	3,20	<i>lp48</i>	24318	25424,5	4,55	<i>lp88</i>	48912	-31789	-164,99	<i>lp128</i>	86965	-67710	-177,86
<i>lp9</i>	9764	10162	4,08	<i>lp49</i>	24409	24715,5	1,26	<i>lp89</i>	49115	-6703	-113,65	<i>lp129</i>	86480	-14920	-117,25
<i>lp10</i>	9809	10107	3,04	<i>lp50</i>	25080	25893,5	3,24	<i>lp90</i>	49007	-6765	-113,80	<i>lp130</i>	84817	-15470	-118,24
<i>lp11</i>	9956	9895	-0,61	<i>lp51</i>	24470	25170,5	2,86	<i>lp91</i>	49532	-6451	-113,02	<i>lp131</i>	85137	-16091	-118,90
<i>lp12</i>	9920	9893	-0,27	<i>lp52</i>	24406	25519,5	4,56	<i>lp92</i>	48941	-5827	-111,91	<i>lp132</i>	85490	-15214	-117,80
<i>lp13</i>	8466	8612	1,72	<i>lp53</i>	21248	21497	1,17	<i>lp93</i>	42825	-115763	-370,32	<i>lp133</i>	74776	-298681	-499,43
<i>lp14</i>	8492	8585	1,10	<i>lp54</i>	21020	21324	1,45	<i>lp94</i>	42828	-124089	-389,74	<i>lp134</i>	74401	-295264	-496,85
<i>lp15</i>	8399	8578	2,13	<i>lp55</i>	21216	21500	1,34	<i>lp95</i>	42854	-129761	-402,80	<i>lp135</i>	74455	-279089	-474,84
<i>lp16</i>	8462	8571	1,29	<i>lp56</i>	21329	21591	1,23	<i>lp96</i>	42959	-122650	-385,50	<i>lp136</i>	75351	-289063	-483,62
<i>lp17</i>	8386	8557	2,04	<i>lp57</i>	21273	21606	1,57	<i>lp97</i>	42599	-23310	-154,72	<i>lp137</i>	74735	-65252	-187,31
<i>lp18</i>	8508	8613	1,23	<i>lp58</i>	21185	21439	1,20	<i>lp98</i>	43103	-25096	-158,22	<i>lp138</i>	74513	-65968	-188,53
<i>lp19</i>	8419	8559	1,66	<i>lp59</i>	20964	21342	1,80	<i>lp99</i>	42601	-24583	-157,71	<i>lp139</i>	74807	-61715	-182,50
<i>lp20</i>	8478	8611,3	1,57	<i>lp60</i>	21401	21702	1,41	<i>lp100</i>	42912	-24547	-157,20	<i>lp140</i>	74447	-59064	-179,34
<i>lp21</i>	14715	15124	2,78	<i>lp61</i>	36930	0	-100,00	<i>lp101</i>	74328	0	-100,00	<i>lp141</i>	125412	0	-100,00
<i>lp22</i>	14602	15149	3,75	<i>lp62</i>	36724	0	-100,00	<i>lp102</i>	73721	0	-100,00	<i>lp142</i>	128779	0	-100,00
<i>lp23</i>	14576	15069	3,38	<i>lp63</i>	36853	0	-100,00	<i>lp103</i>	73928	0	-100,00	<i>lp143</i>	129543	0	-100,00
<i>lp24</i>	14640	15320	4,64	<i>lp64</i>	36849	0	-100,00	<i>lp104</i>	73891	0	-100,00	<i>lp144</i>	124885	0	-100,00
<i>lp25</i>	13322	14180	6,44	<i>lp65</i>	33476	-10231	-130,56	<i>lp105</i>	67617	-35452	-152,43	<i>lp145</i>	117723	-86644	-173,60
<i>lp26</i>	13404	13918	3,83	<i>lp66</i>	33763	-11220	-133,23	<i>lp106</i>	67221	-40989	-160,98	<i>lp146</i>	116121	-101175	-187,13
<i>lp27</i>	13405	13714	2,31	<i>lp67</i>	33883	-12101	-135,71	<i>lp107</i>	67996	-31203	-145,89	<i>lp147</i>	114921	-97043	-184,44
<i>lp28</i>	13460	14031	4,24	<i>lp68</i>	34397	36418,3	5,88	<i>lp108</i>	67520	-41203	-161,02	<i>lp148</i>	114816	-100734	-187,74
<i>lp29</i>	13428	14182	5,62	<i>lp69</i>	33626	-2378	-107,07	<i>lp109</i>	67835	-6036	-108,90	<i>lp149</i>	115478	-18406	-115,94
<i>lp30</i>	13593	13852	1,91	<i>lp70</i>	34283	36554	6,62	<i>lp110</i>	68562	-6296	-109,18	<i>lp150</i>	115992	-18193	-115,68
<i>lp31</i>	13566	13929,2	2,68	<i>lp71</i>	34179	-2489	-107,28	<i>lp111</i>	68079	-7638	-111,22	<i>lp151</i>	118007	-15287	-112,95
<i>lp32</i>	13499	13502	0,02	<i>lp72</i>	34285	-2094	-106,11	<i>lp112</i>	68450	-6567	-109,59	<i>lp152</i>	116863	-19054	-116,30
<i>lp33</i>	12144	12505	2,97	<i>lp73</i>	30561	-44147	-244,46	<i>lp113</i>	62248	-130462	-309,58	<i>lp153</i>	103944	-412861	-497,20
<i>lp34</i>	12067	12933	7,18	<i>lp74</i>	30975	-40668	-231,29	<i>lp114</i>	60668	-143900	-337,19	<i>lp154</i>	104970	-406071	-486,84
<i>lp35</i>	12167	12393,1	1,86	<i>lp75</i>	30780	-38887	-226,34	<i>lp115</i>	60990	-150557	-346,86	<i>lp155</i>	104269	-408554	-491,83
<i>lp36</i>	12303	12783	3,90	<i>lp76</i>	30469	-49733	-263,22	<i>lp116</i>	62072	-128509	-307,03	<i>lp156</i>	105937	-403533	-480,92
<i>lp37</i>	12129	12738	5,02	<i>lp77</i>	30759	-9356	-130,42	<i>lp117</i>	61730	-27176	-144,02	<i>lp157</i>	103728	-84797	-181,75
<i>lp38</i>	12190	12672	3,95	<i>lp78</i>	30346	-9645	-131,78	<i>lp118</i>	61523	-26970	-143,84	<i>lp158</i>	107163	-65423	-161,05
<i>lp39</i>	12178	12919	6,08	<i>lp79</i>	30732	-9347	-130,41	<i>lp119</i>	61206	-32262	-152,71	<i>lp159</i>	107350	-73016	-168,02
<i>lp40</i>	12193	12460	2,19	<i>lp80</i>	31095	32472	4,43	<i>lp120</i>	60661	-31074	-151,23	<i>lp160</i>	105900	-77118	-172,82

Tabelle D.2: Ergebnisse des Verfahrens SBVaa bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln

10x10				15x15				20x20				25x25			
Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	RE [%]
<i>lp1</i>	10823	13215	22,10	<i>lp41</i>	27119	33746	24,44	<i>lp81</i>	56273	69623	23,72	<i>lp121</i>	95328	121237	27,18
<i>lp2</i>	10970	13222	20,53	<i>lp42</i>	27895	33752	21,00	<i>lp82</i>	53724	68668	27,82	<i>lp122</i>	97235	120470	23,90
<i>lp3</i>	10764	13160	22,26	<i>lp43</i>	27539	33826	22,83	<i>lp83</i>	55128	69200	25,53	<i>lp123</i>	97423	120940	24,14
<i>lp4</i>	11054	13262	19,97	<i>lp44</i>	27705	33782	21,93	<i>lp84</i>	55471	69070	24,52	<i>lp124</i>	92881	120219	29,43
<i>lp5</i>	9706	13262	36,64	<i>lp45</i>	24421	33985	39,16	<i>lp85</i>	49943	69327	38,81	<i>lp125</i>	85178	121011	42,07
<i>lp6</i>	9614	13246	37,78	<i>lp46</i>	24435	33705	37,94	<i>lp86</i>	48671	69248	42,28	<i>lp126</i>	83875	120215	43,33
<i>lp7</i>	9646	13240	37,26	<i>lp47</i>	24513	33945	38,48	<i>lp87</i>	48936	69396	41,81	<i>lp127</i>	84931	120980	42,45
<i>lp8</i>	9643	13275	37,66	<i>lp48</i>	24318	33944	39,58	<i>lp88</i>	48912	69157	41,39	<i>lp128</i>	86965	121509	39,72
<i>lp9</i>	9764	13300	36,21	<i>lp49</i>	24409	33851	38,68	<i>lp89</i>	49115	69257	41,01	<i>lp129</i>	86480	120895	39,80
<i>lp10</i>	9809	13355	36,15	<i>lp50</i>	25080	33887	35,12	<i>lp90</i>	49007	69112	41,02	<i>lp130</i>	84817	121798	43,60
<i>lp11</i>	9956	13285	33,44	<i>lp51</i>	24470	33748	37,92	<i>lp91</i>	49532	69631	40,58	<i>lp131</i>	85137	121316	42,50
<i>lp12</i>	9920	13252	33,59	<i>lp52</i>	24406	34138	39,88	<i>lp92</i>	48941	69274	41,55	<i>lp132</i>	85490	121005	41,54
<i>lp13</i>	8466	13256	56,58	<i>lp53</i>	21248	33767	58,92	<i>lp93</i>	42825	69074	61,29	<i>lp133</i>	74776	121105	61,96
<i>lp14</i>	8492	13241	55,92	<i>lp54</i>	21020	33720	60,42	<i>lp94</i>	42828	69216	61,61	<i>lp134</i>	74401	120962	62,58
<i>lp15</i>	8399	13257	57,84	<i>lp55</i>	21216	33813	59,38	<i>lp95</i>	42854	69236	61,56	<i>lp135</i>	74455	121095	62,64
<i>lp16</i>	8462	13189	55,86	<i>lp56</i>	21329	33899	58,93	<i>lp96</i>	42959	69045	60,72	<i>lp136</i>	75351	120989	60,57
<i>lp17</i>	8386	13173	57,08	<i>lp57</i>	21273	34038	60,01	<i>lp97</i>	42599	68890	61,72	<i>lp137</i>	74735	121347	62,37
<i>lp18</i>	8508	13257	55,82	<i>lp58</i>	21185	33593	58,57	<i>lp98</i>	43103	69271	60,71	<i>lp138</i>	74513	120971	62,35
<i>lp19</i>	8419	13211	56,92	<i>lp59</i>	20964	33686	60,68	<i>lp99</i>	42601	69010	61,99	<i>lp139</i>	74807	120891	61,60
<i>lp20</i>	8478	13202	55,72	<i>lp60</i>	21401	33984	58,80	<i>lp100</i>	42912	69359	61,63	<i>lp140</i>	74447	120924	62,43
<i>lp21</i>	14715	17933	21,87	<i>lp61</i>	36930	46099,5	24,83	<i>lp101</i>	74328	93325	25,56	<i>lp141</i>	125412	162724,5	29,75
<i>lp22</i>	14602	17894	22,54	<i>lp62</i>	36724	46018,5	25,31	<i>lp102</i>	73721	93655	27,04	<i>lp142</i>	128779	163147,5	26,69
<i>lp23</i>	14576	17859	22,52	<i>lp63</i>	36853	46048,5	24,95	<i>lp103</i>	73928	93717	26,77	<i>lp143</i>	129543	162378,5	25,35
<i>lp24</i>	14640	17858	21,98	<i>lp64</i>	36849	45886,5	24,53	<i>lp104</i>	73891	93319	26,29	<i>lp144</i>	124885	162096,5	29,80
<i>lp25</i>	13322	17955	34,78	<i>lp65</i>	33476	45807,5	36,84	<i>lp105</i>	67617	93628	38,47	<i>lp145</i>	117723	162419,5	37,97
<i>lp26</i>	13404	17900	33,54	<i>lp66</i>	33763	45924,5	36,02	<i>lp106</i>	67221	93407	38,96	<i>lp146</i>	116121	163168,5	40,52
<i>lp27</i>	13405	17968	34,04	<i>lp67</i>	33883	46049,5	35,91	<i>lp107</i>	67996	93401	37,36	<i>lp147</i>	114921	162154,5	41,10
<i>lp28</i>	13460	17826	32,44	<i>lp68</i>	34397	46074,5	33,95	<i>lp108</i>	67520	93747	38,84	<i>lp148</i>	114816	162347,5	41,40
<i>lp29</i>	13428	17876	33,12	<i>lp69</i>	33626	45924,5	36,57	<i>lp109</i>	67835	92907	36,96	<i>lp149</i>	115478	163175,5	41,30
<i>lp30</i>	13593	17997	32,40	<i>lp70</i>	34283	45943,5	34,01	<i>lp110</i>	68562	93603	36,52	<i>lp150</i>	115992	163140,5	40,65
<i>lp31</i>	13566	17977	32,52	<i>lp71</i>	34179	45977,5	34,52	<i>lp111</i>	68079	93131	36,80	<i>lp151</i>	118007	163134,5	38,24
<i>lp32</i>	13499	17907	32,65	<i>lp72</i>	34285	45754,5	33,45	<i>lp112</i>	68450	93079	35,98	<i>lp152</i>	116863	163005,5	39,48
<i>lp33</i>	12144	17960	47,89	<i>lp73</i>	30561	46017,5	50,58	<i>lp113</i>	62248	93322	49,92	<i>lp153</i>	103944	162119,5	55,97
<i>lp34</i>	12067	17916	48,47	<i>lp74</i>	30975	46029,5	48,60	<i>lp114</i>	60668	93228	53,67	<i>lp154</i>	104970	162639,5	54,94
<i>lp35</i>	12167	17893	47,06	<i>lp75</i>	30780	45741,5	48,61	<i>lp115</i>	60990	93378	53,10	<i>lp155</i>	104269	162828,5	56,16
<i>lp36</i>	12303	17934	45,77	<i>lp76</i>	30469	45854,5	50,50	<i>lp116</i>	62072	92622	49,22	<i>lp156</i>	105937	163354,5	54,20
<i>lp37</i>	12129	17893	47,52	<i>lp77</i>	30759	46028,5	49,64	<i>lp117</i>	61730	92638	50,07	<i>lp157</i>	103728	161841,5	56,02
<i>lp38</i>	12190	17879	46,67	<i>lp78</i>	30346	46022,5	51,66	<i>lp118</i>	61523	93254	51,58	<i>lp158</i>	107163	162024,5	51,19
<i>lp39</i>	12178	17933	47,26	<i>lp79</i>	30732	46093,5	49,99	<i>lp119</i>	61206	93423	52,64	<i>lp159</i>	107350	163473,5	52,28
<i>lp40</i>	12193	17893	46,75	<i>lp80</i>	31095	46199,5	48,58	<i>lp120</i>	60661	93006	53,32	<i>lp160</i>	105900	162850,5	53,78

Tabelle D.3: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den kleinen Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 106$ bzw. $c_A = 146$)

Instanz	US_1 [s]	SBVaa1		SBVaa2		SBVab1		SBVab2		SBVba1		SBVba2		SBVbb1		SBVbb2	
		Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]
<i>lp1</i>	10823	12152	12,28	11982	10,71	11938	10,30	11912	10,06	12606	16,47	11957	10,48	11658	7,72	11658	7,72
<i>lp2</i>	10970	12324	12,34	11706	6,71	11708	6,73	11708	6,73	12386	12,91	12034	9,70	11754	7,15	11736	6,98
<i>lp3</i>	10764	12112	12,52	11837	9,97	11804	9,66	11802	9,64	12596	17,02	11756	9,22	11485	6,70	11485	6,70
<i>lp4</i>	11054	12196	10,33	11953	8,13	11953	8,13	11953	8,13	12555	13,58	12004	8,59	11774	6,51	11754	6,33
<i>lp5</i>	9706	11284	16,26	11136	14,73	10988	13,21	10964	12,96	11973	23,36	11053	13,88	11048	13,83	11019	13,53
<i>lp6</i>	9614	11609	20,75	11330	17,85	11282	17,35	11290	17,43	11710	21,80	11450	19,10	11204	16,54	11204	16,54
<i>lp7</i>	9646	11682	21,11	11212	16,23	10994	13,97	11117	15,25	11754	21,85	11255	16,68	11112	15,20	11124	15,32
<i>lp8</i>	9643	11640	20,71	11333	17,53	10990	13,97	10982	13,89	12172	26,23	11422	18,45	11166	15,79	11203	16,18
<i>lp9</i>	9764	11984	22,74	11720	20,03	11857	21,44	11704	19,87	12077	23,69	11675	19,57	11640	19,21	11644	19,25
<i>lp10</i>	9809	11974	22,07	11218	14,36	11502	17,26	11502	17,26	12487	27,30	11331	15,52	11411	16,33	11408	16,30
<i>lp11</i>	9956	12114	21,68	11755	18,07	11637	16,88	11621	16,72	12073	21,26	11686	17,38	11383	14,33	11383	14,33
<i>lp12</i>	9920	12120	22,18	11691	17,85	11905	20,01	11691	17,85	11897	19,93	11886	19,82	11131	12,21	11265	13,56
<i>lp13</i>	8466	10921	29,00	10218	20,69	10093	19,22	10050	18,71	10834	27,97	10609	25,31	10117	19,50	10119	19,53
<i>lp14</i>	8492	10861	27,90	10323	21,56	9466	11,47	9661	13,77	11158	31,39	10358	21,97	9688	14,08	9851	16,00
<i>lp15</i>	8399	11475	36,62	10504	25,06	10433	24,22	10438	24,28	11921	41,93	10731	27,77	9888	17,73	9968	18,68
<i>lp16</i>	8462	11285	33,36	10214	20,70	10332	22,10	10111	19,49	11542	36,40	10766	27,23	10092	19,26	10092	19,26
<i>lp17</i>	8386	11429	36,29	11036	31,60	11047	31,73	10878	29,72	11616	38,52	10999	31,16	11157	33,04	10755	28,25
<i>lp18</i>	8508	11377	33,72	11081	30,24	11143	30,97	10901	28,13	11792	38,60	11105	30,52	10958	28,80	10956	28,77
<i>lp19</i>	8419	11567	37,39	11262	33,77	11136	32,27	11223	33,31	11381	35,18	10644	26,43	11248	33,60	10981	30,43
<i>lp20</i>	8478	11309	33,39	10902	28,59	10784	27,20	10784	27,20	11874	40,06	11054	30,38	10404	22,72	10562	24,58
<i>lp21</i>	14715	16610	12,88	15830	7,58	15832	7,59	15832	7,59	17277	17,41	16155	9,79	15873	7,87	15853	7,73
<i>lp22</i>	14602	16635	13,92	15924	9,05	15847	8,53	15839	8,47	17288	18,39	15952	9,25	15709	7,58	15709	7,58
<i>lp23</i>	14576	16575	13,71	15980	9,63	15857	8,79	15847	8,72	17289	18,61	16256	11,53	15749	8,05	15727	7,90
<i>lp24</i>	14640	16604	13,42	15916	8,72	15920	8,74	15920	8,74	16994	16,08	15965	9,05	15882	8,48	15870	8,40
<i>lp25</i>	13322	16781	25,96	15959	19,79	15913	19,45	15913	19,45	16686	25,25	15904	19,38	15780	18,45	15798	18,59
<i>lp26</i>	13404	16212	20,95	15114	12,76	15140	12,95	15140	12,95	16861	25,79	15924	18,80	15249	13,76	15284	14,03
<i>lp27</i>	13405	16312	21,69	15441	15,19	15221	13,55	15213	13,49	16626	24,03	15552	16,02	15107	12,70	15107	12,70
<i>lp28</i>	13460	15892	18,07	15211	13,01	14959	11,14	14951	11,08	16341	21,40	15211	13,01	15053	11,84	15176	12,75
<i>lp29</i>	13428	16401	22,14	16034	19,41	16185	20,53	16181	20,50	16767	24,87	16535	23,14	16277	21,22	16367	21,89
<i>lp30</i>	13593	16374	20,46	15672	15,29	16183	19,05	15713	15,60	17052	25,45	16119	18,58	15735	15,76	15727	15,70
<i>lp31</i>	13566	16334	20,40	15354	13,18	16113	18,77	16105	18,72	16936	24,84	15766	16,22	15735	15,99	15741	16,03
<i>lp32</i>	13499	16381	21,35	15871	17,57	16156	19,68	15873	17,59	16894	25,15	15650	15,93	15463	14,55	15453	14,48
<i>lp33</i>	12144	15290	25,91	14691	20,97	14579	20,05	14637	20,53	16276	34,03	15494	27,59	14526	19,61	14526	19,61
<i>lp34</i>	12067	15821	31,11	15149	25,54	14667	21,55	14757	22,29	16398	35,89	15643	29,63	14725	22,03	14754	22,27
<i>lp35</i>	12167	15976	31,31	15151	24,53	14463	18,87	14451	18,77	16662	36,94	15540	27,72	14515	19,30	14339	17,85
<i>lp36</i>	12303	15620	26,96	14853	20,73	14965	21,64	14840	20,62	16410	33,38	15456	25,63	14287	16,13	14299	16,22
<i>lp37</i>	12129	15957	31,56	15748	29,84	15965	31,63	15957	31,56	16446	35,59	15675	29,24	15509	27,87	15162	25,01
<i>lp38</i>	12190	15888	30,34	15420	26,50	15273	25,29	15255	25,14	16468	35,09	15567	27,70	14840	21,74	14815	21,53
<i>lp39</i>	12178	16113	32,31	15719	29,08	15568	27,84	15505	27,32	16260	33,52	15730	29,17	15269	25,38	15533	27,55
<i>lp40</i>	12193	15727	28,98	14739	20,88	14972	22,79	15061	23,52	16212	32,96	15067	23,57	15464	26,83	15256	25,12

Tabelle D.4: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den mittleren Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 230$ bzw. $c_A = 321$)

Instanz	US_1 [s]	SBVaa1		SBVaa2		SBVab1		SBVab2		SBVba1		SBVba2		SBVbb1		SBVbb2	
		Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]
<i>lp41</i>	27119	30866	13,82	30208	11,39	30126	11,09	30120	11,07	32047	18,17	30917	14,00	29961	10,48	29907	10,28
<i>lp42</i>	27895	31080	11,42	30448	9,15	30448	9,15	30448	9,15	32076	14,99	30713	10,10	30160	8,12	30128	8,01
<i>lp43</i>	27539	30734	11,60	29156	5,87	29172	5,93	29160	5,89	32010	16,24	30214	9,71	29284	6,34	29248	6,21
<i>lp44</i>	27705	31282	12,91	30018	8,35	30022	8,36	30018	8,35	32044	15,66	29944	8,08	29279	5,68	29289	5,72
<i>lp45</i>	24421	30007	22,87	28908	18,37	28095	15,04	28055	14,88	30787	26,07	29813	22,08	28380	16,21	28377	16,20
<i>lp46</i>	24435	30510	24,86	28547	16,83	27732	13,49	28286	15,76	31629	29,44	29418	20,39	27531	12,67	27912	14,23
<i>lp47</i>	24513	29828	21,68	28701	17,08	27660	12,84	27640	12,76	30709	25,28	29305	19,55	27604	12,61	27559	12,43
<i>lp48</i>	24318	30708	26,28	28629	17,73	27798	14,31	27672	13,79	29382	20,82	28134	15,69	27735	14,05	27810	14,36
<i>lp49</i>	24409	31214	27,88	29339	20,20	28780	17,91	28693	17,55	31190	27,78	29645	21,45	28537	16,91	28668	17,45
<i>lp50</i>	25080	30862	23,05	29062	15,88	29208	16,46	29182	16,36	31500	25,60	29409	17,26	29604	18,04	29389	17,18
<i>lp51</i>	24470	30770	25,75	29613	21,02	30080	22,93	29660	21,21	31626	29,24	29995	22,58	28906	18,13	28978	18,42
<i>lp52</i>	24406	30535	25,11	29146	19,42	29777	22,01	29476	20,77	30913	26,66	29785	22,04	29272	19,94	29289	20,01
<i>lp53</i>	21248	28226	32,84	26727	25,79	25708	20,99	25777	21,31	28721	35,17	27991	31,73	25506	20,04	25494	19,98
<i>lp54</i>	21020	28858	37,29	26811	27,55	25544	21,52	25627	21,92	29694	41,27	27645	31,52	25497	21,30	25530	21,46
<i>lp55</i>	21216	27993	31,94	25914	22,14	25195	18,75	25215	18,85	29771	40,32	26810	26,37	25163	18,60	25150	18,54
<i>lp56</i>	21329	27872	30,68	26470	24,10	25609	20,07	25119	17,77	30340	42,25	27739	30,05	25199	18,14	25231	18,29
<i>lp57</i>	21273	29619	39,23	28276	32,92	27380	28,71	27306	28,36	30047	41,24	28349	33,26	27948	31,38	27600	29,74
<i>lp58</i>	21185	30122	42,19	28562	34,82	27309	28,91	27276	28,75	30477	43,86	27999	32,16	27647	30,50	27295	28,84
<i>lp59</i>	20964	29152	39,06	28291	34,95	27497	31,16	27614	31,72	30258	44,33	28562	36,24	26461	26,22	26462	26,23
<i>lp60</i>	21401	29072	35,84	27992	30,80	27930	30,51	27900	30,37	30046	40,40	28875	34,92	27370	27,89	27399	28,03
<i>lp61</i>	36930	42905,5	16,18	40145,5	8,71	39962,5	8,21	39902,5	8,05	43473,5	17,72	40469,5	9,58	39980,5	8,26	39958,5	8,20
<i>lp62</i>	36724	42445,5	15,58	40706,5	10,84	40686,5	10,79	40660,5	10,72	43389,5	18,15	40868,5	11,29	40604,5	10,57	40556,5	10,44
<i>lp63</i>	36853	43380,5	17,71	40152,5	8,95	40039,5	8,65	40039,5	8,65	44554,5	20,90	41988,5	13,94	39716,5	7,77	39718,5	7,78
<i>lp64</i>	36849	42977,5	16,63	39811,5	8,04	39698,5	7,73	39698,5	7,73	43859,5	19,02	41366,5	12,26	39864,5	8,18	39870,5	8,20
<i>lp65</i>	33476	40960,5	22,36	39916,5	19,24	39387,5	17,66	39365,5	17,59	42946,5	28,29	40453,5	20,84	39434,5	17,80	39012,5	16,54
<i>lp66</i>	33763	42435,5	25,69	39922,5	18,24	38746,5	14,76	38748,5	14,77	43705,5	29,45	40644,5	20,38	38891,5	15,19	38812,5	14,96
<i>lp67</i>	33883	42123,5	24,32	38879,5	14,75	39097,5	15,39	38902,5	14,81	43811,5	29,30	40459,5	19,41	38340,5	13,16	38194,5	12,72
<i>lp68</i>	34397	42425,5	23,34	39443,5	14,67	39290,5	14,23	39076,5	13,60	42504,5	23,57	40215,5	16,92	39340,5	14,37	39183,5	13,92
<i>lp69</i>	33626	42125,5	25,28	40619,5	20,80	40568,5	20,65	40520,5	20,50	42963,5	27,77	42262,5	25,68	40278,5	19,78	40246,5	19,69
<i>lp70</i>	34283	43358,5	26,47	41299,5	20,47	40800,5	19,01	40800,5	19,01	43660,5	27,35	40832,5	19,10	41386,5	20,72	41387,5	20,72
<i>lp71</i>	34179	42765,5	25,12	40170,5	17,53	40744,5	19,21	40239,5	17,73	43982,5	28,68	41498,5	21,42	41949,5	22,73	41290,5	20,81
<i>lp72</i>	34285	42888,5	25,09	40605,5	18,44	39775,5	16,01	39780,5	16,03	43471,5	26,79	40453,5	17,99	39667,5	15,70	39527,5	15,29
<i>lp73</i>	30561	41626,5	36,21	38024,5	24,42	36990,5	21,04	36651,5	19,93	42628,5	39,49	38853,5	27,13	37074,5	21,31	37193,5	21,70
<i>lp74</i>	30975	41523,5	34,05	38150,5	23,17	37460,5	20,94	37584,5	21,34	41741,5	34,76	38101,5	23,01	36973,5	19,37	36851,5	18,97
<i>lp75</i>	30780	41098,5	33,52	37763,5	22,69	37093,5	20,51	37251,5	21,03	42497,5	38,07	38427,5	24,85	36979,5	20,14	37242,5	21,00
<i>lp76</i>	30469	39656,5	30,15	37452,5	22,92	37585,5	23,36	37385,5	22,70	42274,5	38,75	40036,5	31,40	38209,5	25,40	38118,5	25,11
<i>lp77</i>	30759	41559,5	35,11	39611,5	28,78	38515,5	25,22	38422,5	24,91	42893,5	39,45	41265,5	34,16	38444,5	24,99	38516,5	25,22
<i>lp78</i>	30346	41172,5	35,68	39219,5	29,24	39050,5	28,68	38998,5	28,51	42039,5	38,53	39382,5	29,78	39498,5	30,16	39591,5	30,47
<i>lp79</i>	30732	41561,5	35,24	40285,5	31,09	38687,5	25,89	38422,5	25,02	44165,5	43,71	41417,5	34,77	38530,5	25,38	38595,5	25,59
<i>lp80</i>	31095	42235,5	35,83	40255,5	29,46	38682,5	24,40	38940,5	25,23	43823,5	40,93	40868,5	31,43	39139,5	25,87	39338,5	26,51

Tabelle D.5: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den großen Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 410$ bzw. $c_A = 570$)

Instanz	US_1 [s]	SBVaa1		SBVaa2		SBVab1		SBVab2		SBVba1		SBVba2		SBVbb1		SBVbb2	
		Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]
<i>lp81</i>	56273	62865	11,71	59662	6,02	59674	6,04	59674	6,04	66628	18,40	61049	8,49	59993	6,61	59667	6,03
<i>lp82</i>	53724	63775	18,71	61236	13,98	61586	14,63	61192	13,90	63591	18,37	61377	14,25	61384	14,26	60914	13,38
<i>lp83</i>	55128	63290	14,81	59718	8,33	59559	8,04	59431	7,81	65828	19,41	61385	11,35	59430	7,80	59430	7,80
<i>lp84</i>	55471	62173	12,08	58402	5,28	58257	5,02	58257	5,02	65578	18,22	60103	8,35	58636	5,71	58636	5,71
<i>lp85</i>	49943	59337	18,81	57501	15,13	57056	14,24	56974	14,08	64483	29,11	58695	17,52	56405	12,94	56315	12,76
<i>lp86</i>	48671	60974	25,28	56599	16,29	56923	16,95	56550	16,19	63088	29,62	57956	19,08	56629	16,35	56194	15,46
<i>lp87</i>	48936	62137	26,98	55706	13,83	55551	13,52	55156	12,71	62210	27,13	58183	18,90	55885	14,20	55181	12,76
<i>lp88</i>	48912	63352	29,52	56353	15,21	55445	13,36	55420	13,31	63022	28,85	57833	18,24	55763	14,01	55969	14,43
<i>lp89</i>	49115	61572	25,36	58886	19,89	59245	20,63	59168	20,47	63951	30,21	60230	22,63	60035	22,23	59883	21,92
<i>lp90</i>	49007	63244	29,05	58555	19,48	57285	16,89	57295	16,91	64060	30,72	59472	21,35	57281	16,88	57069	16,45
<i>lp91</i>	49532	61463	24,09	58098	17,29	59127	19,37	58386	17,88	64454	30,13	59182	19,48	59702	20,53	58520	18,15
<i>lp92</i>	48941	59752	22,09	57784	18,07	58040	18,59	57542	17,57	63710	30,18	60977	24,59	59104	20,77	60115	22,83
<i>lp93</i>	42825	58696	37,06	52464	22,51	51905	21,20	51880	21,14	60733	41,82	52824	23,35	49421	15,40	49115	14,69
<i>lp94</i>	42828	59351	38,58	51826	21,01	49905	16,52	49850	16,40	59752	39,52	53783	25,58	50369	17,61	50736	18,46
<i>lp95</i>	42854	60017	40,05	52625	22,80	51383	19,90	51461	20,08	62096	44,90	54681	27,60	51658	20,54	51205	19,49
<i>lp96</i>	42959	58808	36,89	53318	24,11	52103	21,29	51782	20,54	57999	35,01	55128	28,33	51496	19,87	51163	19,10
<i>lp97</i>	42599	58101	36,39	56245	32,03	54155	27,13	54168	27,16	61786	45,04	57087	34,01	54564	28,09	53903	26,54
<i>lp98</i>	43103	59838	38,83	56687	31,52	56025	29,98	55591	28,97	60500	40,36	59610	38,30	55223	28,12	54487	26,41
<i>lp99</i>	42601	60496	42,01	56509	32,65	54548	28,04	54486	27,90	61242	43,76	59754	40,26	54628	28,23	54181	27,18
<i>lp100</i>	42912	58798	37,02	56051	30,62	55187	28,61	55076	28,35	61683	43,74	57199	33,29	55238	28,72	55531	29,41
<i>lp101</i>	74328	86776	16,75	80920	8,87	80920	8,87	80920	8,87	89619	20,57	82356	10,80	80793	8,70	80513	8,32
<i>lp102</i>	73721	85075	15,40	79062	7,24	78888	7,01	78802	6,89	90026	22,12	82883	12,43	78982	7,14	78928	7,06
<i>lp103</i>	73928	87480	18,33	78964	6,81	78328	5,95	78328	5,95	88740	20,04	81926	10,82	79055	6,94	79055	6,94
<i>lp104</i>	73891	85040	15,09	80052	8,34	80069	8,36	80069	8,36	89670	21,35	83842	13,47	79917	8,16	79803	8,00
<i>lp105</i>	67617	86296	27,62	76665	13,38	77228	14,21	77095	14,02	87726	29,74	80096	18,46	76778	13,55	76850	13,65
<i>lp106</i>	67221	84785	26,13	79303	17,97	78164	16,28	77431	15,19	87601	30,32	80312	19,47	76998	14,54	76699	14,10
<i>lp107</i>	67996	85871	26,29	79793	17,35	78080	14,83	78343	15,22	89168	31,14	80112	17,82	77674	14,23	77412	13,85
<i>lp108</i>	67520	84350	24,93	78767	16,66	77365	14,58	77376	14,60	88237	30,68	81994	21,44	77649	15,00	77470	14,74
<i>lp109</i>	67835	85118	25,48	80402	18,53	79426	17,09	79489	17,18	88115	29,90	81552	20,22	81354	19,93	80465	18,62
<i>lp110</i>	68562	87852	28,14	79996	16,68	80889	17,98	80661	17,65	88811	29,53	82937	20,97	80951	18,07	80063	16,77
<i>lp111</i>	68079	84115	23,56	80200	17,80	81578	19,83	80878	18,80	86986	27,77	80805	18,69	84006	23,39	82624	21,36
<i>lp112</i>	68450	84366	23,25	81894	19,64	82386	20,36	80287	17,29	89048	30,09	83425	21,88	80115	17,04	79762	16,53
<i>lp113</i>	62248	80291	28,99	73980	18,85	75660	21,55	75918	21,96	86541	39,03	76335	22,63	74815	20,19	74379	19,49
<i>lp114</i>	60668	82056	35,25	74476	22,76	73235	20,71	73004	20,33	86739	42,97	78448	29,31	73049	20,41	72889	20,14
<i>lp115</i>	60990	85685	40,49	73761	20,94	72637	19,10	72523	18,91	85833	40,73	76989	26,23	72983	19,66	72648	19,11
<i>lp116</i>	62072	83946	35,24	74488	20,00	74339	19,76	74602	20,19	86142	38,78	75687	21,93	73354	18,18	72908	17,46
<i>lp117</i>	61730	81686	32,33	76753	24,34	77348	25,30	77381	25,35	87147	41,17	80173	29,88	76301	23,60	75554	22,39
<i>lp118</i>	61523	84316	37,05	78540	27,66	76591	24,49	76561	24,44	88446	43,76	82915	34,77	76294	24,01	76995	25,15
<i>lp119</i>	61206	83921	37,11	77886	27,25	75763	23,78	75333	23,08	87636	43,18	81263	32,77	77899	27,27	77440	26,52
<i>lp120</i>	60661	82366	35,78	78045	28,66	75705	24,80	75789	24,94	85922	41,64	77770	28,20	76873	26,73	77566	27,87

Tabelle D.6: Ergebnisse der deterministischen Verfahren SBVaa1, SBVaa2, SBVab1, SBVab2, SBVba1, SBVba2, SBVbb1 und SBVbb2 bei den sehr großen Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 634$ bzw. $c_A = 885$)

Instanz	US_1 [s]	SBVaa1		SBVaa2		SBVab1		SBVab2		SBVba1		SBVba2		SBVbb1		SBVbb2	
		Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]	Z [s]	RE [%]
<i>lp121</i>	95328	112063	17,56	102493	7,52	102230	7,24	102088	7,09	114885	20,52	104334	9,45	101975	6,97	101975	6,97
<i>lp122</i>	97235	108382	11,46	104824	7,80	104824	7,80	104824	7,80	115164	18,44	105612	8,62	103908	6,86	103867	6,82
<i>lp123</i>	97423	110370	13,29	106012	8,82	106012	8,82	106012	8,82	114948	17,99	106237	9,05	106101	8,91	105918	8,72
<i>lp124</i>	92881	109063	17,42	106663	14,84	107246	15,47	106524	14,69	114081	22,82	108197	16,49	107324	15,55	106486	14,65
<i>lp125</i>	85178	105295	23,62	100098	17,52	97826	14,85	97310	14,24	107583	26,30	101049	18,63	96866	13,72	96176	12,91
<i>lp126</i>	83875	112079	33,63	98797	17,79	96798	15,41	97572	16,33	111396	32,81	100731	20,10	98206	17,09	97747	16,54
<i>lp127</i>	84931	110250	29,81	98543	16,03	97800	15,15	98228	15,66	113378	33,49	101446	19,45	97782	15,13	97382	14,66
<i>lp128</i>	86965	108787	25,09	100027	15,02	99372	14,27	99688	14,63	112836	29,75	103446	18,95	98126	12,83	97990	12,68
<i>lp129</i>	86480	110363	27,62	99876	15,49	102258	18,24	101772	17,68	111807	29,29	100971	16,76	100355	16,04	100004	15,64
<i>lp130</i>	84817	113827	34,20	102416	20,75	103885	22,48	103153	21,62	113656	34,00	104905	23,68	104518	23,23	103436	21,95
<i>lp131</i>	85137	105884	24,37	102422	20,30	100738	18,32	101204	18,87	113687	33,53	106258	24,81	102037	19,85	102615	20,53
<i>lp132</i>	85490	108955	27,45	101580	18,82	99984	16,95	99777	16,71	112328	31,39	104774	22,56	101781	19,06	100963	18,10
<i>lp133</i>	74776	101673	35,97	91931	22,94	89024	19,05	89795	20,09	107479	43,73	94987	27,03	88570	18,45	88798	18,75
<i>lp134</i>	74401	105234	41,44	92298	24,05	89602	20,43	89297	20,02	107104	43,96	95904	28,90	88713	19,24	88600	19,08
<i>lp135</i>	74455	102354	37,47	93602	25,72	90085	20,99	89947	20,81	106300	42,77	95161	27,81	87275	17,22	87584	17,63
<i>lp136</i>	75351	106522	41,37	91685	21,68	89151	18,31	89531	18,82	106597	41,47	96613	28,22	87585	16,24	87937	16,70
<i>lp137</i>	74735	108808	45,59	97576	30,56	94589	26,57	94813	26,87	109197	46,11	97864	30,95	93311	24,86	93336	24,89
<i>lp138</i>	74513	107209	43,88	96295	29,23	93866	25,97	93866	25,97	107923	44,84	97494	30,84	93489	25,47	93717	25,77
<i>lp139</i>	74807	103428	38,26	96178	28,57	93448	24,92	93899	25,52	108510	45,05	98348	31,47	94170	25,88	93914	25,54
<i>lp140</i>	74447	104115	39,85	98207	31,92	94531	26,98	94951	27,54	108495	45,73	103200	38,62	94824	27,37	94913	27,49
<i>lp141</i>	125412	146827,5	17,08	141522,5	12,85	142536,5	13,65	141272,5	12,65	156361,5	24,68	144007,5	14,83	143305,5	14,27	142233,5	13,41
<i>lp142</i>	128779	156162,5	21,26	139580,5	8,39	139580,5	8,39	139580,5	8,39	157252,5	22,11	142614,5	10,74	139630,5	8,43	139300,5	8,17
<i>lp143</i>	129543	155309,5	19,89	141523,5	9,25	141523,5	9,25	141523,5	9,25	153463,5	18,47	142788,5	10,22	141048,5	8,88	140968,5	8,82
<i>lp144</i>	124885	147234,5	17,90	142472,5	14,08	143455,5	14,87	142379,5	14,01	156994,5	25,71	145362,5	16,40	141437,5	13,25	141437,5	13,25
<i>lp145</i>	117723	151302,5	28,52	135276,5	14,91	135374,5	14,99	135212,5	14,86	155069,5	31,72	138294,5	17,47	135066,5	14,73	134455,5	14,21
<i>lp146</i>	116121	149516,5	28,76	135701,5	16,86	133990,5	15,39	133699,5	15,14	154147,5	32,75	141186,5	21,59	135566,5	16,75	135235,5	16,46
<i>lp147</i>	114921	143600,5	24,96	135836,5	18,20	137038,5	19,25	136064,5	18,40	154730,5	34,64	138946,5	20,91	137795,5	19,90	137742,5	19,86
<i>lp148</i>	114816	144468,5	25,83	138974,5	21,04	137232,5	19,52	137656,5	19,89	155863,5	35,75	142650,5	24,24	137768,5	19,99	137921,5	20,12
<i>lp149</i>	115478	148083,5	28,24	140432,5	21,61	143002,5	23,84	141409,5	22,46	156989,5	35,95	144558,5	25,18	145394,5	25,91	144366,5	25,02
<i>lp150</i>	115992	145746,5	25,65	141105,5	21,65	138823,5	19,68	138334,5	19,26	155637,5	34,18	143523,5	23,74	142945,5	23,24	141330,5	21,85
<i>lp151</i>	118007	147973,5	25,39	141267,5	19,71	139011,5	17,80	138671,5	17,51	154537,5	30,96	142987,5	21,17	143104,5	21,27	142924,5	21,12
<i>lp152</i>	116863	150882,5	29,11	139675,5	19,52	139191,5	19,11	138863,5	18,83	156989,5	34,34	144324,5	23,50	142171,5	21,66	141631,5	21,19
<i>lp153</i>	103944	144616,5	39,13	132492,5	27,47	131730,5	26,73	130009,5	25,08	152135,5	46,36	138036,5	32,80	132310,5	27,29	132998,5	27,95
<i>lp154</i>	104970	146994,5	40,03	131085,5	24,88	129294,5	23,17	128507,5	22,42	151471,5	44,30	134471,5	28,10	132219,5	25,96	131406,5	25,18
<i>lp155</i>	104269	143923,5	38,03	130960,5	25,60	130236,5	24,90	131136,5	25,77	150328,5	44,17	133619,5	28,15	130734,5	25,38	130315,5	24,98
<i>lp156</i>	105937	138484,5	30,72	129445,5	22,19	128333,5	21,14	127402,5	20,26	149331,5	40,96	128540,5	21,34	128194,5	21,01	127937,5	20,77
<i>lp157</i>	103728	146184,5	40,93	138908,5	33,92	133834,5	29,02	133629,5	28,83	151106,5	45,68	139326,5	34,32	133195,5	28,41	132994,5	28,21
<i>lp158</i>	107163	148121,5	38,22	135001,5	25,98	135552,5	26,49	135422,5	26,37	152807,5	42,59	139052,5	29,76	135085,5	26,06	134344,5	25,36
<i>lp159</i>	107350	150295,5	40,01	135181,5	25,93	134845,5	25,61	133187,5	24,07	153569,5	43,06	140736,5	31,10	132634,5	23,55	131451,5	22,45
<i>lp160</i>	105900	146909,5	38,72	136098,5	28,52	130734,5	23,45	131095,5	23,79	147829,5	39,59	135793,5	28,23	132510,5	25,13	132834,5	25,43

Tabelle D.7: Ergebnisse des Verfahrens SBV* bei den Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln

10x10				15x15				20x20				25x25			
Instanz	US_1 [s]	Z [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z [s]	RE [%]	Instanz	US_1 [s]	Z [s]	RE [%]
lp1	10823	11658	7,72	lp41	27119	29907	10,28	lp81	56273	59662	6,02	lp121	95328	101975	6,97
lp2	10970	11706	6,71	lp42	27895	30128	8,01	lp82	53724	60914	13,38	lp122	97235	103867	6,82
lp3	10764	11485	6,70	lp43	27539	29156	5,87	lp83	55128	59430	7,80	lp123	97423	105918	8,72
lp4	11054	11754	6,33	lp44	27705	29279	5,68	lp84	55471	58257	5,02	lp124	92881	106486	14,65
lp5	9706	10964	12,96	lp45	24421	28055	14,88	lp85	49943	56315	12,76	lp125	85178	96176	12,91
lp6	9614	11204	16,54	lp46	24435	27531	12,67	lp86	48671	56194	15,46	lp126	83875	96798	15,41
lp7	9646	10994	13,97	lp47	24513	27559	12,43	lp87	48936	55156	12,71	lp127	84931	97382	14,66
lp8	9643	10982	13,89	lp48	24318	27672	13,79	lp88	48912	55420	13,31	lp128	86965	97990	12,68
lp9	9764	11640	19,21	lp49	24409	28537	16,91	lp89	49115	58886	19,89	lp129	86480	99876	15,49
lp10	9809	11218	14,36	lp50	25080	29062	15,88	lp90	49007	57069	16,45	lp130	84817	102416	20,75
lp11	9956	11383	14,33	lp51	24470	28906	18,13	lp91	49532	58098	17,29	lp131	85137	100738	18,32
lp12	9920	11131	12,21	lp52	24406	29146	19,42	lp92	48941	57542	17,57	lp132	85490	99777	16,71
lp13	8466	10050	18,71	lp53	21248	25494	19,98	lp93	42825	49115	14,69	lp133	74776	88570	18,45
lp14	8492	9466	11,47	lp54	21020	25497	21,30	lp94	42828	49850	16,40	lp134	74401	88600	19,08
lp15	8399	9888	17,73	lp55	21216	25150	18,54	lp95	42854	51205	19,49	lp135	74455	87275	17,22
lp16	8462	10092	19,26	lp56	21329	25119	17,77	lp96	42959	51163	19,10	lp136	75351	87585	16,24
lp17	8386	10755	28,25	lp57	21273	27306	28,36	lp97	42599	53903	26,54	lp137	74735	93311	24,86
lp18	8508	10901	28,13	lp58	21185	27276	28,75	lp98	43103	54487	26,41	lp138	74513	93489	25,47
lp19	8419	10644	26,43	lp59	20964	26461	26,22	lp99	42601	54181	27,18	lp139	74807	93448	24,92
lp20	8478	10404	22,72	lp60	21401	27370	27,89	lp100	42912	55076	28,35	lp140	74447	94531	26,98
lp21	14715	15830	7,58	lp61	36930	39902,5	8,05	lp101	74328	80513	8,32	lp141	125412	141272,5	12,65
lp22	14602	15709	7,58	lp62	36724	40556,5	10,44	lp102	73721	78802	6,89	lp142	128779	139300,5	8,17
lp23	14576	15727	7,90	lp63	36853	39716,5	7,77	lp103	73928	78328	5,95	lp143	129543	140968,5	8,82
lp24	14640	15870	8,40	lp64	36849	39698,5	7,73	lp104	73891	79803	8,00	lp144	124885	141437,5	13,25
lp25	13322	15780	18,45	lp65	33476	39012,5	16,54	lp105	67617	76665	13,38	lp145	117723	134455,5	14,21
lp26	13404	15114	12,76	lp66	33763	38746,5	14,76	lp106	67221	76699	14,10	lp146	116121	133699,5	15,14
lp27	13405	15107	12,70	lp67	33883	38194,5	12,72	lp107	67996	77412	13,85	lp147	114921	135836,5	18,20
lp28	13460	14951	11,08	lp68	34397	39076,5	13,60	lp108	67520	77365	14,58	lp148	114816	137232,5	19,52
lp29	13428	16034	19,41	lp69	33626	40246,5	19,69	lp109	67835	79426	17,09	lp149	115478	140432,5	21,61
lp30	13593	15672	15,29	lp70	34283	40800,5	19,01	lp110	68562	79996	16,68	lp150	115992	138334,5	19,26
lp31	13566	15354	13,18	lp71	34179	40170,5	17,53	lp111	68079	80200	17,80	lp151	118007	138671,5	17,51
lp32	13499	15453	14,48	lp72	34285	39527,5	15,29	lp112	68450	79762	16,53	lp152	116863	138863,5	18,83
lp33	12144	14526	19,61	lp73	30561	36651,5	19,93	lp113	62248	73980	18,85	lp153	103944	130009,5	25,08
lp34	12067	14667	21,55	lp74	30975	36851,5	18,97	lp114	60668	72889	20,14	lp154	104970	128507,5	22,42
lp35	12167	14339	17,85	lp75	30780	36979,5	20,14	lp115	60990	72523	18,91	lp155	104269	130236,5	24,90
lp36	12303	14287	16,13	lp76	30469	37385,5	22,70	lp116	62072	72908	17,46	lp156	105937	127402,5	20,26
lp37	12129	15162	25,01	lp77	30759	38422,5	24,91	lp117	61730	75554	22,39	lp157	103728	132994,5	28,22
lp38	12190	14815	21,53	lp78	30346	38998,5	28,51	lp118	61523	76294	24,01	lp158	107163	134344,5	25,37
lp39	12178	15269	25,38	lp79	30732	38422,5	25,02	lp119	61206	75333	23,08	lp159	107350	131451,5	22,45
lp40	12193	14739	20,88	lp80	31095	38682,5	24,40	lp120	60661	75705	24,80	lp160	105900	130734,5	23,45

Tabelle D.8: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den kleinen Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 106$ bzw. $c_A = 146$)

Instanz	GRASP1				GRASP2			MSH1			MSH2		
	US_1 [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]
<i>lp1</i>	10823	11655	7,69	10,76	11649	7,63	10,91	11699	8,09	11,58	11647	7,61	11,20
<i>lp2</i>	10970	11710	6,75	10,75	11706	6,71	10,83	11760	7,20	11,26	11706	6,71	10,98
<i>lp3</i>	10764	11528	7,10	11,22	11489	6,74	10,80	11582	7,60	11,47	11477	6,62	11,09
<i>lp4</i>	11054	11776	6,53	10,75	11740	6,21	11,23	11834	7,06	11,05	11736	6,17	11,14
<i>lp5</i>	9706	10741	10,66	14,13	10778	11,04	14,13	10825	11,53	13,82	10694	10,18	13,10
<i>lp6</i>	9614	10861	12,97	14,74	10865	13,01	14,26	10983	14,24	13,29	10844	12,79	13,51
<i>lp7</i>	9646	10631	10,21	14,23	10666	10,57	14,32	10695	10,88	13,31	10633	10,23	14,12
<i>lp8</i>	9643	10792	11,92	15,26	10794	11,94	15,37	10945	13,50	13,43	10835	12,36	15,55
<i>lp9</i>	9764	11150	14,20	12,79	11136	14,05	12,29	11168	14,38	12,43	11152	14,22	11,98
<i>lp10</i>	9809	11094	13,10	16,41	11050	12,65	15,99	11230	14,49	16,51	11042	12,57	16,97
<i>lp11</i>	9956	11103	11,52	15,12	11081	11,30	15,19	11152	12,01	15,44	11067	11,16	19,36
<i>lp12</i>	9920	11126	12,16	15,38	11124	12,14	13,98	11129	12,19	19,55	11126	12,16	18,00
<i>lp13</i>	8466	9674	14,27	16,86	9705	14,64	17,10	9820	15,99	16,99	9705	14,64	13,99
<i>lp14</i>	8492	9345	10,04	16,05	9335	9,93	16,43	9418	10,90	15,57	9357	10,19	20,20
<i>lp15</i>	8399	9743	16,00	15,13	9788	16,54	14,65	9772	16,35	15,45	9731	15,86	12,53
<i>lp16</i>	8462	9868	16,62	16,38	9814	15,98	16,16	10032	18,55	17,89	9879	16,75	18,28
<i>lp17</i>	8386	10190	21,51	18,02	10196	21,58	17,27	10458	24,71	16,51	10561	25,94	17,00
<i>lp18</i>	8508	10262	20,62	18,25	10268	20,69	17,50	10294	20,99	16,52	10453	22,86	18,55
<i>lp19</i>	8419	10472	24,39	19,20	10478	24,46	18,75	10517	24,92	18,66	10454	24,17	18,67
<i>lp20</i>	8478	10217	20,51	19,27	10180	20,08	17,91	10251	20,91	23,21	10227	20,63	19,67
<i>lp21</i>	14715	15808	7,43	12,72	15780	7,24	12,87	15841	7,65	14,27	15779	7,23	13,32
<i>lp22</i>	14602	15680	7,38	12,71	15672	7,33	12,73	15705	7,55	13,59	15633	7,06	12,89
<i>lp23</i>	14576	15667	7,48	13,03	15616	7,14	12,36	15621	7,17	13,40	15567	6,80	13,43
<i>lp24</i>	14640	15854	8,29	12,56	15842	8,21	12,39	15928	8,80	13,35	15828	8,11	13,25
<i>lp25</i>	13322	15176	13,92	19,02	15168	13,86	17,58	15316	14,97	18,80	15070	13,12	18,47
<i>lp26</i>	13404	14946	11,50	17,64	14946	11,50	17,71	15131	12,88	16,74	14857	10,84	17,97
<i>lp27</i>	13405	14760	10,11	16,93	14703	9,68	16,91	14836	10,68	16,57	14736	9,93	15,57
<i>lp28</i>	13460	14719	9,35	15,83	14727	9,41	15,69	14744	9,54	17,05	14596	8,44	14,34
<i>lp29</i>	13428	15423	14,86	17,00	15474	15,24	16,26	15564	15,91	17,27	15644	16,50	20,23
<i>lp30</i>	13593	15338	12,84	16,55	15338	12,84	15,74	15385	13,18	14,67	15310	12,63	13,92
<i>lp31</i>	13566	15329	13,00	16,43	15288	12,69	15,80	15305	12,82	16,44	15297	12,76	15,16
<i>lp32</i>	13499	15280	13,19	17,86	15213	12,70	17,27	15204	12,63	16,29	15335	13,60	15,35
<i>lp33</i>	12144	14258	17,41	19,41	14254	17,37	18,66	14247	17,32	19,03	14188	16,83	16,68
<i>lp34</i>	12067	14147	17,24	22,34	14126	17,06	23,26	14401	19,34	24,10	13990	15,94	21,89
<i>lp35</i>	12167	14408	18,42	19,44	14359	18,02	18,25	14366	18,07	20,89	14313	17,64	18,14
<i>lp36</i>	12303	13915	13,10	19,27	14067	14,34	20,34	14201	15,43	18,95	13965	13,51	20,44
<i>lp37</i>	12129	14653	20,81	21,90	14620	20,54	20,69	14756	21,66	24,48	14726	21,41	26,29
<i>lp38</i>	12190	14412	18,23	21,68	14544	19,31	20,42	14453	18,56	23,17	14474	18,74	18,94
<i>lp39</i>	12178	14855	21,98	23,70	14810	21,61	24,18	14937	22,66	21,33	14808	21,60	19,67
<i>lp40</i>	12193	14619	19,90	23,10	14656	20,20	24,27	14782	21,23	26,58	14787	21,27	26,79

Tabelle D.9: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den mittleren Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 230$ bzw. $c_A = 321$)

Instanz	US_1 [s]	GRASP1			GRASP2			MSH1			MSH2		
		Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]
<i>lp41</i>	27119	29783	9,82	20,36	29789	9,85	19,70	29783	9,82	21,89	29781	9,82	18,63
<i>lp42</i>	27895	30142	8,06	19,49	30122	7,98	18,36	30168	8,15	21,53	30102	7,91	18,99
<i>lp43</i>	27539	29273	6,30	18,99	29185	5,98	18,44	29226	6,13	20,78	29083	5,61	19,11
<i>lp44</i>	27705	29479	6,40	19,76	29407	6,14	18,27	29429	6,22	20,99	29285	5,70	17,82
<i>lp45</i>	24421	27702	13,44	46,04	27479	12,52	42,71	27580	12,94	46,77	27434	12,34	29,67
<i>lp46</i>	24435	27313	11,78	41,42	27103	10,92	39,52	27391	12,10	42,76	27077	10,81	33,82
<i>lp47</i>	24513	27277	11,28	38,77	27287	11,32	39,62	27446	11,97	36,38	26973	10,04	28,28
<i>lp48</i>	24318	27619	13,57	36,95	27479	13,00	37,65	27602	13,50	49,80	27331	12,39	28,28
<i>lp49</i>	24409	27728	13,60	41,73	27781	13,81	39,75	27776	13,79	41,96	27829	14,01	30,64
<i>lp50</i>	25080	27948	11,44	44,09	27897	11,23	40,79	28258	12,67	41,96	28343	13,01	44,15
<i>lp51</i>	24470	28352	15,86	32,24	28265	15,51	29,17	28448	16,26	30,83	28498	16,46	25,88
<i>lp52</i>	24406	28191	15,51	41,74	28160	15,38	37,74	28479	16,69	39,32	28268	15,82	28,98
<i>lp53</i>	21248	24769	16,57	56,74	24574	15,65	57,00	25136	18,30	54,26	24741	16,44	45,80
<i>lp54</i>	21020	24601	17,04	53,57	24642	17,23	49,89	25104	19,43	51,76	24566	16,87	34,71
<i>lp55</i>	21216	24977	17,73	48,66	24695	16,40	46,69	25112	18,36	45,19	24829	17,03	33,00
<i>lp56</i>	21329	24591	15,29	52,27	24447	14,62	51,89	24989	17,16	48,01	24476	14,75	42,78
<i>lp57</i>	21273	26211	23,21	73,62	26183	23,08	75,41	26731	25,66	79,69	26362	23,92	63,52
<i>lp58</i>	21185	25561	20,66	67,05	25545	20,58	67,80	25815	21,86	64,76	26174	23,55	66,85
<i>lp59</i>	20964	25883	23,46	79,52	25807	23,10	76,41	25871	23,41	91,72	25757	22,86	54,32
<i>lp60</i>	21401	25916	21,10	67,10	25819	20,64	65,50	25717	20,17	61,53	26071	21,82	43,92
<i>lp61</i>	36930	40329,5	9,21	32,37	40015,5	8,36	31,26	40239,5	8,96	34,57	39858,5	7,93	31,30
<i>lp62</i>	36724	40568,5	10,47	28,36	40412,5	10,04	27,32	40618,5	10,60	32,01	40330,5	9,82	30,05
<i>lp63</i>	36853	40244,5	9,20	29,74	39822,5	8,06	27,37	39920,5	8,32	32,00	39794,5	7,98	29,97
<i>lp64</i>	36849	40045,5	8,67	27,46	39784,5	7,97	25,71	39972,5	8,48	29,24	39616,5	7,51	27,39
<i>lp65</i>	33476	38667,5	15,51	66,72	38456,5	14,88	65,60	38876,5	16,13	72,52	38443,5	14,84	49,49
<i>lp66</i>	33763	38578,5	14,26	54,79	38219,5	13,20	51,09	38412,5	13,77	65,02	38072,5	12,76	42,81
<i>lp67</i>	33883	38189,5	12,71	57,39	37905,5	11,87	53,78	38151,5	12,60	58,11	37770,5	11,47	38,93
<i>lp68</i>	34397	38798,5	12,80	46,75	38816,5	12,85	45,38	39139,5	13,79	49,58	38589,5	12,19	35,90
<i>lp69</i>	33626	39422,5	17,24	69,36	39035,5	16,09	63,51	39336,5	16,98	72,13	38698,5	15,09	46,05
<i>lp70</i>	34283	39319,5	14,69	51,00	39241,5	14,46	45,48	39329,5	14,72	55,41	39403,5	14,94	36,46
<i>lp71</i>	34179	39269,5	14,89	52,73	38709,5	13,26	50,40	39062,5	14,29	63,63	38807,5	13,54	47,40
<i>lp72</i>	34285	39328,5	14,71	57,83	39216,5	14,38	48,53	39542,5	15,33	60,29	38945,5	13,59	34,46
<i>lp73</i>	30561	36466,5	19,32	87,13	35976,5	17,72	82,70	36709,5	20,12	104,29	35770,5	17,05	59,92
<i>lp74</i>	30975	36169,5	16,77	91,01	35966,5	16,11	84,16	36276,5	17,12	107,88	35886,5	15,86	60,52
<i>lp75</i>	30780	36564,5	18,79	63,60	36547,5	18,74	65,47	36895,5	19,87	88,87	36596,5	18,90	56,89
<i>lp76</i>	30469	36529,5	19,89	64,44	36604,5	20,14	62,40	36927,5	21,20	65,38	36683,5	20,40	40,44
<i>lp77</i>	30759	37052,5	20,46	130,42	36875,5	19,89	114,24	37771,5	22,80	142,83	37186,5	20,90	93,21
<i>lp78</i>	30346	38030,5	25,32	98,22	38018,5	25,28	99,99	38320,5	26,28	95,15	37911,5	24,93	72,29
<i>lp79</i>	30732	37332,5	21,48	87,66	37238,5	21,17	75,65	37296,5	21,36	97,50	37451,5	21,86	59,37
<i>lp80</i>	31095	37711,5	21,28	81,71	37447,5	20,43	74,16	37856,5	21,74	97,28	37656,5	21,10	53,71

Tabelle D.10: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den großen Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 410$ bzw. $c_A = 570$)

Instanz	GRASP1				GRASP2			MSH1			MSH2		
	US_1 [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]
<i>lp81</i>	56273	60149	6,89	40,73	59712	6,11	38,24	60345	7,24	46,88	59565	5,85	42,28
<i>lp82</i>	53724	60882	13,32	40,48	60786	13,15	35,88	60822	13,21	44,62	60710	13,00	39,67
<i>lp83</i>	55128	59264	7,50	43,18	58945	6,92	39,80	59335	7,63	49,23	58762	6,59	42,18
<i>lp84</i>	55471	59270	6,85	58,67	58722	5,86	55,49	59355	7,00	57,63	58385	5,25	51,76
<i>lp85</i>	49943	55095	10,32	133,17	54630	9,38	136,41	55883	11,89	131,93	55332	10,79	105,24
<i>lp86</i>	48671	54732	12,45	129,81	54645	12,27	132,42	55808	14,66	150,24	54830	12,65	69,64
<i>lp87</i>	48936	55158	12,71	151,20	54699	11,78	147,24	55393	13,19	160,89	53959	10,26	100,43
<i>lp88</i>	48912	55121	12,69	136,03	54609	11,65	135,78	55861	14,21	161,98	54130	10,67	85,13
<i>lp89</i>	49115	56681	15,40	123,86	56217	14,46	121,47	56683	15,41	152,48	55763	13,54	85,19
<i>lp90</i>	49007	56196	14,67	146,87	56023	14,32	126,71	56487	15,26	143,54	55539	13,33	105,38
<i>lp91</i>	49532	56192	13,45	137,22	55806	12,67	125,92	56550	14,17	136,64	55452	11,95	96,10
<i>lp92</i>	48941	56791	16,04	178,01	56437	15,32	168,17	57247	16,97	182,16	56145	14,72	148,97
<i>lp93</i>	42825	49875	16,46	215,16	49084	14,62	210,99	50703	18,40	226,94	48383	12,98	95,73
<i>lp94</i>	42828	49945	16,62	236,72	49651	15,93	227,65	51168	19,47	245,30	48963	14,32	88,00
<i>lp95</i>	42854	50581	18,03	203,49	50113	16,94	196,71	51414	19,97	215,41	49765	16,13	92,96
<i>lp96</i>	42959	50211	16,88	212,61	49821	15,97	201,35	51068	18,88	192,46	49669	15,62	120,81
<i>lp97</i>	42599	51672	21,30	291,40	51411	20,69	280,94	52775	23,89	286,96	51905	21,85	150,39
<i>lp98</i>	43103	52521	21,85	241,61	52171	21,04	234,92	53632	24,43	239,74	52339	21,43	154,63
<i>lp99</i>	42601	52410	23,03	243,97	52072	22,23	234,66	53264	25,03	259,20	52265	22,68	133,04
<i>lp100</i>	42912	53027	23,57	254,39	52402	22,12	238,67	53519	24,72	250,22	52544	22,45	189,73
<i>lp101</i>	74328	80714	8,59	89,11	80384	8,15	82,99	80897	8,84	98,69	80161	7,85	79,08
<i>lp102</i>	73721	80188	8,77	85,68	79562	7,92	80,68	79990	8,50	93,16	78574	6,58	80,06
<i>lp103</i>	73928	80447	8,82	88,31	79443	7,46	80,84	80266	8,57	96,96	78504	6,19	81,12
<i>lp104</i>	73891	80321	8,70	87,94	79583	7,70	81,92	79951	8,20	95,61	79538	7,64	80,50
<i>lp105</i>	67617	76388	12,97	222,60	75647	11,88	207,70	76867	13,68	280,94	75184	11,19	134,17
<i>lp106</i>	67221	76440	13,71	235,98	75418	12,19	224,57	76255	13,44	282,35	74932	11,47	152,74
<i>lp107</i>	67996	76553	12,58	254,11	75855	11,56	219,40	77294	13,67	263,91	75959	11,71	130,97
<i>lp108</i>	67520	76709	13,61	230,10	76162	12,80	224,24	77079	14,16	246,21	75114	11,25	108,86
<i>lp109</i>	67835	78486	15,70	220,93	77572	14,35	199,40	78950	16,39	250,65	77767	14,64	164,57
<i>lp110</i>	68562	78253	14,13	223,69	77524	13,07	211,78	78103	13,92	277,61	77520	13,07	219,57
<i>lp111</i>	68079	77641	14,05	202,75	77019	13,13	186,52	77501	13,84	241,66	76687	12,64	158,06
<i>lp112</i>	68450	78396	14,53	229,07	77809	13,67	186,89	78783	15,10	284,53	77492	13,21	123,69
<i>lp113</i>	62248	73479	18,04	370,88	73226	17,64	335,93	74326	19,40	447,31	72070	15,78	195,60
<i>lp114</i>	60668	71377	17,65	330,59	70464	16,15	336,22	72886	20,14	382,51	70543	16,28	131,49
<i>lp115</i>	60990	72298	18,54	358,12	71280	16,87	343,93	72816	19,39	344,02	70395	15,42	176,89
<i>lp116</i>	62072	72093	16,14	366,45	71690	15,49	341,48	73735	18,79	441,55	72142	16,22	190,34
<i>lp117</i>	61730	74555	20,78	376,85	74506	20,70	338,26	75481	22,28	444,36	74312	20,38	210,66
<i>lp118</i>	61523	73566	19,57	455,61	72658	18,10	393,84	74639	21,32	571,73	73284	19,12	241,61
<i>lp119</i>	61206	74387	21,54	482,27	73915	20,76	441,62	74448	21,64	561,25	73524	20,13	347,96
<i>lp120</i>	60661	74547	22,89	438,09	73925	21,87	414,93	75101	23,80	540,75	73462	21,10	219,60

Tabelle D.11: Ergebnisse der stochastischen Verfahren GRASP1, GRASP2, MSH1 und MSH2 nach jeweils 2.000 Iterationen bei den sehr großen Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln ($c_A = 634$ bzw. $c_A = 885$)

Instanz	US_1 [s]	GRASP1				GRASP2			MSH1			MSH2		
		Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	Z_{best} [s]	RE [%]	T^R [s]	
<i>lp121</i>	95328	103145	8,20	129,34	102275	7,29	118,09	102939	7,98	129,11	101444	6,42	81,43	
<i>lp122</i>	97235	104410	7,38	123,48	104177	7,14	115,99	104881	7,86	134,54	103977	6,93	115,49	
<i>lp123</i>	97423	105934	8,74	119,53	105870	8,67	112,34	106120	8,93	133,43	105750	8,55	111,87	
<i>lp124</i>	92881	106335	14,49	95,05	106108	14,24	82,24	106044	14,17	98,55	105930	14,05	86,35	
<i>lp125</i>	85178	96277	13,03	398,68	95192	11,76	411,63	97237	14,16	440,55	94854	11,36	251,99	
<i>lp126</i>	83875	95941	14,39	377,51	94957	13,21	402,80	96641	15,22	464,34	94205	12,32	229,28	
<i>lp127</i>	84931	95989	13,02	377,90	95077	11,95	362,59	97034	14,25	462,28	94023	10,71	211,51	
<i>lp128</i>	86965	96144	10,55	413,90	95644	9,98	306,58	98118	12,82	356,87	95741	10,09	242,48	
<i>lp129</i>	86480	97862	13,16	435,90	97155	12,34	377,73	99652	15,23	477,74	97975	13,29	254,61	
<i>lp130</i>	84817	99678	17,52	411,04	99441	17,24	403,72	100541	18,54	456,99	99620	17,45	242,18	
<i>lp131</i>	85137	98665	15,89	381,47	98407	15,59	365,97	99462	16,83	439,72	97581	14,62	267,59	
<i>lp132</i>	85490	97642	14,21	460,26	96460	12,83	395,33	98617	15,36	450,08	96307	12,65	292,16	
<i>lp133</i>	74776	88548	18,42	573,60	87566	17,10	586,19	89624	19,86	504,86	86401	15,55	245,29	
<i>lp134</i>	74401	87825	18,04	527,90	87599	17,74	507,17	89237	19,94	610,95	86684	16,51	237,87	
<i>lp135</i>	74455	86522	16,21	533,29	86297	15,90	512,51	88733	19,18	549,97	85920	15,40	260,51	
<i>lp136</i>	75351	88939	18,03	460,87	87618	16,28	455,08	89891	19,30	458,85	85990	14,12	227,74	
<i>lp137</i>	74735	91014	21,78	939,64	90529	21,13	872,29	92694	24,03	986,75	90160	20,64	443,76	
<i>lp138</i>	74513	92031	23,51	845,01	90962	22,08	793,35	93033	24,85	904,92	90561	21,54	451,22	
<i>lp139</i>	74807	90675	21,21	659,88	89698	19,91	647,23	93537	25,04	866,54	90207	20,59	405,82	
<i>lp140</i>	74447	92656	24,46	469,72	91569	23,00	451,34	93632	25,77	614,82	91391	22,76	287,17	
<i>lp141</i>	125412	141229,5	12,61	214,50	140732,5	12,22	186,19	141406,5	12,75	213,11	140277,5	11,85	132,12	
<i>lp142</i>	128779	140168,5	8,84	158,31	139510,5	8,33	136,77	139948,5	8,67	176,64	139225,5	8,11	145,66	
<i>lp143</i>	129543	141286,5	9,07	158,11	141165,5	8,97	150,71	141726,5	9,40	173,52	140956,5	8,81	147,06	
<i>lp144</i>	124885	141571,5	13,36	118,73	141432,5	13,25	109,23	141558,5	13,35	133,44	140992,5	12,90	111,99	
<i>lp145</i>	117723	133573,5	13,46	695,16	132342,5	12,42	602,25	134339,5	14,11	930,39	132056,5	12,18	318,89	
<i>lp146</i>	116121	134074,5	15,46	803,28	132353,5	13,98	740,92	134041,5	15,43	1015,13	130523,5	12,40	290,87	
<i>lp147</i>	114921	134254,5	16,82	440,44	133419,5	16,10	433,53	134776,5	17,28	597,33	132026,5	14,88	162,17	
<i>lp148</i>	114816	134343,5	17,01	459,42	133767,5	16,51	432,97	134997,5	17,58	623,27	132629,5	15,51	182,63	
<i>lp149</i>	115478	136837,5	18,50	734,89	136119,5	17,87	662,06	137227,5	18,83	900,08	135388,5	17,24	407,81	
<i>lp150</i>	115992	136673,5	17,83	699,01	135449,5	16,77	567,02	136836,5	17,97	716,25	135332,5	16,67	386,81	
<i>lp151</i>	118007	136244,5	15,45	435,87	134436,5	13,92	339,87	136041,5	15,28	610,21	134057,5	13,60	229,57	
<i>lp152</i>	116863	135505,5	15,95	482,78	132995,5	13,80	437,39	134505,5	15,10	520,95	132763,5	13,61	275,36	
<i>lp153</i>	103944	127642,5	22,80	1155,86	126841,5	22,03	1301,27	129126,5	24,23	1407,54	126298,5	21,51	314,28	
<i>lp154</i>	104970	126873,5	20,87	1025,10	125868,5	19,91	893,43	128242,5	22,17	1077,52	124678,5	18,78	389,13	
<i>lp155</i>	104269	126049,5	20,89	654,46	125414,5	20,28	660,69	128273,5	23,02	789,43	124410,5	19,32	201,82	
<i>lp156</i>	105937	125224,5	18,21	698,06	123769,5	16,83	682,27	126893,5	19,78	890,66	122986,5	16,09	221,28	
<i>lp157</i>	103728	130207,5	25,53	1621,15	129155,5	24,51	1607,88	131245,5	26,53	2140,21	128367,5	23,75	708,17	
<i>lp158</i>	107163	129809,5	21,13	1611,28	129411,5	20,76	1374,78	131590,5	22,79	2427,58	129418,5	20,77	828,49	
<i>lp159</i>	107350	129725,5	20,84	931,57	128354,5	19,57	772,27	130643,5	21,70	1275,64	127863,5	19,11	392,95	
<i>lp160</i>	105900	129180,5	21,98	1069,91	127729,5	20,61	923,41	130144,5	22,89	1484,34	127180,5	20,09	465,23	

Tabelle D.12: Überblick über die besten erzielten Ergebnisse bei den kleinen und mittleren Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln

10x10							15x15						
Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	Best Z [s]	Best RE [%]	Best A^{ES} [%]	Verfahren	Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	Best Z [s]	Best RE [%]	Best A^{ES} [%]	Verfahren
<i>lp1</i>	10823	13215	11647	7,61	11,87	MSH2	<i>lp41</i>	27119	33746	29781	9,82	11,75	MSH2
<i>lp2</i>	10970	13222	11706	6,71	11,47	GRASP2, MSH2, SBVaa2	<i>lp42</i>	27895	33752	30102	7,91	10,81	MSH2
<i>lp3</i>	10764	13160	11477	6,62	12,79	MSH2	<i>lp43</i>	27539	33826	29083	5,61	14,02	MSH2
<i>lp4</i>	11054	13262	11736	6,17	11,51	MSH2	<i>lp44</i>	27705	33782	29279	5,68	13,33	SBVbb1
<i>lp5</i>	9706	13262	10694	10,18	19,36	MSH2	<i>lp45</i>	24421	33985	27434	12,34	19,28	MSH2
<i>lp6</i>	9614	13246	10844	12,79	18,13	MSH2	<i>lp46</i>	24435	33705	27077	10,81	19,66	MSH2
<i>lp7</i>	9646	13240	10631	10,21	19,71	GRASP1	<i>lp47</i>	24513	33945	26973	10,04	20,54	MSH2
<i>lp8</i>	9643	13275	10792	11,92	18,70	GRASP1	<i>lp48</i>	24318	33944	27331	12,39	19,48	MSH2
<i>lp9</i>	9764	13300	11136	14,05	16,27	GRASP2	<i>lp49</i>	24409	33851	27728	13,60	18,09	GRASP1
<i>lp10</i>	9809	13355	11042	12,57	17,32	MSH2	<i>lp50</i>	25080	33887	27897	11,23	17,68	GRASP2
<i>lp11</i>	9956	13285	11067	11,16	16,70	MSH2	<i>lp51</i>	24470	33748	28265	15,51	16,25	GRASP2
<i>lp12</i>	9920	13252	11124	12,14	16,06	GRASP2	<i>lp52</i>	24406	34138	28160	15,38	17,51	GRASP2
<i>lp13</i>	8466	13256	9674	14,27	27,02	GRASP1	<i>lp53</i>	21248	33767	24574	15,65	27,22	GRASP2
<i>lp14</i>	8492	13241	9335	9,93	29,50	GRASP2	<i>lp54</i>	21020	33720	24566	16,87	27,15	MSH2
<i>lp15</i>	8399	13257	9731	15,86	26,60	MSH2	<i>lp55</i>	21216	33813	24695	16,40	26,97	GRASP2
<i>lp16</i>	8462	13189	9814	15,98	25,59	GRASP2	<i>lp56</i>	21329	33899	24447	14,62	27,88	GRASP2
<i>lp17</i>	8386	13173	10190	21,51	22,64	GRASP1	<i>lp57</i>	21273	34038	26183	23,08	23,08	GRASP2
<i>lp18</i>	8508	13257	10262	20,62	22,59	GRASP1	<i>lp58</i>	21185	33593	25545	20,58	23,96	GRASP2
<i>lp19</i>	8419	13211	10454	24,17	20,87	MSH2	<i>lp59</i>	20964	33686	25757	22,86	23,54	MSH2
<i>lp20</i>	8478	13202	10180	20,08	22,89	GRASP2	<i>lp60</i>	21401	33984	25717	20,17	24,33	MSH1
<i>lp21</i>	14715	17933	15779	7,23	12,01	MSH2	<i>lp61</i>	36930	46099,5	39858,5	7,93	13,54	MSH2
<i>lp22</i>	14602	17894	15633	7,06	12,64	MSH2	<i>lp62</i>	36724	46018,5	40330,5	9,82	12,36	MSH2
<i>lp23</i>	14576	17859	15567	6,80	12,83	MSH2	<i>lp63</i>	36853	46048,5	39716,5	7,77	13,75	SBVbb1
<i>lp24</i>	14640	17858	15828	8,11	11,37	MSH2	<i>lp64</i>	36849	45886,5	39616,5	7,51	13,66	MSH2
<i>lp25</i>	13322	17955	15070	13,12	16,07	MSH2	<i>lp65</i>	33476	45807,5	38443,5	14,84	16,08	MSH2
<i>lp26</i>	13404	17900	14857	10,84	17,00	MSH2	<i>lp66</i>	33763	45924,5	38072,5	12,76	17,10	MSH2
<i>lp27</i>	13405	17968	14703	9,68	18,17	GRASP2	<i>lp67</i>	33883	46049,5	37770,5	11,47	17,98	MSH2
<i>lp28</i>	13460	17826	14596	8,44	18,12	MSH2	<i>lp68</i>	34397	46074,5	38589,5	12,19	16,25	MSH2
<i>lp29</i>	13428	17876	15423	14,86	13,72	GRASP1	<i>lp69</i>	33626	45924,5	38698,5	15,09	15,73	MSH2
<i>lp30</i>	13593	17997	15310	12,63	14,93	MSH2	<i>lp70</i>	34283	45943,5	39241,5	14,46	14,59	GRASP2
<i>lp31</i>	13566	17977	15288	12,69	14,96	GRASP2	<i>lp71</i>	34179	45977,5	38709,5	13,26	15,81	GRASP2
<i>lp32</i>	13499	17907	15204	12,63	15,09	MSH1	<i>lp72</i>	34285	45754,5	38945,5	13,59	14,88	MSH2
<i>lp33</i>	12144	17960	14188	16,83	21,00	MSH2	<i>lp73</i>	30561	46017,5	35770,5	17,05	22,27	MSH2
<i>lp34</i>	12067	17916	13990	15,94	21,91	MSH2	<i>lp74</i>	30975	46029,5	35886,5	15,86	22,04	MSH2
<i>lp35</i>	12167	17893	14313	17,64	20,01	MSH2	<i>lp75</i>	30780	45741,5	36547,5	18,74	20,10	GRASP2
<i>lp36</i>	12303	17934	13915	13,10	22,41	GRASP1	<i>lp76</i>	30469	45854,5	36529,5	19,89	20,34	GRASP1
<i>lp37</i>	12129	17893	14620	20,54	18,29	GRASP2	<i>lp77</i>	30759	46028,5	36875,5	19,89	19,89	GRASP2
<i>lp38</i>	12190	17879	14412	18,23	19,39	GRASP1	<i>lp78</i>	30346	46022,5	37911,5	24,93	17,62	MSH2
<i>lp39</i>	12178	17933	14808	21,60	17,43	MSH2	<i>lp79</i>	30732	46093,5	37238,5	21,17	19,21	GRASP2
<i>lp40</i>	12193	17893	14619	19,90	18,30	GRASP1	<i>lp80</i>	31095	46199,5	37447,5	20,43	18,94	GRASP2

Tabelle D.13: Überblick über die besten erzielten Ergebnisse bei den großen und sehr großen Probleminstanzen mit Ladelukendeckeln

20x20							25x25						
Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	Best Z [s]	Best RE [%]	Best A^{ES} [%]	Verfahren	Instanz	US_1 [s]	Z^{ES} [s]	Best Z [s]	Best RE [%]	Best A^{ES} [%]	Verfahren
<i>lp81</i>	56273	69623	59565	5,85	14,45	MSH2	<i>lp121</i>	95328	121237	101444	6,42	16,33	MSH2
<i>lp82</i>	53724	68668	60710	13,00	11,59	MSH2	<i>lp122</i>	97235	120470	103867	6,82	13,78	SBVbb2
<i>lp83</i>	55128	69200	58762	6,59	15,08	MSH2	<i>lp123</i>	97423	120940	105750	8,55	12,56	MSH2
<i>lp84</i>	55471	69070	58257	5,02	15,66	SBVab1, SBVab2	<i>lp124</i>	92881	120219	105930	14,05	11,89	MSH2
<i>lp85</i>	49943	69327	54630	9,38	21,20	GRASP2	<i>lp125</i>	85178	121011	94854	11,36	21,62	MSH2
<i>lp86</i>	48671	69248	54645	12,27	21,09	GRASP2	<i>lp126</i>	83875	120215	94205	12,32	21,64	MSH2
<i>lp87</i>	48936	69396	53959	10,26	22,24	MSH2	<i>lp127</i>	84931	120980	94023	10,71	22,28	MSH2
<i>lp88</i>	48912	69157	54130	10,67	21,73	MSH2	<i>lp128</i>	86965	121509	95644	9,98	21,29	GRASP2
<i>lp89</i>	49115	69257	55763	13,54	19,48	MSH2	<i>lp129</i>	86480	120895	97155	12,34	19,64	GRASP2
<i>lp90</i>	49007	69112	55539	13,33	19,64	MSH2	<i>lp130</i>	84817	121798	99441	17,24	18,36	GRASP2
<i>lp91</i>	49532	69631	55452	11,95	20,36	MSH2	<i>lp131</i>	85137	121316	97581	14,62	19,56	MSH2
<i>lp92</i>	48941	69274	56145	14,72	18,95	MSH2	<i>lp132</i>	85490	121005	96307	12,65	20,41	MSH2
<i>lp93</i>	42825	69074	48383	12,98	29,95	MSH2	<i>lp133</i>	74776	121105	86401	15,55	28,66	MSH2
<i>lp94</i>	42828	69216	48963	14,32	29,26	MSH2	<i>lp134</i>	74401	120962	86684	16,51	28,34	MSH2
<i>lp95</i>	42854	69236	49765	16,13	28,12	MSH2	<i>lp135</i>	74455	121095	85920	15,40	29,05	MSH2
<i>lp96</i>	42959	69045	49669	15,62	28,06	MSH2	<i>lp136</i>	75351	120989	85990	14,12	28,93	MSH2
<i>lp97</i>	42599	68890	51411	20,69	25,37	GRASP2	<i>lp137</i>	74735	121347	90160	20,64	25,70	MSH2
<i>lp98</i>	43103	69271	52171	21,04	24,69	GRASP2	<i>lp138</i>	74513	120971	90561	21,54	25,14	MSH2
<i>lp99</i>	42601	69010	52072	22,23	24,54	GRASP2	<i>lp139</i>	74807	120891	89698	19,91	25,80	GRASP2
<i>lp100</i>	42912	69359	52402	22,12	24,45	GRASP2	<i>lp140</i>	74447	120924	91391	22,76	24,42	MSH2
<i>lp101</i>	74328	93325	80161	7,85	14,11	MSH2	<i>lp141</i>	125412	162724,5	140277,5	11,85	13,79	MSH2
<i>lp102</i>	73721	93655	78574	6,58	16,10	MSH2	<i>lp142</i>	128779	163147,5	139225,5	8,11	14,66	MSH2
<i>lp103</i>	73928	93717	78328	5,95	16,42	SBVab1, SBVab2	<i>lp143</i>	129543	162378,5	140956,5	8,81	13,19	MSH2
<i>lp104</i>	73891	93319	79538	7,64	14,77	MSH2	<i>lp144</i>	124885	162096,5	140992,5	12,90	13,02	MSH2
<i>lp105</i>	67617	93628	75184	11,19	19,70	MSH2	<i>lp145</i>	117723	162419,5	132056,5	12,18	18,69	MSH2
<i>lp106</i>	67221	93407	74932	11,47	19,78	MSH2	<i>lp146</i>	116121	163168,5	130523,5	12,40	20,01	MSH2
<i>lp107</i>	67996	93401	75855	11,56	18,79	GRASP2	<i>lp147</i>	114921	162154,5	132026,5	14,88	18,58	MSH2
<i>lp108</i>	67520	93747	75114	11,25	19,88	MSH2	<i>lp148</i>	114816	162347,5	132629,5	15,51	18,31	MSH2
<i>lp109</i>	67835	92907	77572	14,35	16,51	GRASP2	<i>lp149</i>	115478	163175,5	135388,5	17,24	17,03	MSH2
<i>lp110</i>	68562	93603	77520	13,07	17,18	MSH2	<i>lp150</i>	115992	163140,5	135332,5	16,67	17,05	MSH2
<i>lp111</i>	68079	93131	76687	12,64	17,66	MSH2	<i>lp151</i>	118007	163134,5	134057,5	13,60	17,82	MSH2
<i>lp112</i>	68450	93079	77492	13,21	16,75	MSH2	<i>lp152</i>	116863	163005,5	132763,5	13,61	18,55	MSH2
<i>lp113</i>	62248	93322	72070	15,78	22,77	MSH2	<i>lp153</i>	103944	162119,5	126298,5	21,51	22,10	MSH2
<i>lp114</i>	60668	93228	70464	16,15	24,42	GRASP2	<i>lp154</i>	104970	162639,5	124678,5	18,78	23,34	MSH2
<i>lp115</i>	60990	93378	70395	15,42	24,61	MSH2	<i>lp155</i>	104269	162828,5	124410,5	19,32	23,59	MSH2
<i>lp116</i>	62072	92622	71690	15,49	22,60	GRASP2	<i>lp156</i>	105937	163354,5	122986,5	16,09	24,71	MSH2
<i>lp117</i>	61730	92638	74312	20,38	19,78	MSH2	<i>lp157</i>	103728	161841,5	128367,5	23,75	20,68	MSH2
<i>lp118</i>	61523	93254	72658	18,10	22,09	GRASP2	<i>lp158</i>	107163	162024,5	129411,5	20,76	20,13	GRASP2
<i>lp119</i>	61206	93423	73524	20,13	21,30	MSH2	<i>lp159</i>	107350	163473,5	127863,5	19,11	21,78	MSH2
<i>lp120</i>	60661	93006	73462	21,10	21,01	MSH2	<i>lp160</i>	105900	162850,5	127180,5	20,09	21,90	MSH2

Literaturverzeichnis

- Ak, A. (2008): Berth and quay crane scheduling: problems, models and solution methods, Dissertation, Georgia Institute of Technology, Atlanta, 2008.
- Ambrosino, D., Sciomachen, A., Tanfani, E. (2004): Stowing a containership: the master bay plan problem, In: *Transportation Research Part A: Policy and Practice*, 38(2):81–99, 2004.
- Ascheuer, N., Jünger, M., Reinelt, G. (2000): A Branch & Cut Algorithm for the Asymmetric Traveling Salesman Problem with Precedence Constraints, In: *Computational Optimization and Applications*, 17(1):61–84, 2000.
- Ausiello, G., Crescenzi, P., Gambosi, G., Kann, V., Marchetti-Spaccamela, A., Protasi, M. (2003): *Complexity and Approximation: Combinatorial Optimization Problems and Their Approximability Properties*, Springer-Verlag, Berlin et al., 2. Auflage, 2003.
- Bierwirth, C., Meisel, F. (2009): A fast heuristic for quay crane scheduling with interference constraints, In: *Journal of Scheduling*, 12(4):345–360, 2009.
- Bierwirth, C., Meisel, F. (2010): A Survey of Berth Allocation and Quay Crane Scheduling Problems in Container Terminals, In: *European Journal of Operational Research*, 202(3):615–627, 2010.
- Bish, E. K. (2003): A multiple-crane-constrained scheduling problem in a container terminal, In: *European Journal of Operational Research*, 144(1):83–107, 2003.
- Boysen, N., Emde, S., Fliedner, M. (2012a): Determining crane areas for balancing workload among interfering and non-interfering cranes, In: *Naval Research Logistics*, 59(8):656–662, 2012.
- Boysen, N., Fliedner, M., Jaehn, F., Pesch, E. (2012b): A Survey on Container Processing in Railway Yards, In: *Transportation Science*, Article in Advance, S. 1–18, 2012.
- Brinkmann, B. (2005): *Seehäfen: Planung und Entwurf*, Springer-Verlag, Berlin et al., 2005.
- Brinkmann, B. (2011): Operations Systems of Container Terminals: A Compendious Overview, In: Böse, J. W. (Hrsg.), *Handbook of Terminal Planning*, S. 25–40, Springer-Verlag, New York et al., 2011.

- Bruns, F., Sigrid, K. (2012): Optimized load planning of trains in intermodal transportation, In: OR Spectrum, 34(3):511–533, 2012.
- Canonaco, P., Legato, P., Mazza, R. M., Musmanno, R. (2008): A queuing network model for the management of berth crane operations, In: Computers & Operations Research, 35(8):2432–2446, 2008.
- Chen, J. H., Lee, D.-H., Cao, J. X. (2011): Heuristics for quay crane scheduling at indented berth, In: Transportation Research Part E: Logistics and Transportation Review, 47(6):1005–1020, 2011.
- Chen, J. H., Lee, D.-H., Goh, M. (2014): An effective mathematical formulation for the unidirectional cluster-based quay crane scheduling problem, In: European Journal of Operational Research, 232(1):198–208, 2014.
- Chen, L., Bostel, N., Dejax, P., Cai, J., Xi, L. (2007): A tabu search algorithm for the integrated scheduling problem of container handling systems in a maritime terminal, In: European Journal of Operational Research, 181(1):40–58, 2007.
- Chen, L., Langevin, A., Lu, Z. (2013): Integrated scheduling of crane handling and truck transportation in a maritime container terminal, In: European Journal of Operational Research, 225(1):142–152, 2013.
- Choo, S., Klabjan, D., Simchi-Levi, D. (2010): Multiship Crane Sequencing with Yard Congestion Constraints, In: Transportation Science, 44(1):98–115, 2010.
- Chung, S. H., Chan, F. T. (2013): A workload balancing genetic algorithm for the quay crane scheduling problem, In: International Journal of Production Research, 51(16):4820–4834, 2013.
- Chung, S. H., Choy, K. L. (2012): A modified genetic algorithm for quay crane scheduling operations, In: Expert Systems with Applications, 39(4):4213–4221, 2012.
- CMA CGM (2015): A record! CMA CGM KERGUELEN calls Port Klang, using 12 cranes at once, 23. April 2015, URL: <http://www.cma-cgm-blog.com/cma-cgm-kerguelen-calls-port-klang-using-12-cranes-at-once-a-record>, letzter Zugriff: 29.01.2016.
- Cordeau, J.-F., Laporte, G., Legato, P., Moccia, L. (2005): Models and Tabu Search Heuristics for the Berth-Allocation Problem, In: Transportation Science, 39(4):526–538, 2005.
- Corry, P., Kozan, E. (2008): Optimised loading patterns for intermodal trains, In: OR Spectrum, 30(4):721–750, 2008.

- Crainic, T. G., Kim, K. H. (2007): Intermodal Transportation, In: Barnhart, C., Laporte, G. (Hrsg.), *Handbooks in Operations Research & Management Science: Transportation*, Band 14, S. 467–537, Elsevier, Amsterdam, 2007.
- Cudahy, B. J. (2006): *Box boats: How container ships changed the world*, Fordham University Press, New York, 2006.
- Daganzo, C. F. (1989): The crane scheduling problem, In: *Transportation Research Part B: Methodological*, 23(3):159–175, 1989.
- Domschke, W., Drexl, A. (2007): *Einführung in Operations Research*, Springer-Verlag, Berlin und Heidelberg, 7. Auflage, 2007.
- Domschke, W., Scholl, A., Voß, S. (1997): *Produktionsplanung: Ablauforganisatorische Aspekte*, Springer-Verlag, Berlin et al., 1997.
- Drewry Shipping Consultants (2015): *Rising Demand & Big Ships Driving Container Port Investment Boom*, 24. August 2015, URL: <http://www.drewrysupplychains.com/news.php?id=395>, letzter Zugriff: 29.01.2016.
- Expósito-Izquierdo, C., González-Velarde, J. L., Melián-Batista, B., Moreno-Vega, J. M. (2011a): Estimation of Distribution Algorithm for the Quay Crane Scheduling Problem, In: Pelta, D., Krasnogor, N., Dumitrescu, D., Chira, C., Lung, R. (Hrsg.), *Nature Inspired Cooperative Strategies for Optimization (NICSO 2011)*, Band 387 von *Studies in Computational Intelligence*, S. 183–194, 2011.
- Expósito-Izquierdo, C., González-Velarde, J. L., Melián-Batista, B., Moreno-Vega, J. M. (2013): Hybrid Estimation of Distribution Algorithm for the Quay Crane Scheduling Problem, In: *Applied Intelligence*, 13(10):4063–4076, 2013.
- Expósito-Izquierdo, C., Melián-Batista, B., Moreno-Vega, J. M. (2011b): Variable Neighbourhood Search for the Quay Crane Scheduling Problem, In: *11th International Conference on Intelligent Systems Design and Applications (ISDA)*, Cordoba/Spanien, S. 463–468, 2011.
- Expósito-Izquierdo, C., Melián-Batista, B., Moreno-Vega, J. M. (2012): An Estimation of Distribution Algorithm for Solving the Quay Crane Scheduling Problem with Availability Constraints, In: Graña, M., Toro, C., Posada, J., Howlett, R. J., Jain, L. C. (Hrsg.), *Advances in Knowledge-Based and Intelligent Information and Engineering Systems, Frontiers in Artificial Intelligence and Applications*, Vol. 243, S. 10–19, IOS Press, 2012.
- Feo, T. A., Resende, M. G. C. (1989): A probabilistic heuristic for a computationally difficult set covering problem, In: *Operations Research Letters*, 8(2):67–71, 1989.

- Feo, T. A., Resende, M. G. C. (1995): Greedy Randomized Adaptive Search Procedures, In: *Journal of Global Optimization*, 6(2):109–133, 1995.
- Festa, P., Resende, M. G. C. (2002): GRASP: An Annotated Bibliography, In: Ribeiro, C. C., Hansen, P. (Hrsg.), *Essays and Surveys in Metaheuristics*, S. 325–367, Kluwer Academic Publishers, Boston et al., 2002.
- Festa, P., Resende, M. G. C. (2009a): An annotated bibliography of GRASP - Part I: Algorithms, In: *International Transactions in Operational Research*, 16(1):1–24, 2009.
- Festa, P., Resende, M. G. C. (2009b): An annotated bibliography of GRASP - Part II: Applications, In: *International Transactions in Operational Research*, 16(2):131–172, 2009.
- Festa, P., Resende, M. G. C. (2009c): Hybrid GRASP Heuristics, In: Abraham, A., Hassanien, A.-E., Siarry, P., Engelbrecht, A. (Hrsg.), *Foundations of Computational Intelligence Volume 3, Band 203 von Studies in Computational Intelligence*, S. 75–100, Springer-Verlag, Berlin und Heidelberg, 2009.
- Gambardella, L. M., Mastrolilli, M., Rizzoli, A. E., Zaffalon, M. (2001): An optimization methodology for internal terminal management, In: *Journal of Intelligent Manufacturing*, 12(5-6):521–534, 2001.
- Garey, M. R., Johnson, D. S. (1979): *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*, W. H. Freeman, San Francisco, 1979.
- Gendreau, M., Potvin, J.-Y. (2005): Metaheuristics in Combinatorial Optimization, In: *Annals of Operations Research*, 140(1):189–213, 2005.
- Gendreau, M., Potvin, J.-Y. (Hrsg.) (2010a): *Handbook of Metaheuristics*, Band 146 von *International Series in Operations Research & Management Science*, Springer-Verlag, New York et al., 2. Auflage, 2010.
- Gendreau, M., Potvin, J.-Y. (2010b): Tabu Search, In: Gendreau, M., Potvin, J.-Y. (Hrsg.), *Handbook of Metaheuristics*, Band 146 von *International Series in Operations Research & Management Science*, S. 41–59, Springer-Verlag, New York et al., 2010.
- Giallombardo, G., Moccia, L., Salani, M., Vacca, I. (2010): Modeling and solving the Tactical Berth Allocation Problem, In: *Transportation Research Part B: Methodological*, 44(2):232–245, 2010.
- Glover, F. (1986): Future paths for integer programming and links to artificial intelligence, In: *Computers & Operations Research*, 13(5):533–549, 1986.
- Glover, F., Kochenberger, G. A. (Hrsg.) (2003): *Handbook of Metaheuristics*, Kluwer Academic Publishers, New York et al., 1. Auflage, 2003.

- Goodchild, A. V., Daganzo, C. F. (2004): Reducing ship turn-around time using double-cycling, Research Report UCB-ITS-RR-2004-4, University of California, Berkeley, 2004.
- Goodchild, A. V., Daganzo, C. F. (2005a): Crane double cycling in container ports: affect on ship dwell time, Research Report RR20055, University of California, Berkeley, 2005.
- Goodchild, A. V., Daganzo, C. F. (2005b): Performance comparison of crane double cycling strategies, Working Paper UCB-ITS-WP-2005-2, University of California, Berkeley, 2005.
- Goodchild, A. V., Daganzo, C. F. (2006): Double-cycling strategies for container ships and their effect on ship loading and unloading operations, In: *Transportation Science*, 40(4):473–483, 2006.
- Goodchild, A. V., Daganzo, C. F. (2007): Crane double cycling in container ports: planning methods and evaluation, In: *Transportation Research Part B: Methodological*, 41(8):875–891, 2007.
- Gronalt, M., Höfler, L., Humpl, D., Käfer, A., Peherstorfer, H., Posset, M., Pripfl, H., Starkl, F. (2011): *Handbuch Intermodaler Verkehr: Kombiniertes Verkehr: Schiene - Straße - Binnenwasserstraße*, Shaker Verlag, Aachen, 2. Auflage, 2011.
- Grunow, M., Günther, H.-O., Lehmann, M. (2004): Online- versus Offline-Einsatzplanung von Fahrerlosen Transportsystemen in Containerhäfen, In: Spengler, T., Voß, S., Kopfer, H. (Hrsg.), *Logistik Management*, S. 399–410, Physica-Verlag, Heidelberg, 2004.
- Grunow, M., Günther, H.-O., Lehmann, M. (2006): Strategies for dispatching AGVs at automated seaport container terminals, In: *OR Spectrum*, 28(4):587–610, 2006.
- Guan, Y., Yang, K.-H., Zhou, Z. (2013): The crane scheduling problem: models and solution approaches, In: *Annals of Operations Research*, 203(1):119–139, 2013.
- Gudehus, T. (2006): *Logistik 2: Netzwerke, Systeme und Lieferketten*, Springer-Verlag, Berlin et al., 3. Auflage, 2006.
- Günther, H.-O., Kim, K. H. (2005): Logistics control issues of container terminals and automated transportation systems, In: Günther, H.-O., Kim, K. H. (Hrsg.), *Container Terminal and Automated Transport Systems*, S. V–XII, Springer-Verlag, Berlin et al., 2005.
- Günther, H.-O., Kim, K. H. (2006): Container terminals and terminal operations, In: *OR Spectrum*, 28(4):437–445, 2006.
- Günther, H.-O., Tempelmeier, H. (2012): *Produktion und Logistik*, Springer-Verlag, Heidelberg et al., 9. Auflage, 2012.

- Guo, P., Cheng, W., Wang, Y. (2014): A modified generalized extremal optimization algorithm for the quay crane scheduling problem with interference constraints, In: *Engineering Optimization*, 46(10):1411–1429, 2014.
- Hader, A. (2006): Container Shipbuilding Developments, In: Heideloff, C., Pawlik, T. (Hrsg.), *Handbook of Container Shipping Management, Volume I: The Container Market - Supply/-Demand Patterns*, S. 189–208, Institute of Shipping Economics and Logistics (ISL), Bremen, 2006.
- Hakam, M. H., Solvang, W. D., Hammervoll, T. (2012): A genetic algorithm approach for quay crane scheduling with non-interference constraints at Narvik container terminal, In: *International Journal of Logistics Research and Applications: A Leading Journal of Supply Chain Management*, 15(4):269–281, 2012.
- Han, X., Lu, Z., Xi, L. (2010): A proactive approach for simultaneous berth and quay crane scheduling problem with stochastic arrival and handling time, In: *European Journal of Operational Research*, 207(3):1327–1340, 2010.
- Hart, P. J., Shogan, A. W. (1987): Semi-greedy heuristics: An empirical study, In: *Operations Research Letters*, 6(3):107–114, 1987.
- Hartmann, S. (2004): A general framework for scheduling equipment and manpower, In: *OR Spectrum*, 26(1):51–74, 2004.
- Huang, Y., Liang, C., Yang, Y. (2009): The optimum route problem by genetic algorithm for loading/unloading of yard crane, In: *Computers & Industrial Engineering*, 56(3):993–1001, 2009.
- Imai, A., Sasaki, K., Nishimura, E., Papadimitriou, S. (2006): Multi-objective simultaneous stowage and load planning for a container ship with container rehandle in yard stacks, In: *European Journal of Operational Research*, 171(2):373–389, 2006.
- Jäger, G., Molitor, P. (2008): Algorithms and Experimental Study for the Traveling Salesman Problem of Second Order, In: Yang, B., Du, D.-Z., Wang, C. A. (Hrsg.), *COCOA 2008: Combinatorial Optimization and Applications, Lecture Notes in Computer Science (LNCS)*, Vol. 5165, S. 211–224, Springer-Verlag, Berlin und Heidelberg, 2008.
- Jiang, X., Chew, E. P., Lee, L. H. (2015): Innovative Container Terminals to Improve Global Container Transport Chains, In: Lee, C.-Y., Meng, Q. (Hrsg.), *Handbook of Ocean Container Transport Logistics: Making Global Supply Chains Effective, International Series in Operations Research & Management Science*, Vol. 220, S. 3–41, 2015.
- Johnson, S. M. (1954): Optimal two- and three-stage production schedules with setup times included, In: *Naval Research Logistics Quarterly*, 1(1):61–68, 1954.

- Jung, D. H., Park, Y.-M., Lee, B. K., Kim, K. H., Ryu, K. R. (2006): A quay crane scheduling method considering interference of yard cranes in container terminals, In: Gelbukh, A., Reyes-Garcia, C. A. (Hrsg.), *MICAI 2006: Advances in Artificial Intelligence, Lecture Notes in Computer Science (LNCS)*, Vol. 4293, S. 461–471, Springer-Verlag, Berlin et al., 2006.
- Kaveshgar, N., Huynh, N., Rahimian, S. K. (2012): An efficient genetic algorithm for solving the quay crane scheduling problem, In: *Expert Systems with Applications*, 39(18):13108–13117, 2012.
- Kim, K. H., Kang, J. S., Ryu, K. R. (2004): A beam search algorithm for the load sequencing of outbound containers in port container terminals, In: *OR Spectrum*, 26(1):93–116, 2004.
- Kim, K. H., Park, Y.-M. (2004): A crane scheduling method for port container terminals, In: *European Journal of Operational Research*, 156(3):752–768, 2004.
- Koppe, B., Brinkmann, B. (2008): State of the art of handling and storage systems on container terminals, In: Zanke, U., Roland, A., Saenger, N., Wiesemann, J. U., Dahlem, G. (Hrsg.), *Proceedings of the 4th Chinese-German Joint Symposium on Hydraulic and Ocean Engineering*, Darmstadt, 2008.
- Lee, C.-Y., Liu, M., Chung, C. (2014): Optimal Algorithm for the General Quay Crane Double-Cycling Problem, In: *Transportation Science*, Article in Advance, S. 1–11, 2014.
- Lee, D.-H., Chen, J. H. (2010): An improved approach for quay crane scheduling with non-crossing constraints, In: *Engineering Optimization*, 42(1):1–15, 2010.
- Lee, D.-H., Chen, J. H., Cao, J. X. (2011): Quay crane scheduling for an indented berth, In: *Engineering Optimization*, 43(9):985–998, 2011.
- Lee, D.-H., Wang, H. Q. (2010): An approximation algorithm for quay crane scheduling with handling priority in port container terminals, In: *Engineering Optimization*, 42(12):1151–1161, 2010.
- Lee, D.-H., Wang, H. Q., Miao, L. (2007): An approximation algorithm for quay crane scheduling with non-interference constraints in port container terminals, In: *Proceedings of the 6th Triennial Symposium on Transportation Analysis (TRISTAN)*, Phuket/Thailand, 2007.
- Lee, D.-H., Wang, H. Q., Miao, L. (2008a): Quay crane scheduling with handling priority in port container terminals, In: *Engineering Optimization*, 40(2):179–189, 2008.
- Lee, D.-H., Wang, H. Q., Miao, L. (2008b): Quay crane scheduling with non-interference constraints in port container terminals, In: *Transportation Research Part E: Logistics and Transportation Review*, 44(1):124–135, 2008.

- Legato, P., Gulli, D., Trunfio, R. (2008): The Quay Crane Deployment Problem at a Maritime Container Terminal, In: Proceedings of the 22th European Conference on Modelling and Simulation (ECMS), Nicosia/Zypern, S. 53–59, 2008.
- Legato, P., Trunfio, R. (2014): A local branching-based algorithm for the quay crane scheduling problem under unidirectional schedules, In: 4OR, 12(2):123–156, 2014.
- Legato, P., Trunfio, R., Meisel, F. (2012): Modeling and solving rich quay crane scheduling problems, In: Computers & Operations Research, 39(9):2063–2078, 2012.
- Lehmann, M. (2006): Einsatzplanung von Fahrerlosen Transportsystemen in Seehafen-Containerterminals, Dissertation, Technische Universität Berlin, URN: urn:nbn:de:kobv:83-opus-14398, 2006.
- Levinson, M. (2008): The box: How the shipping container made the world smaller and the world economy bigger, Princeton University Press, Princeton und Woodstock, 2008.
- Liang, C., Huang, Y., Yang, Y. (2009): A quay crane dynamic scheduling problem by hybrid evolutionary algorithm for berth allocation planning, In: Computers & Industrial Engineering, 56(3):1021–1028, 2009.
- Lim, A., Rodrigues, B., Xiao, F., Zhu, Y. (2002): Crane Scheduling using Tabu Search, In: Proceedings of the 14th IEEE International Conference on Tools with Artificial Intelligence (ICTAI'02), IEEE Computer Society, S. 146–153, Washington DC, 2002.
- Lim, A., Rodrigues, B., Xiao, F., Zhu, Y. (2004a): Crane scheduling with spatial constraints, In: Naval Research Logistics, 51(3):386–406, 2004.
- Lim, A., Rodrigues, B., Xu, Z. (2004b): Approximation schemes for the crane scheduling problem, In: Hagerup, T., Katajainen, J. (Hrsg.), Algorithm Theory - SWAT 2004, Lecture Notes in Computer Science (LNCS), Vol. 3111, S. 323–335, Springer-Verlag, Berlin et al., 2004.
- Lim, A., Rodrigues, B., Xu, Z. (2004c): Solving the Crane Scheduling Problem Using Intelligent Search Schemes, In: Wallace, M. (Hrsg.), Principles and Practice of Constraint Programming – CP 2004, Lecture Notes in Computer Science (LNCS), Vol. 3258, S. 747–751, Springer-Verlag, Berlin et al., 2004.
- Lim, A., Rodrigues, B., Xu, Z. (2007): A m-parallel crane scheduling problem with a non-crossing constraint, In: Naval Research Logistics, 54(2):115–127, 2007.
- Lind, D., Hsieh, J. K., Jordan, M. A. (2007): Tandem-40 Dockside Container Cranes and Their Impact on Terminals, In: Watson, W. P. (Hrsg.), Proceedings of the 11th triannual international conference, San Diego, Kalifornien, 2007.

- Liu, F., Low, M., Huang, S., Hsu, W., Zeng, M., Win, C. (2010): Stowage Planning of Large Containership with Tradeoff between Crane Workload Balance and Ship Stability, In: Proceedings of the International MultiConference of Engineers and Computer Scientists (IMECS), Hong Kong, Vol. III, 2010.
- Liu, J., Wan, Y.-w., Wang, L. (2006): Quay crane scheduling at container terminals to minimize the maximum relative tardiness of vessel departures, In: *Naval Research Logistics*, 53(1):60–74, 2006.
- Lu, Z., Han, X., Xi, L. (2011): Simultaneous Berth and Quay Crane Allocation Problem in Container Terminal, In: *Advanced Science Letters*, 4(6-7):2113–2118, 2011.
- Lu, Z., Han, X., Xi, L., Erera, A. L. (2012): A heuristic for the quay crane scheduling problem based on contiguous bay crane operations, In: *Computers & Operations Research*, 39(12):2915–2928, 2012.
- Martí, R. (2003): Multi-Start Methods, In: Glover, F., Kochenberger, G. A. (Hrsg.), *Handbook of Metaheuristics*, S. 355–368, Kluwer Academic Publishers, New York et al., 2003.
- Martí, R., Moreno-Vega, J. M., Duarte, A. (2010): Advanced Multi-starts Methods, In: Gendreau, M., Potvin, J.-Y. (Hrsg.), *Handbook of Metaheuristics*, Band 146 von International Series in Operations Research & Management Science, S. 265–281, Springer-Verlag, New York et al., 2010.
- Matsumoto, M., Nishimura, T. (1998): Mersenne twister: a 623-dimensionally equidistributed uniform pseudo-random number generator, In: *ACM Transactions on Modeling and Computer Simulation*, 8(1):3–30, 1998.
- Meersmans, P. J., Dekker, R. (2001): Operations research supports container handling, Technical Report EI 2001-22, Erasmus University Rotterdam, Econometric Institute, 2001.
- Meisel, F. (2009): *Seaside Operations Planning in Container Terminals*, Dissertation, Martin-Luther-Universität Halle/Wittenberg, Physica-Verlag, Berlin et al., 2009.
- Meisel, F. (2011): The quay crane scheduling problem with time windows, In: *Naval Research Logistics*, 58(7):619–636, 2011.
- Meisel, F., Bierwirth, C. (2011): A unified approach for the evaluation of quay crane scheduling models and algorithms, In: *Computers & Operations Research*, 38(3):683–693, 2011.
- Meisel, F., Bierwirth, C. (2013): A Framework for Integrated Berth Allocation and Crane Operations Planning in Seaport Container Terminals, In: *Transportation Science*, 47(2):131–147, 2013.

- Meisel, F., Wichmann, M. (2010): Container sequencing for quay cranes with internal reshuffles, In: *OR Spectrum*, 32(3):569–591, 2010.
- Moccia, L., Cordeau, J.-F., Gaudioso, M., Laporte, G. (2006): A Branch-and-Cut Algorithm for the Quay Crane Scheduling Problem in a Container Terminal, In: *Naval Research Logistics*, 53(1):45–59, 2006.
- Monaco, M. F., Sammarra, M. (2011): Quay crane scheduling with times windows, one-way and spatial constraints, In: *International Journal of Shipping and Transport Logistics*, 3(4):454–474, 2011.
- Murty, K. G., Liu, J., Wan, Y.-w., Linn, R. (2005): A decision support system for operations in a container terminal, In: *Decision Support Systems*, 39(3):309–332, 2005.
- Neumann, K., Morlock, M. (2004): *Operations Research*, Hanser Verlag, München und Wien, 2. Auflage, 2004.
- Ng, W. C., Mak, K. L. (2005): Yard crane scheduling in port container terminals, In: *Applied Mathematical Modelling*, 29(3):263–276, 2005.
- Ng, W. C., Mak, K. L. (2006): Quay crane scheduling in container terminals, In: *Engineering Optimization*, 38(6):723–737, 2006.
- Nguyen, S., Zhang, M., Johnston, M., Tan, K. C. (2013): Hybrid evolutionary computation methods for quay crane scheduling problems, In: *Computers & Operations Research*, 40(8):2083–2093, 2013.
- Notteboom, T. E., de Langen, P. W. (2015): Container Port Competition in Europe, In: Lee, C.-Y., Meng, Q. (Hrsg.), *Handbook of Ocean Container Transport Logistics: Making Global Supply Chains Effective*, International Series in Operations Research & Management Science, Vol. 220, S. 75–95, 2015.
- Osman, I. H., Kelly, J. P. (1996): Meta-Heuristics: An Overview, In: Osman, I. H., Kelly, J. P. (Hrsg.), *Meta-Heuristics: Theory & Applications*, S. 1–21, Kluwer Academic Publishers, Norwell (Massachusetts), 1996.
- Parkinson, J. (2015): On board the world’s biggest ship, In: *BBC News Magazine*, 11. März 2015, URL: <http://www.bbc.com/news/magazine-31813045>, letzter Zugriff: 29.01.2016.
- Peterkofsky, R. I., Daganzo, C. F. (1990): A branch and bound solution method for the crane scheduling problem, In: *Transportation Research Part B: Methodological*, 24(3):159–172, 1990.
- Pfohl, H.-C. (2010): *Logistiksysteme: Betriebswirtschaftliche Grundlagen*, Springer-Verlag, Heidelberg et al., 8. Auflage, 2010.

- Pinedo, M. L. (2013): *Scheduling: Theory, Algorithms, and Systems*, Springer-Verlag, New York et al., 4. Auflage, 2013.
- Ranau, M. (2011): *Planning Approach for Dimensioning of Automated Traffic Areas at Seaport Container Terminals*, In: Böse, J. W. (Hrsg.), *Handbook of Terminal Planning*, S. 179–193, Springer-Verlag, New York et al., 2011.
- Resende, M. G. C., Ribeiro, C. C. (2003): *Greedy Randomized Adaptive Search Procedures*, In: Glover, F., Kochenberger, G. A. (Hrsg.), *Handbook of Metaheuristics*, S. 219–249, Kluwer Academic Publishers, New York et al., 2003.
- Resende, M. G. C., Ribeiro, C. C. (2010): *Greedy Randomized Adaptive Search Procedures: Advances, Hybridizations, and Applications*, In: Gendreau, M., Potvin, J.-Y. (Hrsg.), *Handbook of Metaheuristics*, Band 146 von *International Series in Operations Research & Management Science*, S. 283–319, Springer-Verlag, New York et al., 2010.
- Roberti, R., Toth, P. (2012): *Models and algorithms for the Asymmetric Traveling Salesman Problem: an experimental comparison*, In: *EURO Journal on Transportation and Logistics*, 1(1-2):113–133, 2012.
- Rodriguez-Molins, M., Salido, M. A., Barber, F. (2014): *A GRASP-based metaheuristic for the Berth Allocation Problem and the Quay Crane Assignment Problem by managing vessel cargo holds*, In: *Applied Intelligence*, 40(2):279–290, 2014.
- Sammarra, M., Cordeau, J.-F., Laporte, G., Monaco, M. F. (2007): *A tabu search heuristic for the quay crane scheduling problem*, In: *Journal of Scheduling*, 10(4-5):327–336, 2007.
- Schott, R. (1989): *Stauplanung für Containerschiffe*, Vandenhoeck & Ruprecht, Göttingen, 1989.
- Schulte, C. (2013): *Logistik: Wege zur Optimierung der Supply Chain*, Franz Vahlen Verlag, München, 6. Auflage, 2013.
- See-Berufsgenossenschaft (2004): *Richtlinien für die Überwachung der Schiffsstabilität*, Verkehrsblatt-Dokument Nr. B 8011 / Seeberufsgenossenschaft, Schiffssicherheitsabteilung, Verkehrsblatt-Verlag, Dortmund, 2004.
- Shanghai International Shipping Institute (2015): *Global Port Development Report 2014*, 17. Juni 2015, URL: <http://en.sisi-smu.org/index.php?c=article&id=13692>, letzter Zugriff: 29.01.2016.
- Silberholz, J., Golden, B. (2010): *Comparison of Metaheuristics*, In: Gendreau, M., Potvin, J.-Y. (Hrsg.), *Handbook of Metaheuristics*, Band 146 von *International Series in Operations Research & Management Science*, S. 625–640, Springer-Verlag, New York et al., 2010.

- Song, D.-W. (2002): Regional container port competition and co-operation: the case of Hong Kong and South China, In: *Journal of Transport Geography*, 10(2):99–110, 2002.
- Stahlbock, R., Voß, S. (2008a): Operations research at container terminals: a literature update, In: *OR Spectrum*, 30(1):1–52, 2008.
- Stahlbock, R., Voß, S. (2008b): Vehicle Routing Problems and Container Terminal Operations – An Update of Research, In: Golden, B., Raghavan, S., Wasil, E., Sharda, R., Voß, S. (Hrsg.), *The Vehicle Routing Problem: Latest Advances and New Challenges*, Band 43 von *Operations Research/Computer Science Interfaces Series*, S. 551–589, Springer-Verlag, 2008.
- Steenken, D., Voß, S., Stahlbock, R. (2004): Container terminal operation and operations research - a classification and literature review, In: *OR Spectrum*, 26(1):3–49, 2004.
- Steenken, D., Winter, T., Zimmermann, U. T. (2001): Stowage and transport optimization in ship planning, In: Grötschel, M., Krumke, S. O., Rambau, J. (Hrsg.), *Online Optimization of Large Scale Systems*, S. 731–745, Springer-Verlag, Berlin et al., 2001.
- Strauch, W. (2016): *Containerhandbuch*, URL: <http://www.containerhandbuch.de>, letzter Zugriff: 29.01.2016.
- Talbi, E.-G. (2009): *Metaheuristics: From Design to Implementation*, John Wiley & Sons, New Jersey, 2009.
- Tang, L., Zhao, J., Liu, J. (2014): Modeling and solution of the joint quay crane and truck scheduling problem, In: *European Journal of Operational Research*, 236(3):978–990, 2014.
- Tavakkoli-Moghaddam, R., Makuri, A., Salahi, S., Bazzazi, M., Taheri, F. (2009): An efficient algorithm for solving a new mathematical model for a quay crane scheduling problem in container ports, In: *Computers & Industrial Engineering*, 56(1):241–248, 2009.
- ten Hompel, M., Schmidt, T., Nagel, L. (2007): *Materialflusssysteme: Förder- und Lagertechnik*, Springer-Verlag, Berlin et al., 3. Auflage, 2007.
- Tongzon, J., Heng, W. (2005): Port privatization, efficiency and competitiveness: Some empirical evidence from container ports (terminals), In: *Transportation Research Part A: Policy and Practice*, 39(5):405–424, 2005.
- UNCTAD (1998): *Review of Maritime Transport 1998*, UNCTAD/RMT(98)/I, United Nations Publication, URL: http://unctad.org/en/Docs/rmt1998_en.pdf, letzter Zugriff: 29.01.2016.
- UNCTAD (2008): *Review of Maritime Transport 2008*, UNCTAD/RMT/2008, United Nations Publication, URL: http://unctad.org/en/Docs/rmt2008_en.pdf, letzter Zugriff: 29.01.2016.

- UNCTAD (2014): Review of Maritime Transport 2014, UNCTAD/RMT/2014, United Nations Publication, URL: http://unctad.org/en/PublicationsLibrary/rmt2014_en.pdf, letzter Zugriff: 29.01.2016.
- UNCTAD (2015): Review of Maritime Transport 2015, UNCTAD/RMT/2015, United Nations Publication, URL: http://unctad.org/en/PublicationsLibrary/rmt2015_en.pdf, letzter Zugriff: 29.01.2016.
- Unsal, O., Oguz, C. (2013): Constraint programming approach to quay crane scheduling problem, In: Transportation Research Part E: Logistics and Transportation Review, 59:108–122, 2013.
- Vacca, I., Bierlaire, M., Salani, M. (2007): Optimization at Container Terminals: Status, Trends and Perspectives, In: Proceedings of the 7th Swiss Transport Research Conference (STRC), Monte Verità/Ascona, 2007.
- Vacca, I., Salani, M., Bierlaire, M. (2010): Optimization of operations in container terminals: hierarchical vs integrated approaches, In: Proceedings of the 10th Swiss Transport Research Conference (STRC), Monte Verità/Ascona, 2010.
- Vahrenkamp, R. (2008): Produktionsmanagement, Oldenbourg Wissenschaftsverlag, München, 6. Auflage, 2008.
- van Marle, G. (2015): Measuring port performance, In: Lennane, A. (Hrsg.), LongRead, Vol. 1, Juni 2015, S. 1-8, URL: <http://theloadstar.co.uk/wp-content/uploads/The-Loadstar-LongRead-Port-productivity1.pdf>, letzter Zugriff: 29.01.2016.
- Verbraeken, D., Notteboom, T. E. (2011): Exogenous Determinants of Land Productivity of Container Terminals, In: Notteboom, T. E. (Hrsg.), Current Issues in Shipping, Ports and Logistics, S. 379–388, Academic and Scientific Publishers nv, Brüssel, 2011.
- Vis, I. F., de Koster, R. (2003): Transshipment of containers at a container terminal: An overview, In: European Journal of Operational Research, 147(1):1–16, 2003.
- Vis, I. F., Harika, I. (2004): Comparison of vehicle types at an automated container terminal, In: OR Spectrum, 26(1):117–143, 2004.
- Wang, S., Zheng, J., Zheng, K., Guo, J., Liu, X. (2012): Multi Resource Scheduling Problem Based on an Improved Discrete Particle Swarm Optimization, In: Physics Procedia, 25(1):576–582, 2012.
- Wang, T., Cullinane, K. (2015): The Efficiency of European Container Terminals and Implications for Supply Chain Management, In: Haralambides, H. E. (Hrsg.), Port Management, S. 253–272, Palgrave Macmillan, Basingstoke/Vereinigtes Königreich Großbritannien und Nordirland, 2015.

- Wang, Y., Chen, Y., Wang, K. (2009): A Case Study of Genetic Algorithms for Quay Crane Scheduling, In: Chien, B.-C., Hong, T.-P. (Hrsg.), *Opportunities and Challenges for Next-Generation Applied Intelligence*, Studies in Computational Intelligence, Vol. 214, S. 119–125, Springer-Verlag, Berlin und Heidelberg, 2009.
- Wang, Y., Kim, K. H. (2011): A quay crane scheduling algorithm considering the workload of yard cranes in a container yard, In: *Journal of Intelligent Manufacturing*, 22(3):459–470, 2011.
- Wiese, J. (2012): *Quantitative Decision Support for the Layout Design of Container Terminals*, Dissertation, Universität Paderborn, URN: urn:nbn:de:hbz:466:2-8449, 2012.
- Wilson, I., Roach, P. (1999): Principles of Combinatorial Optimization Applied to Container-Ship Stowage Planning, In: *Journal of Heuristics*, 5(4):403–418, 1999.
- Wilson, I., Roach, P., Ware, J. (2001): Container stowage pre-planning: using search to generate solutions, a case study, In: *Knowledge-Based Systems*, 14(3-4):137–145, 2001.
- Winter, T. (1999): *Online and real-time dispatching problems*, Dissertation, Technische Universität Braunschweig, 1999.
- Won, S. H., Kim, K. H. (2009): An integrated framework for various operation plans in container terminals, In: *Polish Maritime Research*, 16(3):51–61, 2009.
- Yang, K.-H. (2012): The Influence of the Quay Crane Traveling Time for the Quay Crane Scheduling Problem, In: *Proceedings of the International MultiConference of Engineers and Computer Scientists (IMECS)*, Hong Kong, Vol. II, S. 1298–1301, 2012.
- Yi, D., Guolong, L., Chengji, L. (2012): Model and Heuristic Algorithm for Quay Crane Scheduling at Container Terminal, In: *9th International Conference on Fuzzy Systems and Knowledge Discovery (FSKD)*, Chongqing/China, S. 1054–1061, 2012.
- Zhang, H., Kim, K. H. (2009): Maximizing the number of dual-cycle operations of quay cranes in container terminals, In: *Computers & Industrial Engineering*, 56(3):979–992, 2009.
- Zhang, W. (2004): Phase Transitions and Backbones of the Asymmetric Traveling Salesman Problem, In: *Journal of Artificial Intelligence Research*, 21:471–497, 2004.
- Zhang, Y., Zhao, N., Shi, L. (2008): A decomposition–heuristic–rule–enabled decision–making system for dynamic quay crane allocation and scheduling, In: *International Journal of Computer Applications in Technology*, 32(4):265–271, 2008.
- Zhu, Y., Lim, A. (2006): Crane scheduling with non-crossing constraint, In: *Journal of the Operational Research Society*, 57(12):1464–1471, 2006.