

# Effiziente Prozesse im Kombinierten Verkehr – Ein neuer Lösungsansatz zur Disposition von Portalkränen

Kai Gutenschwager, Jürgen Böse, Stefan Voß

Ein Konzept für den Gütertransport, das insbesondere den ökologischen Nachteilen des straßenseitigen Transports entgegenwirken soll, stellt der Kombinierte Verkehr (KV) dar. In diesem Artikel befassen wir uns mit der Gestaltung einer Schnittstelle zwischen verschiedenen Verkehrsträgern, bei der die Verladung von Containern von LKW zu Eisenbahnwaggons und umgekehrt auf einem KV-Terminal im Mittelpunkt der Betrachtung steht. Der Verladeprozess wird durch Portalkräne durchgeführt. Das Problem besteht darin, für alle zu einem Zeitpunkt bekannten Transportaufträge eine geeignete Reihenfolge zu bestimmen, so dass die Summe der Wartezeiten der LKW bzw. die Summe der Leerfahrten der Portalkräne möglichst gering sind. Für dieses Online-Dispositionsproblem wird ein Lösungsansatz vorgestellt, der auf der Definition so genannter Ersatzzielfunktionen beruht. Eine solche Ersatzzielfunktion wird auf die jeweils aktuell zu behandelnde Probleminstanz (im Sinne einer Re-Optimierung) angewendet. Hinsichtlich der übergeordneten Zielsetzung, hier die Minimierung der Summe der Leerfahrten der Portalkräne, sollen dadurch insgesamt bessere Ergebnisse erzielt werden als bei Anwendung der übergeordneten Zielfunktion auf die jeweils aktuelle Problemstellung. Darüber hinaus wird ein Konzept zur Anwendung von Metaheuristiken unter den hier zu beachtenden Echtzeitbedingungen vorgestellt. Durch umfangreiche experimentelle Untersuchungen wird die Überlegenheit dieser Lösungsansätze gegenüber Ansätzen, die bisher in der Literatur behandelt wurden, aufgezeigt.



**Dr. Kai Gutenschwager**

SimPlan AG  
Ndl. Braunschweig  
Adolfstr. 21  
38102 Braunschweig  
Tel.: +49 (0) 531 / 700 95 - 14  
Fax: +49 (0) 531 / 700 95 - 19

E-Mail: kai.gutenschwager@simplan.de



**Dipl. Wirtsch.-Ing. Jürgen Böse**

Technische Universität Braunschweig  
Abt. ABWL  
Wirtschaftsinformatik und Informationsmanagement  
Abt.-Jerusalem-Str. 7  
38106 Braunschweig

E-Mail: j.boese@tu-bs.de



**Prof. Dr. Stefan Voß**

Universität Hamburg  
Institut für Wirtschaftsinformatik  
Von-Melle-Park 5  
20146 Hamburg  
Tel.: +49 (0) 40 / 428 38 - 30 62  
Fax: +49 (0) 40 / 428 38 - 55 35

E-Mail: stefan.voss@uni-hamburg.de

## 1. Einleitung

Der Anstieg des Transportaufkommens insbesondere im straßengebundenen Personen- und Güterverkehr hat in den letzten Jahren zu einem deutlichen Engpass hinsichtlich der entsprechenden Infrastruktur in Ländern mit einer hohen Bevölkerungsdichte bzw. einem hohen Industrialisierungsgrad geführt. Aus ökologischer Sicht ist der Straßenverkehr dem wasserseitigen Transport sowie dem Bahnverkehr deutlich unterlegen. Erhöhte Schadstoffemissionen sowie Lärm sind deshalb eine – weitere – direkte Folge dieser Entwicklung. Gleichwohl stagniert der ökologisch sinnvolle Transport per Bahn in Europa seit einigen Jahren. Die hauptsächlichen Gründe dieser Entwicklung liegen in einer vergleichsweise hohen Flexibilität, relativ kurzen Transportzeiten mit entsprechend niedrigen Kosten von PKW und LKW.

Ein viel versprechendes Konzept insbesondere für Gütertransporte stellt der Kombinierte Verkehr dar. Die im Weiteren betrachtete Transportkette besteht aus einem Vor-, einem Haupt- sowie einem Nachlauf. Der Vorlauf erfolgt per LKW, der anschließende Hauptlauf per Bahn und der Nachlauf erneut per LKW. Das wesentliche Merkmal dieses Logistikkonzepts besteht darin, dass die Güter während des gesamten Transports in speziellen Containern verbleiben, d.h., diese werden innerhalb der Transportkette nicht umgepackt; vgl. z.B. Eickemeier (1996) sowie Hultén (1997).

## Abstract

A transport concept designed to cope with the ecological disadvantages of road transport is the intermodal traffic. In this paper we focus on an important interface between different modes of transport – the loading of containers from trucks to trains and vice versa. These operations are performed by cranes at specially designed terminals. The problem is to determine a sequence of all open transport orders (for a crane) such that the sum of all waiting times of trucks and the sum of all empty runnings of the cranes are as small as possible. For this online dispatching problem a new solution approach is presented which is based on defining replacement objective functions. Such a replacement function is used in the context of re-optimization to solve all (partial) problem instances occurring dynamically within a shift. The aim is to globally obtain better results (here for minimizing the sum of all empty runnings) than by applying the overall objective function to all occurring partial problem instances. Furthermore, a concept for applying metaheuristics under real-time requirements is presented. On the basis of broad experimental analysis, the superiority of our approaches is shown.

Im Vergleich zum reinen LKW-Verkehr liegt der wesentliche Nachteil dieser so genannten intermodalen Systeme im Zeit- und Kostenaufwand für den notwendigen Wechsel des Transportträgers begründet. Eine übergeordnete Zielsetzung muss demnach darin liegen, eine effiziente Schnittstelle zwischen den unterschiedlichen Transportsystemen zu gestalten. Wesentliche Verbesserungspotentiale liegen hier in der Gestaltung der mit dem Güterfluss einhergehenden Informationsflüsse als Aufgabe des Informationsmanagements; vgl. hierzu insbesondere Böse und Voß (2000). Darüber hinaus birgt die Abwicklung der Umschlagprozesse deutliche Optimierungspotentiale.

Im weiteren Verlauf dieses Beitrags wird letzteres – also der Verladeprozess zwischen LKW und Waggons, der durch so genannte Portalkräne durchgeführt wird, und vice versa – fokussiert behandelt. Es wird ein neuer Lösungsansatz für die Disposition der

Portalkräne vorgestellt, der zum einen auf der Definition von Ersatzziel-funktionen beruht, nach der alle offenen Aufträge eingeplant werden, und zum anderen auf so genannten Metaheuristiken, für die ein Ansatz zur Anwendung unter Echtzeitbedingungen vorgestellt wird.

Im Abschnitt 2 wird zunächst die Problemstellung näher vorgestellt. Anschließend skizzieren wir die entwickelten Lösungsansätze. In Abschnitt 4 präsentieren wir einige numerische Ergebnisse, die die Güte unserer Lösungsansätze für die betrachtete Problemstellung aufzeigen. Der Beitrag schließt mit einer kurzen Zusammenfassung und einem Ausblick auf weitere Forschungsaktivitäten in diesem Feld.

## 2. Problemstellung

In Abb. 1 ist das Layout des in dieser Arbeit untersuchten Terminals schematisch dargestellt. Der Terminal besteht aus vier Gleisen von ca. 700m Länge, d.h., es können vier Züge parallel mit Hilfe von zwei Portalkränen mit je einer entsprechenden Greifeinrichtung (Spreader) be- oder entladen werden, einer Fahrspur für LKW (Einbahnstraße) sowie einer Parkspur mit fest definierten Stellplätzen für LKW, die – vereinfachend angenommen – jeweils einen Container bringen oder abholen. Die Züge fahren zu Schichtbeginn ein und verbleiben dort sechs Stunden.

LKW treffen – über diesen Zeitraum verteilt – am Eingangstor ein (in Abb. 1 links). Die (genauen) Ankunftszeiten der LKW und damit die abgeleiteten Transportaufträge werden parallel zum tatsächlichen Terminalbetrieb bekannt gegeben, womit sich ein so genanntes *Online-Problem* ergibt, bei dem jeweils

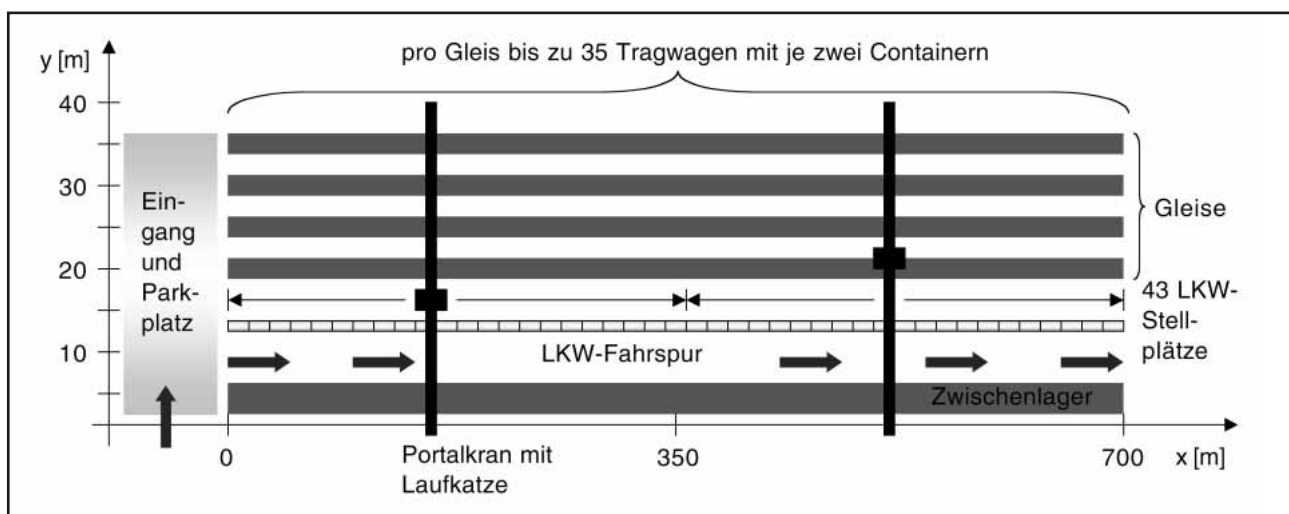


Abbildung 1: Layout des Terminals

nur ein Teil der Aufträge bekannt ist. In dem hier betrachteten Online-Problem wird den LKW nach Erledigung der notwendigen Formalitäten ein Stellplatz auf der Parkspur zugewiesen. Sind alle möglichen Stellplätze zum aktuellen Zeitpunkt belegt, so wartet der LKW auf dem Parkplatz am Eingang des Terminals, bis ein geeigneter Platz erneut frei wird. Dabei wird (vereinfachend) angenommen, dass die Zuordnung von Containern zu Wagons vorab gegeben ist.

Sobald ein LKW seinen zugewiesenen Stellplatz erreicht hat, wird ein Transportauftrag für den betroffenen Container erzeugt. Der komplette Containeraustausch wird hierbei allein durch zwei Portalkräne realisiert. Die beiden Portalkräne können sich in Richtung der Fahrspur, in der sie schienengeführt bewegt werden, nicht überholen. Für Transportbewegungen orthogonal zur Fahrspur dient die so genannte Laufkatze (als Bestandteil des Krans). Die Portalkräne und die jeweilige Laufkatze bewegen sich mit einer maximalen Geschwindigkeit von  $v = 1,6 \text{ m/s}$  und beschleunigen bzw. bremsen mit  $a = 0,2 \text{ m/s}^2$ . Die Aufnahme und Abgabe eines Containers durch einen Portalkran dauert jeweils zehn Sekunden, wobei ein Portalkran immer genau einen Container transportieren kann.

Soll ein Container auf einen Waggon verladen werden, der zum Anlieferungszeitpunkt noch durch einen zu entladenden Container belegt ist, so wird dieser in einem speziellen Lager (parallel zur Fahrspur) zwischengelagert, bis der Platz frei wird. Hinsichtlich der Disposition der LKW und der Portalkräne kann die übergeordnete Problemstellung in drei nacheinander auftretende Teilprobleme zerlegt werden:

1. Zuordnung von LKW zu Stellplätzen sowie gegebenenfalls von Containern zu Lagerplätzen des Zwischenlagers,
2. Zuordnung von Transportaufträgen zu den beiden Portalkränen,
3. Disposition der Portalkräne (Auftragsreihenfolgeplanung).

Die Zuordnung von LKW zu Stellplätzen ist derart zu gestalten, dass sich einerseits keine Transportaufträge von einem Bereich in den anderen ergeben sowie andererseits günstige Problemstellungen für die nachgelagerten Probleme der Disposition der zuständigen Portalkräne ergeben. Im Folgenden gehen wir von einer festen (überschneidungsfreien) Aufteilung des Terminals in zwei „Wirkungsbereiche“ aus, in denen jeweils ein Portalkran agiert. Das zweite Teilproblem wird so-

mit auf einfache Weise gelöst.

Nach einer Zuordnung eines LKWs zu einem Stellplatz wird ein neuer Transportauftrag für den jeweiligen Portalkran generiert. Die Aufträge werden somit dynamisch und ohne Vorankündigung bekannt gegeben. Die Dynamik der Problemstellung lässt sich am besten anhand der Funktionsweise eines entsprechenden Dispositionsmoduls (im Sinne einer softwaretechnischen Realisierung eines entsprechenden Online-Verfahrens) erläutern. Diesem werden die einzelnen Transportaufträge mit Start- und Zielpunkt übermittelt. Auf der anderen Seite stellt ein Portalkran – sobald er einen Auftrag beendet hat – jeweils eine Anfrage an das Dispositionsmodul, wobei als Antwort der als nächstes durchzuführende Transportauftrag erwartet wird. Es ergibt sich somit ein „Frage-Antwort-Spiel“ zwischen dem Portalkran und dem Dispositionsmodul (vgl. Abb. 2). Echtzeitanforderun-

falls Sinn machen, die aktuelle Planung, d.h., die Reihenfolge, in der ein Kran seine Aufträge abarbeiten soll, zu revidieren. Wir haben somit ein so genanntes (Online-)Reihenfolgeproblem zu lösen, d.h., es ist für alle bekannten Transportaufträge eine möglichst günstige Reihenfolge festzulegen, wobei man nur weiß, dass theoretisch neue Aufträge hinzukommen können, bevor der erstellte Plan vollständig abgearbeitet ist.

Konkret werden in dieser Arbeit zwei unterschiedliche (globale) Zielsetzungen im Sinne zweier denkbarer Anwendungsfälle betrachtet. Die erste Zielsetzung besteht darin, die Summe der Wartezeiten der LKW am Terminal zu minimieren. Der zweiten Zielsetzung liegt die Minimierung der Leerfahrten der Portalkräne zu Grunde.

Betrachtet man die Zielsetzung der Minimierung der Summe der Leerfahrten des Krans, so lässt sich (für eine gegebene Menge von Aufträgen) das

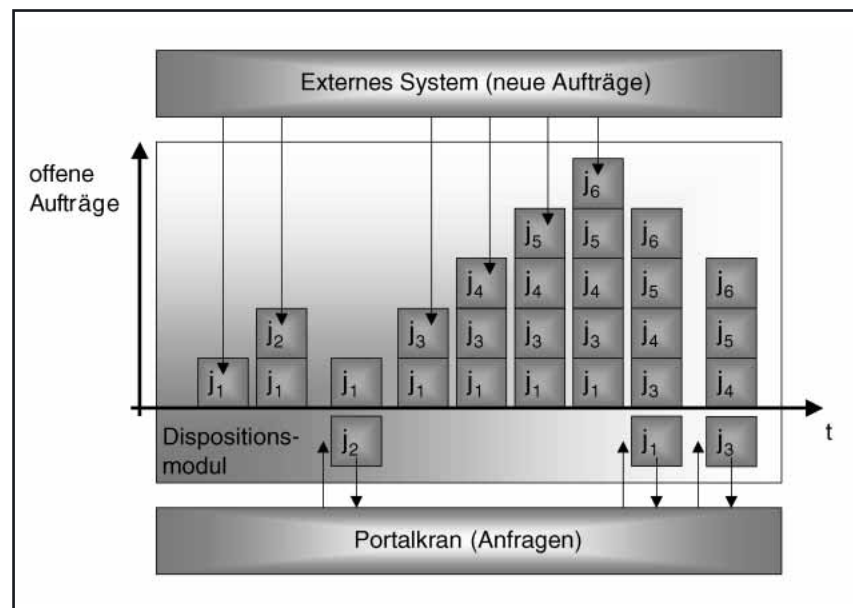
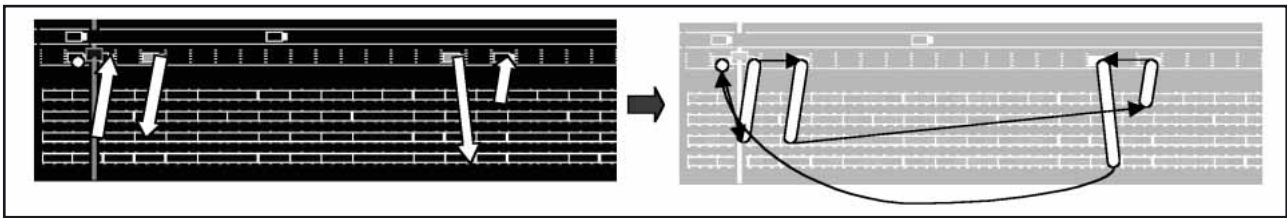


Abbildung 2: Architektur und Informationsflüsse des Online-Dispositionsproblems

gen beziehen sich in diesem Zusammenhang auf das Antwortzeitverhalten bei der Anfrage durch einen Portalkran nach einem neuen Auftrag. Treffen in der Zeit bis zur nächsten Anfrage mehrere neue Aufträge ein, so hat das Online-Lösungsverfahren die Möglichkeit, eine – gemäß der verfolgten Zielsetzung günstige – Reihenfolge für alle jeweils *offenen*, d.h. bekannten, aber noch nicht vollständig bearbeiteten, Aufträge (das aktuelle Planungsproblem), festzulegen. Immer wenn sich die aktuelle Problemstellung verändert, kann es hierbei gegebenen-

Problem als Travelling-Salesman-Problem (TSP) verstehen. Dieses besteht darin, ausgehend von einem Depot alle Orte einer vorgegebenen Menge von Orten zu besuchen und schließlich die Tour im Depot zu beenden, ohne einen Ort zweimal zu besuchen, wobei die insgesamt zurückzulegende Strecke bzw. Fahrzeit zu minimieren ist. Fasst man die Vollfahrten eines Portalkrans (wie in Abb. 3 dargestellt) als Orte (Knoten) auf, so lässt sich das Dispositionsproblem als ein asymmetrisches TSP (ATSP) modellieren (bei dem die Fahrtdauer von Punkt a nach



**Abbildung 3:** Definition der Disposition eines Portalkrans als asymmetrisches Travelling-Salesman-Problem

Punkt b nicht gleich der Fahrtdauer von Punkt b nach Punkt a sein muss). Eine formale Darstellung dieses Modellierungsansatzes findet sich bei Desrosiers et al. (1988).

Betrachtet man die Minimierung der Summe der Wartezeiten der LKW, so kann eine ähnliche Problemabstraktion herangezogen werden. Hier kann das so genannte *Delivery-Man-Problem* (DMP) zu Grunde gelegt werden. Dieses Problem besteht darin, eine Tour analog zum TSP zu bestimmen, so dass – abweichend vom TSP bzw. vom ATSP – die Summe der Ankunftszeiten an den Knoten minimiert wird; vgl. z.B. Bianco et al. (1993), Fischetti et al. (1993), Lucena (1990) sowie Gouveia und Voß (1995). Damit hängt die Lösungsgüte nicht nur von den tatsächlich zurückgelegten Fahrwegen ab, sondern auch von der Position der Orte innerhalb einer Lösungssequenz. Andere Zielsetzungen für diese Problemstellung, wie z.B. die Minimierung der maximalen Wartezeit eines LKW, werden in Böse et al. (1999) diskutiert. Mit einer ähnlichen Problemstellung befasst sich Aliche (1999). Bei dem entsprechenden Dispositionsproblem der Portalkräne sind allerdings alle Transportaufträge, die Umladevorgänge zwischen Zügen darstellen, vorab bekannt.

Die wesentliche Problematik eines Online-Dispositionsproblems besteht darin, dass man für eine Momentaufnahme (hinsichtlich der zu einem bestimmten Zeitpunkt bekannten Aufträge) zwar oftmals tatsächlich eine optimale Reihenfolge für eine der beiden Zielsetzungen bestimmen kann, es aber i.d.R. nicht unbedingt sinnvoll ist, diese auch (vollständig) im Online-Fall anzuwenden. So könnten während der Auftragsbearbeitung nach diesem Plan z.B. Aufträge hinzukommen, die sich ausgerechnet im ersten (bereits umgesetzten) Teil der Lösungssequenz geeignet integrieren lassen, oder die es generell sinnvoll erscheinen lassen, den alten Plan aufzugeben und neu zu planen. Es sind also flexible Lösungsansätze notwendig, die explizit auf das Gesamtergebnis gerichtet sind, ohne dass zu irgendeinem

Zeitpunkt alle (für die Gewährleistung einer optimalen Lösung) notwendigen Informationen gleichzeitig bekannt sind. Es sind somit robuste Lösungen zu finden, so dass die Bekanntgabe neuer Aufträge vergleichsweise selten dazu führt, dass sich ex post herausstellt, dass die Zuweisung der letzten Aufträge im Grunde zu einer Verschlechterung des Gesamtergebnisses führt.

## ■ 3. Lösungsansatz

### 3.1 Zuordnung von LKW zu Stellplätzen

Bevor auf Ansätze zur Disposition der Portalkräne eingegangen wird, soll zunächst der Lösungsansatz zur Zuordnung von LKW zu Stellplätzen vorgestellt werden. Ein vergleichsweise einfacher Ansatz zur Disposition der LKW wird von Böse et al. (1999) vorgestellt. Dieser Ansatz basiert darauf, jeden LKW einem Stellplatz zuzuordnen, so dass die hieraus resultierende Vollfahrt des Krans möglichst gering ist. Lässt man als Stellplatz aber nur den Stellplatz mit minimaler Distanz zum zugehörigen Waggon zu, so besteht die Gefahr, dass LKW im Eingangsbereich des Terminals warten müssen, bis der entsprechende Stellplatz erneut frei ist. Hier kann es sinnvoll sein, LKW auch in der Nähe dieses Stellplatzes zu platzieren, um entsprechende Wartezeiten am Eingangsbereich zu reduzieren.

Ausgehend vom (hinsichtlich der resultierenden Vollfahrt) idealen Stellplatz  $s_{best}$  werden hier die benachbarten Stellplätze sukzessive überprüft, bis ein Stellplatz gefunden wird, oder eine maximale Distanz  $dist_{max}$  (Anzahl Stellplätze), die ein Stellplatz von  $s_{best}$  entfernt sein darf, überschritten wird. Als Ergebnis dieser Heuristik wird der nächstgelegene freie Stellplatz zugewiesen, oder der LKW muss solange warten, bis einer der zulässigen Stellplätze erneut frei wird.

Dieser Ansatz führt typischerweise zu einer Überschneidung der Bereiche

der beiden Portalkräne, so dass Konfliktsituationen dergestalt auftreten können, dass ein Kran über die eigentliche Bereichsgrenze hinweg verfahren muss, um sein Ziel zu erreichen und gleichzeitig der zweite Kran ebenfalls in den anderen Bereich fahren muss. Da erste Experimente aufgezeigt haben, dass entsprechende Situationen zu einer kurzfristigen Blockierung der Portalkräne von bis zu zwei Prozent ihrer gesamten Einsatzzeit führen können, wird eine weitere Restriktion eingeführt: Sowohl der Ziel- als auch der Startpunkt eines Auftrags müssen sich im Bereich eines Portalkrans befinden. Liegt  $s_{best}$  somit an der Grenze des Einsatzbereichs eines Krans, so stehen entsprechend weniger zulässige Stellplätze zur Verfügung.

### 3.2 Disposition der Portalkräne

#### 3.2.1 Grundsätzliche Überlegungen

In den meisten KV-Terminals erfolgt die Disposition der Portalkräne intuitiv, typischerweise auf der Basis von First-In-First-Out (FIFO) oder Next-Best-Ansätzen. Denkbar sind aber auch andere Ansätze, wie z.B. die so genannte rollierende Planung, die im Wesentlichen durch eine periodische Neuplanung charakterisiert ist. Hierbei werden nur die auf die erste Periode bezogenen Entscheidungen realisiert. Nach Abschluss der Periode wird unter Einbezug der bis dahin neu hinzugekommenen Informationen mit einem um eine Periode verschobenen Planungshorizont erneut geplant.

Die rollierende Planung erscheint für die Disposition von Portalkränen allerdings nur sehr bedingt praktikabel, da sich die typischerweise relativ kleinen Probleminstanzen nahezu kontinuierlich, aber in vorab kaum abschätzbarer Weise verändern. Vor diesem Hintergrund bietet sich statt der rollierenden Planung mit fest definierten Planungsperioden eine ereignisorientierte Planung an, d.h., sobald sich eine gegebene Probleminstanz verändert, wird



eine Neuplanung initiiert. Ein solcher Ansatz erscheint auch sinnvoll, um die Zuweisung von Aufträgen zu Transportmitteln, die sonst ungenutzt bleiben, nicht bis zum nächsten Planungszeitpunkt unnötig zu verzögern. Im Rahmen entsprechender Lösungsansätze kommen so genannte Online-Algorithmen ins Spiel. Online-Algorithmen sind in ihrer ursprünglichen Form so definiert, dass eine Sequenz von Anfragen in der Reihenfolge ihrer Bekanntgabe bearbeitet bzw. beantwortet werden müssen, d.h., dem Algorithmus ist immer nur genau eine Anfrage bekannt; vgl. z.B. die Beiträge in Fiat und Woeginger (1998) sowie McGeoch und Sleator (1991). Im Unterschied zu „klassischen“ Online-Problemen wird bei der hier betrachteten Problemstellung immer eine Menge offener Aufträge betrachtet. Für den Online-Fall erscheint es hier praktikabel, eine *Re-Optimierung* bestehender Lösungen durchzuführen, sobald ein neuer Auftrag bekannt gegeben wird. Eine solche *ereignisorientierte* Planung steht im Einklang mit einem grundlegenden Ziel der so genannten *opportunistischen* Planung, das darin besteht, Entscheidungen jeweils so spät wie möglich zu fällen, um eine Einengung zukünftiger Handlungsspielräume zu vermeiden; vgl. Fox und Kempf (1985) sowie Gössinger (2000).

### 3.2.2 Stufenmodell

Obwohl das DMP und das ATSP NP-schwer sind, lassen sich gegebenenfalls exakte Verfahren einsetzen, sofern die jeweils aktuelle Probleminstanz eine kritische Größe nicht überschreitet. Für Online-Problemstellungen mit Echtzeitanforderungen ist der alleinige Einsatz von exakten Verfahren aber auch für vergleichsweise kleine Probleminstanzen aufgrund erforderlicher Rechenzeiten dennoch zu meist nicht praktikabel. In diesem Zusammenhang stellen Ascheuer et al. (1999) ein Drei-Stufen-Modell vor, das sicherstellen soll, dass zu jedem Zeitpunkt, zu dem theoretisch eine Lösung benötigt werden könnte, eine solche auch vorliegt. Im ersten Schritt sehen die Autoren ein einfaches Eröffnungsverfahren vor. In der zweiten Phase wird für eine begrenzte Anzahl an Iterationen ein einfaches Verbesserungsverfahren angewendet. Im Anschluss erfolgt die Generierung einer „optimalen“ Lösung durch ein exaktes Verfahren. Erfolgt eine Anfrage wäh-

rend der zweiten oder dritten Phase, so wird der Lösungsprozess abgebrochen und die aktuell beste Lösung realisiert; vgl. auch Séguin et al. (1997). Dieses Stufen-Modell schöpft die Möglichkeiten moderner heuristischer Verfahren allerdings nicht aus. Im übernächsten Abschnitt wird eine Erweiterung des Stufenmodells vorgestellt, das den Einsatz von Metaheuristiken in der zweiten Phase vorsieht, um für rechenintensive Probleminstanzen, für die ein exaktes Verfahren nicht mehr rechtzeitig eine optimale Lösung liefern kann, Lösungen zu finden, die denen eines einfachen Verbesserungsverfahrens überlegen sind. Das größere Problem liegt allerdings nicht primär in der Auswahl eines Lösungsverfahrens, sondern hauptsächlich in der Dynamik der Problemstellung begründet. Ascheuer et al. (1999) kommen für das von ihnen behandelte Problem der Disposition eines Regalbediengeräts zu dem Ergebnis, dass das dort jeweils auf die aktuell vorliegenden Aufträge angewandte Eröffnungsverfahren zwar gute Ergebnisse liefert, ein exaktes Verfahren (im Rahmen der Re-Optimierung sobald ein neuer Auftrag hinzukommt) aber im Durchschnitt die besten Ergebnisse erzielt. Diese Ergebnisse zeigen aber auch deutlich, dass auch die Anwendung eines exakten Verfahrens bei jeder Veränderung der aktuellen Probleminstanz nicht zwangsweise einem einfachen Eröffnungsverfahren (hinsichtlich des Gesamtergebnisses) überlegen ist. Im folgenden Abschnitt wird ein neuer Lösungsansatz vorgestellt, der auf der Definition so genannter Ersatzzielsetzungen basiert.

### 3.2.3 Konzept der Ersatzzielsetzung

Die Problematik der Anwendung von Lösungsverfahren im Sinne einer Re-Optimierung besteht darin, dass man, obwohl mit der Umsetzung einer entsprechenden Lösung begonnen wird, i.d.R. nicht davon ausgehen sollte, diese auch vollständig anzuwenden. Ist z.B. eine optimale Lösung für die aktuelle Probleminstanz dadurch gekennzeichnet, dass die erste Leerfahrt vergleichsweise lang ist, so wird der Kran nach der entsprechenden Zuweisung zunächst eine relativ lange Fahrt durchzuführen haben. Nun könnten aber vielleicht zu einem späteren Zeitpunkt ein oder mehrere neue Aufträge in der Nähe dieses Auftrags hinzukommen, die dann dazu führen, dass nur

relativ kurze Leerfahrten notwendig sind. Es ist somit oftmals sinnvoll, zu warten, bis Aufträge in einem mit Aufträgen „dünn besetzten“ Bereich des betrachteten Terminals hinzukommen. In diesem Zusammenhang besteht ein erster Ansatz darin, zu warten, bis eine gewisse Anzahl an Transportaufträgen vorliegt. Erst bei Erreichen einer entsprechenden kritischen Menge werden diese mittels eines Optimierungsverfahrens unter Beibehaltung der übergeordneten Zielfunktion disponiert; vgl. z.B. Savelsbergh und Sol (1995) für einen entsprechenden Gestaltungsvorschlag.

Ein Warten (bis erneut eine kritische Menge an Aufträgen vorliegt) ist aber im Grunde nur sinnvoll, wenn das Optimierungspotential so hoch ist, dass durch die Wegeoptimierung die Wartezeiten wieder kompensiert werden. So kommen Breitenbach et al. (1993) bei einem Vergleich zweier Heuristiken im Rahmen der Fahrzeugdisposition von Transportmitteln, die Ersatzteile auf einem Flughafengelände transportieren, zu dem Ergebnis, dass ein Warten typischerweise zu schlechteren Ergebnissen führt als ein direktes Reagieren auf neue Transportaufträge.

Ein zweiter Ansatz könnte darin bestehen, immer den nächstbesten – d.h. nächstgelegenen – Auftrag einzuplanen, sobald ein Portalkran einen neuen Auftrag benötigt. Auch dieser Ansatz stellt zumeist keine sinnvolle Alternative gegenüber Verfahren dar, die eine Re-Optimierung (unter Anwendung der jeweils direkt aus der übergeordneten Zielsetzung abgeleiteten Zielfunktion) für die jeweils aktuelle Probleminstanz vorsehen. So wird eine (durchschnittliche) Überlegenheit des Re-Optimierungsansatzes gegenüber einfachen Online-Algorithmen in einigen empirischen Untersuchungen aufgezeigt; vgl. Ascheuer et al. (1998,1999) sowie Abdel-Hamid et al. (1995).

Im Weiteren soll ein neuer Lösungsansatz untersucht werden, der auf einer Erweiterung der aus der jeweils übergeordneten Zielsetzung direkt ableitbaren Zielfunktion für die jeweils aktuelle Probleminstanz basiert; vgl. Gutenschwager (2002). Dieses Konzept wird hier für das Szenario der Minimierung der Summe der Leerfahrten (ATSP) konkretisiert. Der Ansatz von Ascheuer et al. (1999) sieht für das entsprechende (abstrakte) Online-Problem vor, im Rahmen der Re-Optimierung diese *globale (übergeordnete) Zielfunktion* auch für die jeweils aktuell vorliegende Probleminstanz zu nut-

zen. Als *Ersatzziel­funktion* soll hier stattdessen für alle auftretenden Problem­instanzen folgende gewichtete Funktion untersucht werden:

Minimiere  $w_1$  (Summe der Leerfahrten) +  $w_2$  (Leerfahrt zum Startpunkt des ersten Auftrags in der Lösungs­sequenz) (1)

Bei dieser erweiterten Zielfunktion findet der erste Ort innerhalb einer Tour eine besondere Berücksichtigung. Der Einfluss kann über den Parameter  $w_1$  (im Vergleich zu  $w_2$ ) beliebig hoch gesetzt werden. Durch die Anwendung der Ersatzziel­funktion auf die jeweils aktuelle Problem­instanz soll insgesamt ein besseres Gesamtergebnis erreicht werden als bei Anwendung der ursprünglichen Zielfunktion. Im Zuge der numerischen Ergebnisse werden verschiedene Gewichtungsfaktoren exemplarisch untersucht.

Eine Verallgemeinerung dieses Konzepts lässt sich dahingehend definieren, mehrere (oder alle) Aufträge auch im zweiten Term einer entsprechenden Zielfunktion zu berücksichtigen, die eine unterschiedliche Gewichtung der Aufträge in Abhängigkeit der Position eines Auftrags in der Lösungs­sequenz ermöglicht. Eine mögliche Konkretisierung dieses Ansatzes besteht darin, eine Ersatzziel­funktion in Anlehnung an das DMP zu definieren, d.h., die Minimierung der Summe der Ankunftszeitpunkte an den Startpunkten der Aufträge wird als Ersatzziel­funktion für das übergeordnete ATSP (Minimierung der Summe der Leerfahrten) untersucht.

### 3.2.4 Metaheuristische Verfahren

Vor dem Hintergrund beschränkter Rechenzeiten, deren Länge zur Lösung der aktuell zu lösenden Problem­instanz vorab jeweils nicht bekannt ist, soll in diesem Abschnitt ein Lösungs­ansatz vorgestellt werden, der auf metaheuristischen Verfahren aus dem Bereich der *lokalen Suche* basiert und insbesondere durch ein ereignisorientiertes Abbruchkriterium gekennzeichnet ist.

Das allgemeine Prinzip der lokalen Suche besteht in der iterativen Modifikation von Lösungen, um zu besseren Lösungen zu gelangen; vgl. Aarts und Lenstra (1997). Der Übergang von einer Lösung zu einer so genannten Nachbarlösung wird als Zug bezeichnet. Die Nachbarschaft wird hier durch

einen Verschiebezug (Shift Move) eines Auftrags innerhalb der Lösungs­sequenz definiert. Da die Reihenfolge der Aufträge (Lösungs­sequenz) mittels einer Verkettung durch Kanten dargestellt ist, lässt sich ein Verschiebezug durch die Zerstörung bzw. neu eingefügten Kanten der Ausgangslösung beschreiben.

Die Auswahlregel, nach der eine benachbarte Lösung innerhalb der lokalen Suche bestimmt wird, unterscheidet sich für die untersuchten Verfahren wie folgt:

- Im Rahmen des **Steepest Descent** wird immer die am besten bewertete Nachbarlösung ausgewählt. Es handelt sich um ein striktes Verbesserungsverfahren, d.h., die Suche wird beendet, sobald die Nachbarschaft der aktuellen Lösung keine Lösung mit einem besseren Zielfunktionswert beinhaltet. Das Verfahren endet in der Regel in einem lokalen Optimum, das nicht notwendigerweise ein globales Optimum darstellt.
- Für **Simulated Annealing** erfolgt eine nicht-deterministische Nachbarschaftsauswahl, wobei die Akzeptanz einer Lösung aus der Nachbarschaft sowohl von der Abweichung vom Zielfunktionswert der aktuellen Lösung als auch von der Dauer des Suchprozesses abhängt, um eine gewisse Konvergenz des Lösungsprozesses sicherzustellen. Hier wird der Ansatz nach Johnson et al. (1989, 1991) angewendet, der sich als vergleichsweise robust herausgestellt hat. Zu Beginn des Lösungsprozesses wird die so genannte Temperatur, die wesentlichen Einfluss auf die Akzeptanz verschlechternder Züge hat, so gewählt, dass ein gegebener Prozentsatz an Zügen voraussichtlich akzeptiert wird. Die Temperatur wird nach einer festgelegten Anzahl an Iterationen (nach einem geometrischen Abkühlungsschema) reduziert, die von der Kardinalität der Nachbarschaft abhängig ist. Ein weiterer Parameter wird genutzt, um festzustellen, ob der Suchprozess einen Zustand erreicht hat, der als „eingefroren“ bezeichnet werden kann, d.h., dass die Temperatur so niedrig ist, dass fast ausschließlich noch verbessernde Züge akzeptiert werden. Sobald der Anteil akzeptierter Züge für eine gegebene Temperatur geringer ist als der besagte Parameter, wird ein globaler Zähler inkrementiert. Dieser globale Zähler

wird erneut auf den Wert 0 zurückgesetzt, sobald eine neue beste Lösung gefunden wird. Der Lösungsprozess wird angehalten, sobald der Zähler einen festgelegten Höchstwert erreicht hat. Johnson et al. (1989) schließen ihre umfangreichen numerischen Untersuchungen mit einer Aussage über eine relativ robuste Parameterkombination, die auch hier angewendet wird.

- **Tabu Search** ist hingegen ein rein deterministisches Verfahren zur Überwindung lokaler Optima; vgl. Glover und Laguna (1997). Sobald ein lokales Optimum (Lösung  $s$ ) erreicht wurde, ist zumindest ein Zug zu einer Lösung  $s'$  durchzuführen, der keine Ergebnisverbesserung nach sich zieht. Bei Anwendung eines reinen Steepest-Descent-Ansatzes würde der Zug in der folgenden Iteration direkt invertiert werden, sofern sich nicht zumindest eine Lösung  $s''$  in der Nachbarschaft von  $s'$  befindet mit einem besseren Zielfunktionswert als die Lösung  $s$ . Um entsprechende Zyklen (auch über mehrere Zwischenschritte) im Suchverlauf auszuschließen, ist daher ein „Gedächtnis“ über die bisher besuchten Lösungen bzw. Züge notwendig. Beim Tabu Search werden typischerweise drei Grundvarianten unterschieden, striktes Tabu Search, statisches Tabu Search sowie Reactive Tabu Search. Während im strikten Tabu Search die traversierten Lösungen Teil der gespeicherten Historie des Suchverlaufs sind, werden im statischen Tabu Search nur die zuletzt durchgeführten Züge über eine Tabu-Liste fester Länge vermerkt und – im einfachsten Fall – die Invertierung dieser Züge verboten. *Reactive Tabu Search* (RTS) ist ein Ansatz zur Überwindung der Kalibrierungsproblematik des statischen Tabu Search, der sich durch eine dynamische Veränderung der Länge der Tabu-Liste auszeichnet, die je nach Verlauf des Lösungsprozesses angepasst wird; vgl. Battiti und Tecchiolli (1994). Die grundlegende Idee besteht darin, die Länge der Tabu-Liste – unter Beachtung einer Maximallänge – zu erhöhen, sobald der Suchverlauf impliziert, dass bereits besuchte Lösungen im Suchprozess erneut traversiert werden, d.h., dass das aktuell verwendete Tabu-Kriterium zu schwach erscheint. Auf der ande-

ren Seite wird die Länge der Tabu-Liste – unter Beachtung einer Minimallänge – erneut verringert, sobald im Suchverlauf für ausreichend viele Iterationen keine Lösungswiederholungen aufgetreten sind. Ziel dieses Ansatzes ist somit eine automatische Anpassung des Suchprozesses an die Struktur des momentan untersuchten Bereichs des Lösungsraums. Hier wurde eine als relativ robust erachtete Konkretisierung des RTS nach Battiti und Tecchioli (1994) umgesetzt.

Für das betrachtete Dispositionsproblem besteht die Tabu-Liste aus den Kanten, die durch die jeweils zuletzt durchgeführten Verschiebezüge neu hinzugekommen bzw. erschaffen worden sind. Ein Zug wird genau dann tabu gesetzt, wenn zwei der Kanten, die in der Tabu-Liste stehen, zu löschen wären, um eine entsprechende Nachbarlösung zu erreichen.

### 3.2.5 Berücksichtigung von Echtzeitanforderungen

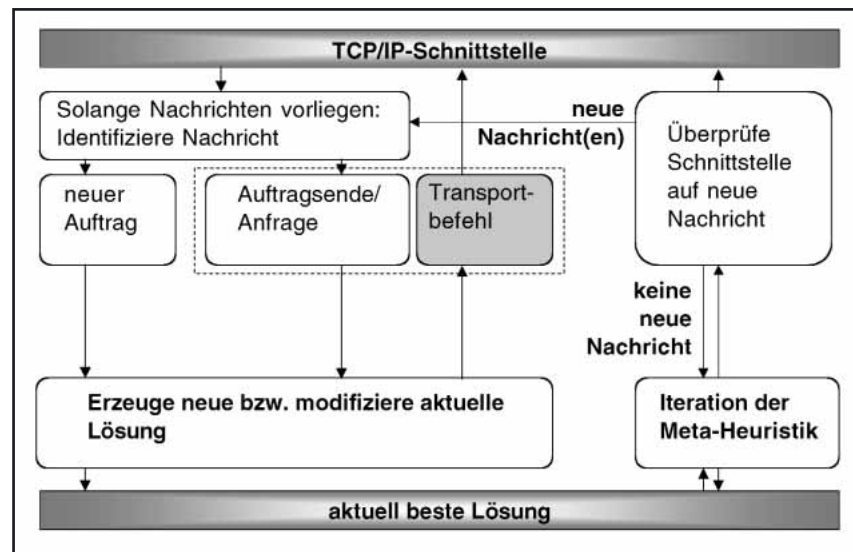
Metaheuristiken werden für Offline-Problemstellungen typischerweise für eine gewisse Zeit oder eine bestimmte Anzahl an Iterationen durchgeführt. Um auf Anfrageereignisse im Sinne von Echtzeitanforderungen reagieren zu können, sind allerdings Mechanismen in entsprechende Implementierungen zu integrieren, die die Definition eines ereignisorientierten (asynchronen) Abbruchkriteriums ermöglichen. Die unterschiedlichen heuristischen Lösungsansätze wurden mittels des Frameworks HotFrame für Metaheuristiken programmiert. HotFrame wurde von Fink (2000) entwickelt und bereits in diversen Applikationen angewendet; vgl. auch Fink und Voß (1999, 1998).

HotFrame wurde für Online-Anwendungen unter Echtzeitanforderungen um eine spezielle Schnittstelle erweitert. Die Implementierung jeder unter HotFrame verfügbaren Metaheuristik beinhaltet einen Aufruf der Methode *omega* nach jeder Iteration; vgl. Fink (2000), S. 184. Innerhalb dieser Methode wurde ein allgemein gültiges ereignisorientiertes Abbruchkriterium spezifiziert, welches den hier vorliegenden Echtzeitanforderungen genügt. Da der Kommunikation zwischen einzelnen Komponenten (lager-)logistischer Systeme bzw. zwischen entsprechenden Prozessen häufig ein TCP/IP-basierter Nachrichtenaus-

tausch zugrunde liegt, wurde auch hier eine entsprechende Socket-basierte Kommunikationsstruktur übernommen. Eine Anfrage durch ein Transportmittel erfolgt in Form einer Nachricht an das jeweilige Dispositionsmodul, das wiederum eine entsprechende Antwort sendet. In Abb. 4 ist die hier gewählte Architektur zur Anwendung von Metaheuristiken für die Disposition von Portalkränen dargestellt. Die eingehenden Nachrichten werden nach dem FIFO-Prinzip abgearbeitet. In Abb. 4 sind die Abläufe innerhalb entsprechender Dispositionsmodule durch Pfeile dargestellt. Sind Nach-

koordinaten des gemeldeten Auftrags ersetzt sowie die entsprechenden Kantenbewertungen angepasst.

Sind alle eingegangenen Nachrichten bearbeitet, so kann die Metaheuristik (bzw. auch ein einfaches Verbesserungsverfahren) erneut gestartet bzw. fortgesetzt werden. Solange keine neuen Nachrichten eingehen, kann die aktuelle Lösung durch ein (metaheuristisches) Verfahren iterativ verbessert werden. Nach jeder Iteration wird dabei geprüft, ob eine neue Nachricht auf dem Socket vorliegt. Liegt keine solche vor, wird die nächste Iteration



**Abbildung 4:** Architektur zur Anwendung von Metaheuristiken für die Disposition von Portalkränen unter Echtzeitbedingungen; vgl. Gutenschwager (2002)

richten eingegangen, so werden diese auf Basis der vorab festgelegten Syntax sukzessive identifiziert:

- Handelt es sich bei der Nachricht um einen neuen Transportauftrag, so verändert sich die aktuelle Probleminstanz, d.h., die aktuelle Lösung ist ebenfalls zu modifizieren. Hier wird ein neuer Auftrag gemäß eines Cheapest-Insertion-Ansatzes in die bisher beste Lösung eingefügt; d.h., der neue Auftrag wird hinsichtlich der verfolgten Zielfunktion an der günstigsten Position in die bestehende Sequenz einsortiert.
- Wird ein neuer Auftrag vom Portalkran angefragt, so wird der in der aktuell besten Lösung an erster Position stehende Auftrag vom Dispositionsmodul gemeldet und aus der Probleminstanz bzw. Lösungssequenz gestrichen. Dabei werden gleichzeitig die Koordinaten des Depots  $d$  durch die Ziel-

durchgeführt, ansonsten werden alle (seit der letzten Überprüfung) eingegangenen Nachrichten sukzessive abgearbeitet.

## 4. Numerische Ergebnisse

In diesem Kapitel soll – zunächst losgelöst vom Einsatz metaheuristischer Verfahren unter Echtzeitbedingungen – die Eignung von Ersatzzielfunktionen anstelle einer direkten Übertragung der übergeordneten Zielsetzung als Zielfunktion für alle im Zeitverlauf zu lösenden Probleminstanzen analysiert werden. Als übergeordnete Zielsetzungen werden dabei die Minimierung der Summe der Wartezeiten der LKW sowie – in einem zweiten Szenario – die Minimierung der Summe der Leerfahrten der Portalkräne betrachtet. Zum Test der verschiedenen Lösungsansätze für die betrachteten Disposi-

tionsprobleme wurde ein detailliertes Simulationsmodell des Terminals mittels des Simulators eM-Plant (ehemals SiMPLE++) implementiert. Dabei wird die Kommunikation mittels Sockets auch auf Seiten der Simulation realisiert, das somit mit dem Optimierungsmodul kommuniziert, indem es sowohl neue Aufträge meldet als auch Anfragen nach neuen Aufträgen an das Optimierungsmodul stellt. Sämtliche der folgenden Bewertungsgrößen werden ausschließlich durch geeignete Simulationsexperimente mittels dieses Modells ermittelt.

Für die Zielsetzung der Minimierung der Summe der Leerfahrten dient der prozentuale Anteil der Leerfahrten der Portalkräne an der Gesamteinsatzzeit als übergeordnete Bewertungsgröße. Da allerdings nicht zwangsweise alle in einer Stunde erzeugten Aufträge auch innerhalb dieser Stunde vollständig bearbeitet werden, ist zudem die Anzahl bearbeiteter Transportaufträge bzw. die Anzahl offener Aufträge, der so genannte Auftragsüberhang, in bestimmten Zeitabständen, hier stündlich, zu messen und als weitere Bewertungsgrundlage heranzuziehen. Gleichzeitig wird auch der Anteil der Leerfahrten für die entsprechenden Zeitintervalle (von einer Stunde) gemessen und in Relation zum Auftragsüberhang bewertet. Für die Minimierung der Summe der Wartezeiten werden neben dem Auftragsüberhang die durchschnittlichen Wartezeiten der LKW auf den Stellplätzen als übergeordnete Ergebnisgröße betrachtet. Auch hier werden die entsprechenden Größen stundenweise erfasst, wobei jeweils nur die innerhalb einer Stunde beendeten Aufträge in die jeweilige Auswertung eingehen.

Alle Verfahren werden auf der Basis einer typischen Verteilung, wie sie aus realen Datensätzen der DB Cargo abgeleitet wurden, getestet (vgl. Tab. 1). In Summe sind dabei 400 Transportaufträge innerhalb einer Schicht von

sechs Stunden durch die beiden Portalkräne zu bearbeiten. Zur Erlangung einer hinreichenden statistischen Sicherheit besteht jedes Experiment aus 60 Simulationsläufen. Man beachte, dass die theoretisch maximale (Teil-) Probleminstanzgröße 22 bzw. 21 Transportaufträge (Anzahl der Stellplätze im jeweiligen Bereich) beträgt. Die Bestimmung von  $dist_{max}$  im Rahmen einer geeigneten Disposition der LKW auf die zur Verfügung stehenden Stellplätze wird in der Studie von Böse et al. (1999) eingehend untersucht, wobei die durchschnittliche Gesamtwartezeit der LKW am Terminal als Bewertungsgrundlage dient. Die Untersuchungen zeigen, dass die durchschnittlichen Wartezeiten der LKW auf den Stellplätzen zwar mit steigendem  $dist_{max}$  ebenfalls steigen, dass aber bei Beachtung der (maximalen sowie durchschnittlichen) Gesamtwartezeit der LKW die besten Ergebnisse für  $dist_{max} = 3$  erreicht werden. Dies liegt darin begründet, dass für kleine  $dist_{max}$  LKW vergleichsweise häufig warten müssen, bis ein potentieller Stellplatz erneut frei wird. Damit liegen den Portalkränen oftmals weniger offene Transportaufträge vor, während Wartezeiten hauptsächlich auf dem Parkplatz entstehen. Wird  $dist_{max}$  hingegen größer als drei gewählt, so werden die eingesparten Wartezeiten auf dem Parkplatz des Terminals durch die Wartezeiten auf den Stellplätzen überkompensiert. Für alle weiteren Experimente wird aufgrund dieser Ergebnisse  $dist_{max} = 3$  gesetzt.

Im folgenden Abschnitt erfolgt zunächst ein Vergleich unterschiedlicher (Ersatz-) Zielfunktionen im Rahmen der Anwendung exakter Verfahren und einfacher Prioritätsregeln zur Disposition der Portalkräne. Im anschließenden Abschnitt werden die unterschiedlichen Metaheuristiken zur Disposition der Portalkräne unter expliziter Berücksichtigung von Echtzeitanforderungen untersucht.

## 4.1 Vergleich unterschiedlicher (Ersatz-) Zielfunktionen

Im Rahmen dieser ersten Experimentreihe werden unterschiedliche Zielfunktionen miteinander verglichen. Die jeweils vorliegende Probleminstanz wird exakt gelöst, um die Messung der Güte des Konzepts der Ersatzzielfunktionen nicht mit denen des Echtzeitverhaltens zu vermischen. Sobald eine Veränderung der Probleminstanz eintritt, wird die veränderte (neue) Probleminstanz bzw. der neue Auftrag dem Dispositionsmodul übergeben. Gleichzeitig wird das Simulationsmodell angehalten, bis die Lösung vorliegt, d.h., die Echtzeitanforderungen werden vernachlässigt. Das Ziel dieser Experimente besteht in diesem Zusammenhang auch darin, die notwendigen (durchschnittlichen) Rechenzeiten für unterschiedliche Probleminstanzgrößen bei Anwendung exakter Verfahren zu ermitteln.

Alle sich in einem Simulationsexperiment ergebenden Probleminstanzen werden auf Basis entsprechender mathematischer Modelle mittels des Softwarepakets AMPL formuliert und durch den MIP-Solver von CPLEX exakt gelöst. Der MIP-Solver dient der Lösung gemischt-ganzzahliger Optimierungsprobleme (Mixed Integer Programming). Die jeweilige Lösung findet solange Anwendung, bis der nächste Transportauftrag bekannt gegeben wird. CPLEX und AMPL werden im Sinne eines Servers auf einem 700MHz PC betrieben, während für das Simulationsmodell ein 266MHz PC eingesetzt wird.

Es wurden die folgenden sechs Experimente mit jeweils 60 Simulationsläufen durchgeführt:

- ATSP: Die Zielfunktion des ATSP bzw. die Modellformulierung nach Miller et al. (1960) wird für alle zu lösenden Probleminstanzen angewendet (vgl. Zielfunktion (1) mit  $w_1 = 1$  und  $w_2 = 0$ ).
- ATSP+0,5: Die Zielfunktion (1) bzw. eine entsprechende Modellformulierung wird für alle Probleminstanzen mit  $w_1 = 1$  und  $w_2 = 0,5$  angewendet.
- ATSP+1: Die Zielfunktion (1) bzw. eine entsprechende Modellformulierung wird für alle Probleminstanzen mit  $w_1 = 1$  und  $w_2 = 1$  angewendet.
- Next Best: Bei jeder Anfrage eines Portalkrans wird von seiner aktuellen Position ausgehend der am

Stunde	Wagon – LKW	LKW - Wagon
1	70 (35%)	70 (35%)
2	44 (22%)	44 (22%)
3	32 (16%)	32 (16%)
4	24 (12%)	24 (12%)
5	20 (10%)	20 (10%)
6	10 (5%)	10 (5%)

**Tabelle 1:** Verteilung der Transportaufträge für ankommende LKW über ein Stundenprofil für eine Schicht von sechs Stunden



schnellsten zu erreichende Transportauftrag zugewiesen.

- WT: Die Zielfunktion des DMP bzw. eine entsprechende Modellformulierung (vgl. Gutenschwager (2002)) wird für alle Probleminstanzen angewendet.

Die Ergebnisse sind in Tab. 2 zusammengefasst dargestellt. Für jedes

beendeten Aufträge. Dabei ist allerdings zu beachten, dass gleichzeitig deutlich weniger Aufträge in diesen beiden Stunden beendet werden. In der ersten und zweiten Stunde werden mittels WT ca. vier bzw. fünf Aufträge mehr fertig gestellt, d.h., zu Beginn der dritten Stunde ist die Anzahl offener Transportaufträge für den Next-Best-

da das in den ersten Stunden (mit einer hohen Auftragslast) bessere Verfahren später weniger Aufträge zu bearbeiten hat, womit sich gleichzeitig ein geringeres Optimierungspotential ergibt.

Die Ergebnisse in Tab. 2 zeigen dabei zunächst auf, dass der ATSP-Ansatz (mit Ausnahme des Next-Best-Ansatz-

		1. Stunde	2. Stunde	3. Stunde	4. Stunde	5. Stunde	6. Stunde	Summe
<b>Anzahl generierter Aufträge</b>		140	88	64	48	40	20	<b>400</b>
<b>ATSP</b>	t_leer	44,04%	37,44%	<b>40,78%</b>	45,65%	43,59%	20,10%	<b>673,63</b>
	Anz. Auftr.	89,92	98,33	92,73	55,82	42,5	20,2	
	Wartezeit	509,13	1014,82	979,4	389,19	176,99	147,93	
<b>ATSP+0.5</b>	t_leer	42,92%	36,42%	42,16%	46,02%	43,55%	19,98%	<b>643,38</b>
	Anz. Auftr.	92,22	99,97	91,15	53,48	42,52	20,18	
	Wartezeit	511,18	1016,34	889,84	309,49	176,8	147,65	
<b>ATSP+1</b>	t_leer	42,52%	36,35%	42,60%	45,95%	43,58%	20,08%	<b>638,24</b>
	Anz. Auftr.	92,65	100,17	91,1	52,93	42,45	20,2	
	Wartezeit	507,8	1015,16	872,99	302,44	176,86	148,11	
<b>Next Best</b>	t_leer	42,69%	38,13%	42,12%	46,13%	43,44%	19,95%	<b>630,47</b>
	Anz. Auftr.	92,1	96,97	91,32	55,83	42,17	20,15	
	Wartezeit	<b>434,24</b>	<b>951,25</b>	931,87	380,06	177,5	147,26	
<b>WT</b>	t_leer	41,40%	35,40%	44,12%	46,35%	43,68%	20,03%	<b>595,06</b>
	Anz. Auftr.	95,97	102,3	87,8	50,77	42,52	20,15	
	Wartezeit	530,86	962,19	746,12	<b>244,76</b>	177,3	147,75	

**Tabelle 2:** Vergleich der verschiedenen (Ersatz-)Zielfunktionen zur Lösung der jeweils aktuellen Probleminstanzen

Experiment werden (nach den Stunden der Schicht untergliedert) der durchschnittliche Anteil der Leerfahrten der Portalkräne an der Gesamteinsatzzeit, (Zeilen *t\_leer*), die durchschnittliche Anzahl fertig gestellter Transportaufträge (Zeilen *Anz. Auftr.*) sowie die jeweils in Sekunden angegebene durchschnittliche Wartezeit der LKW auf den Stellplätzen (Zeilen *Wartezeit*) nach Stunden untergliedert angegeben.

Die durchschnittlichen Wartezeiten der LKW an den Stellplätzen sind bezogen auf die gesamte Schicht in der Spalte *Summe* aufgeführt. Betrachtet man die Zielsetzung einer Minimierung der Summe der Wartezeiten, so lässt sich feststellen, dass die besten Ergebnisse im Durchschnitt für WT erzielt werden, wobei die durchschnittlichen Wartezeiten (über eine Schicht betrachtet) für WT mit 595,06 Sekunden deutlich besser sind als für den Next-Best-Ansatz.

Der Next-Best-Ansatz führt aber sowohl in der ersten als auch in der zweiten Stunde durchschnittlich zu den niedrigsten Wartezeiten – bezogen auf die innerhalb der jeweiligen Stunde

Ansatz im Durchschnitt um neun Aufträge höher. Dieser Auftragsüberhang führt dazu, dass in den beiden folgenden Stunden nunmehr deutlich geringere durchschnittliche Wartezeiten für WT zu beobachten sind. Erst in den letzten beiden Stunden erreichen alle Lösungsansätze nahezu identische Ergebnisse hinsichtlich der Wartezeiten. Dieses Ergebnis liegt hauptsächlich darin begründet, dass der Auftragsdruck in diesen beiden Stunden in Summe nur noch sehr gering ist, womit sich ein nur unwesentliches Optimierungspotential ergibt.

Besteht die übergeordnete Zielsetzung in der Minimierung der Summe der Leerfahrten der Portalkräne bzw. in einer möglichst hohen Auslastung derselben, so sind insbesondere die Ergebnisse für die ersten zwei bzw. drei Stunden der Schicht von Relevanz. Da nicht ausgeführte Aufträge als Überhang in Folgestunden abzuarbeiten sind, kann davon ausgegangen werden, dass ein Verfahren, das in den ersten Stunden ein vergleichsweise schlechtes Ergebnis erbringt, in späteren Stunden hinsichtlich des Anteils der Leerfahrten überlegen erscheint,

zes in der zweiten Stunde) die durchschnittlich schlechtesten Ergebnisse in den ersten beiden Stunden erzielt. Dies betrifft sowohl den prozentualen Anteil der Leerfahrten der Portalkräne als auch die Anzahl der durchschnittlich fertig gestellten Transportaufträge. Die Ansätze ATSP+0,5 und ATSP+1 führen zu einer deutlichen Reduktion des Anteils der Leerfahrten an der Gesamteinsatzzeit gegenüber dem einfachen ATSP-Ansatz. Eine Erweiterung der Zielfunktion, die sich direkt aus der übergeordneten Zielsetzung ableiten lässt, ist für die betrachtete Problemstellung somit als praktikabler Lösungsansatz zu erachten. Dabei ist ATSP+1 dem ATSP+0,5-Ansatz vorzuziehen. Der Anteil der Leerfahrten ist für ATSP+1 gegenüber dem ATSP-Ansatz in der ersten Stunde um 1,52 Prozentpunkte niedriger, wobei im Durchschnitt 2,73 Aufträge mehr in der ersten Stunde fertig gestellt werden. Für die zweite Stunde ergibt sich ein ähnliches Bild, und erst in der dritten Stunde werden mehr Aufträge durch den ATSP-Ansatz fertig gestellt. Dieser Sachverhalt ist allerdings allein darauf zurückzuführen, dass der entstandene

Auftragsüberhang der vorherigen Stunden zusätzlich in der dritten Stunde abgearbeitet wird. Die besten Ergebnisse hinsichtlich der Minimierung der Summe der Leerfahrten werden durch WT erzielt. Hier liegt der Anteil der Leerfahrten gegenüber ATSP+1 um weitere 1,17 Prozentpunkte niedriger, wobei im Durchschnitt noch einmal 3,42 Aufträge

Hinsichtlich der Echtzeitanforderungen ist demnach der alleinige Einsatz exakter Verfahren nicht praktikabel. Dies gilt in verstärktem Maße für die Anwendung von WT, für die die durchschnittlich sowie maximal benötigten Rechenzeiten deutlich stärker mit der Probleminstanzgröße steigen als für die drei ATSP-Ansätze. Aus diesem Grund soll im folgenden Unterab-

## 4.2 Bewertung des Einsatzes von Metaheuristiken unter Echtzeitbedingungen

Hinsichtlich der verfolgten Zielfunktion soll im Folgenden allein WT betrachtet werden, für die bei Anwendung exakter Verfahren die besten Ergebnisse erzielt wurden. Die folgenden Untersuchungen sollen aufzeigen, inwieweit der Einsatz verschiedener Metaheuristiken zu konkurrenzfähigen Ergebnissen führt, wobei Echtzeitanforderungen explizit berücksichtigt werden. Im Rahmen der zweiten Experimentreihe wurden drei heuristische Lösungsverfahren untersucht. Neben einem einfachen Steepest-Descent-Ansatz wurden die Metaheuristiken RTS und Simulated Annealing analysiert. Die Parametrisierung der beiden Metaheuristiken entspricht den von den Autoren vorgeschlagenen Werten. Die Ergebnisse sind in Abb. 6 dargestellt. Hier sind neben den Ergebnissen der Metaheuristiken die entsprechenden Resultate, die für WT mittels eines exakten Verfahrens erzielt wurden, als Referenzwerte angegeben. Dabei ist zu bedenken, dass für das exakte Verfahren keine Echtzeitbedingungen berücksichtigt wurden. Die besten Resultate werden für RTS erzielt. Hier sind die Ergebnisse nur unwesentlich schlechter als bei Anwendung eines exakten Verfahrens. So ist die durchschnittliche Wartezeit der Transportaufträge nur 2,64 Sekunden geringer als der entsprechende Referenzwert. Trotz der begrenzten Rechenzeiten werden mittels RTS Ergebnismerte erzielt, die maximal ein

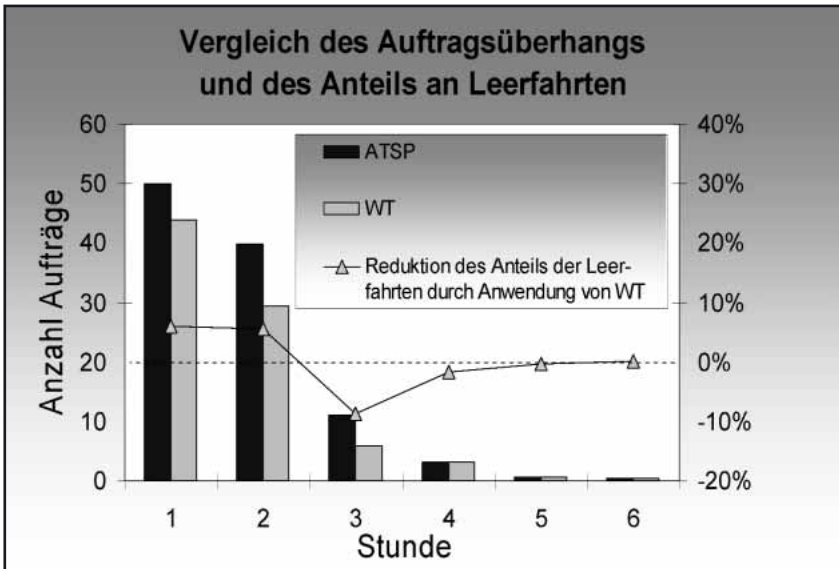


Abbildung 5: Ergebnisvergleich von ATSP und DMP (Ersatzzielfunktion)

mehr fertig gestellt werden (vgl. Abb. 5). Im Vergleich zum (einfachen) ATSP-Ansatz ist der Auftragsüberhang, der zusätzlich in der dritten Stunde zu bearbeiten ist, für WT (im Durchschnitt) um ca. zehn Aufträge geringer. Dies entspricht einer Leistungssteigerung um ca. 6%. Insgesamt ist die Verwendung dieser Ersatzzielfunktionen bzw. von Erweiterungen der direkt aus der übergeordneten Zielsetzung abgeleiteten Zielfunktion eines Online-Problems somit als positiv zu bewerten. Den Ergebnissen hinsichtlich der Rechenzeiten kann entnommen werden, dass vergleichsweise kleine Probleminstanzen typischerweise im Sekundenbereich exakt gelöst werden können. Unterstellt man eine maximal erlaubte Antwortzeit von einer Sekunde, bis eine Anfrage eines Portalkrans beantwortet sein muss, so ist ab einer Problemgröße von ca. 14 Transportaufträgen für den ATSP-Ansatz (sowie ATSP+0,5 und ATSP+1) mit einer höheren Wahrscheinlichkeit davon auszugehen, dass eine entsprechende Echtzeitanforderung nicht mehr eingehalten werden kann, da die Rechenzeiten hier im Durchschnitt über einer Sekunde (und maximal über 40 Sekunden) liegen.

schnitt abschließend die Ergebnismerte von Verfahren, die insbesondere Echtzeitbedingungen genügen, analysiert werden.

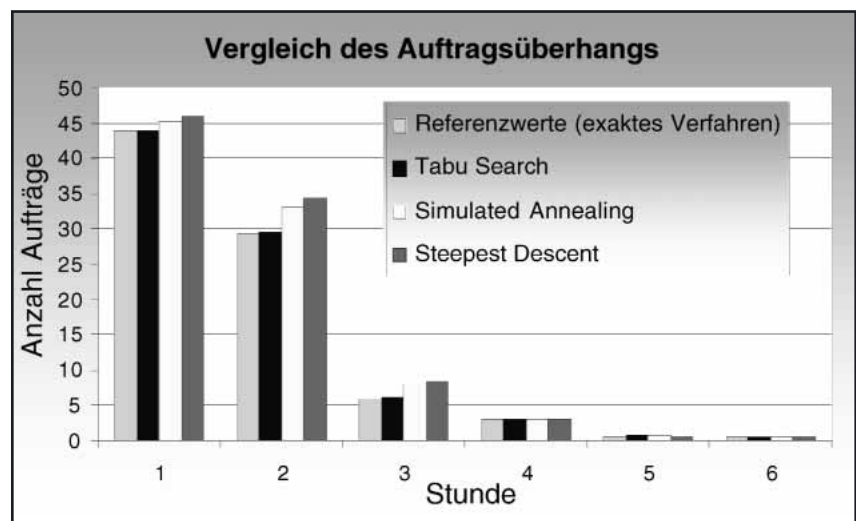


Abbildung 6: Ergebnisvergleich von Reactive Tabu Search, Simulated Annealing und Steepest Descent

Prozent von den Referenzwerten abweichen. Auch die jeweilige Standardabweichung der betrachteten Ergebnisgrößen für RTS entspricht nahezu den Referenzwerten.

Sowohl für Simulated Annealing als auch für Steepest Descent werden (deutlich) schlechtere Ergebnisse erzielt. Für Steepest Descent ist ein entsprechendes Ergebnis durchaus zu erwarten, da das Verfahren jeweils spätestens dann terminiert, wenn ein lokales Optimum erreicht wird. So ist der Anteil der Leerfahrten an der Gesamteinsatzzeit verglichen mit RTS in der ersten Stunde um durchschnittlich 0,6 Prozentpunkte und in der zweiten Stunde um 1,16 Prozentpunkte geringer. Gleichzeitig ist der Auftragsüberhang (Anzahl offener Aufträge) nach der ersten Stunde durchschnittlich um 1,97 Aufträge und nach der zweiten Stunde bereits um durchschnittlich 4,82 Aufträge höher als für RTS. Dieser Auftragsüberhang wird erst in den Folgestunden abgebaut. Aufgrund der geringeren Anzahl fertig gestellter Transportaufträge ist die durchschnittliche Wartezeit offener Aufträge in der ersten und zweiten Stunde für Steepest Descent zwar geringer als für RTS, das Ergebnis ändert sich aber ab der dritten Stunde signifikant, so dass in Summe die durchschnittliche Wartezeit der Transportaufträge um 22,36 Sekunden höher ist als für RTS.

Simulated Annealing erreicht zwar bessere Ergebnisse als Steepest Descent, ist RTS allerdings ebenfalls unterlegen. Auffällig ist bei diesen Ergebnissen zudem, dass die Standardabweichung typischerweise deutlich höher liegt als für RTS. Dieses Ergebnis ist insbesondere darauf zurückzuführen, dass dem Lösungsverfahren für die zu lösenden Probleminstanzen jeweils unterschiedliche Rechenzeiten zur Verfügung stehen. Damit ergibt sich vergleichsweise häufig die Situation, dass das Verfahren aufgrund eines entsprechenden Anfrageereignisses des Portalkrans zu einem Zeitpunkt abzubrechen ist, zu dem die Temperatur noch so hoch ist, dass letztendlich (ex-post) nur wenige bzw. zu wenige verbessernde Züge durchgeführt wurden.

## 5. Zusammenfassung

Zur Verbesserung der Wirtschaftlichkeit des Kombinierten Verkehrs und insbesondere seiner Systemschnitt-

stellen wurden in der Vergangenheit verschiedene größere Forschungsvorhaben initiiert und seitens verschiedener Bundesministerien gefördert (vgl. Böse und Voß 2000). Im Ergebnis lieferten diese zwar einerseits viel versprechende Lösungsansätze, eine betriebliche Umsetzung ist andererseits allerdings – aufgrund des massiven Einsatzes neuer Transport- und Umschlagtechnologien – zumeist mit erheblichen Kapitalanforderungen an die beteiligten Akteure verbunden. Vor dem Hintergrund der angespannten Einnahmesituation verantwortlicher Bundes- und Landesstellen sowie auch der Deutschen Bahn AG im Güterverkehrsbereich unterblieb dementsprechend eine praktische Realisierung der Ergebnisse. Sollen Infrastrukturmaßnahmen zur Stärkung des KV zum jetzigen Zeitpunkt durchgesetzt werden, sind sie unabdingbar mit einer „Low-Cost-Prämisse“ zu versehen. Genau in diese Richtung zielt der hier unterbreitete Lösungsvorschlag zur wirtschaftlicheren Gestaltung des Straße-Schiene-Umschlags in KV-Terminalanlagen ab.

Die in diesem Beitrag behandelte Problemstellung befasst sich mit der Disposition von Portalkränen, die in einem Terminal des KV dazu eingesetzt werden, Container von LKW auf Waggons und umgekehrt zu verladen. In diesem Beitrag wurde ein neuer Lösungsansatz vorgestellt, der auf der Definition geeigneter Ersatzzielfunktionen für dynamisch auftretende Probleminstanzen – im Rahmen einer Re-Optimierung der Auftragsreihenfolge – beruht. Das Ziel dieses Ansatzes besteht darin, hinsichtlich einer übergeordneten (weiterhin verfolgten) Zielsetzung insgesamt überlegene Ergebnisse zu erzielen.

Da die Anwendung von modernen heuristischen Verfahren (für das betrachtete Dispositionsproblem) auch unter den hier relevanten Echtzeitanforderungen möglich ist, wurde die Anwendung von Tabu Search und Simulated Annealing experimentell untersucht. Zu ihrer Anwendung im Online-Fall unter Echtzeitbedingungen wurde ein entsprechendes Rahmenkonzept vorgestellt, das sich vor allem durch ein ereignisorientiertes Abbruchkriterium der Lösungsverfahren auszeichnet.

Der Ansatz zur Definition von geeigneten Ersatzzielfunktionen konnte für das Online-Travelling-Salesman-Problem erfolgreich umgesetzt werden. Wird statt eines asymmetrischen TSP ein Delivery-Man-Problem für die je-

weils aktuelle Probleminstanz mit einer entsprechenden Zielfunktion definiert, so kann der durchschnittliche Anteil der Leerfahrten der Portalkräne an der Gesamteinsatzzeit – als übergeordnete Zielsetzung – in den beiden ersten Stunden, in denen die höchste Auftragslast vorliegt, um ca. 6% reduziert werden. Gleichzeitig werden durch die Anwendung der Ersatzzielfunktion in diesen beiden Stunden ca. 6% mehr Aufträge fertig gestellt, wobei die durchschnittliche Wartezeit der LKW auf den Stellplätzen des Terminals insgesamt um ca. 11% geringer ist als beim einfachen ATSP-Ansatz.

Der Einsatz von Meta-Heuristiken führt zu konkurrenzfähigen Ergebnissen im Vergleich zu exakten Verfahren, die hier zur Berechnung von Referenzwerten unter Vernachlässigung der bestehenden Echtzeitanforderungen angewendet wurden. So sind die Ergebnisse, die sich mittels Reactive Tabu Search unter Beachtung der Echtzeitanforderungen erzielen lassen, im Durchschnitt maximal ein Prozent schlechter als die entsprechenden Werte des exakten Verfahrens.

Für das vorliegende Problem könnten weitere systematische Untersuchungen bezüglich des Einflusses der Gewichte  $w_1$  und  $w_2$  zur Kalibrierung von Ersatzzielfunktionen durchgeführt werden. Generell sollten metaheuristische Lösungsansätze für ähnliche Online-Problemstellungen eingehender untersucht werden. In diesem Zusammenhang erscheint auch eine Übertragung auf andere Anwendungsgebiete, insbesondere im Bereich Produktion, viel versprechend. Auf der methodischen Seite sollte neben der Analyse weiterer Metaheuristiken sowie hybrider Ansätze auch den Möglichkeiten der Parallelisierung entsprechender Verfahren eine erhöhte Beachtung für künftige Forschungsaktivitäten zukommen, um somit mehr Iterationen in der gleichen Zeit durchführen zu können; vgl. Gendreau et al. (1999) für einen ersten Parallelisierungsansatz in diesem Bereich.

Abschließend ist festzuhalten, dass durch Einsatz entscheidungsunterstützender Komponenten im Rahmen der Portalkransteuerung die Wartezeit der LKW signifikant mit einem überschaubaren Kapitaleinsatz gesenkt werden kann, wobei hier vorgestellte Lösungsansätze sich auch durch eine niedrigere Varianz der Wartezeiten auszeichnen, was die Attraktivität des KV aus Sicht der Spediteure in besonderem Maße erhöht.

## Literatur

- Aarts, E.H.L.; J.K. Lenstra (Hrsg.) (1997):** Local Search in Combinatorial Optimization, Wiley, Chichester 1997.
- Abdel-Hamid, A.A.-A.; Ascheuer, N.; Grötschel, M.; Schorer, H. (1995):** Simulation und Optimierung einer PC-Fertigung unter Echtzeitbedingungen, in: Bachem, A.; Jünger, M.; Schrader, R. (Hrsg.): Mathematik in der Praxis: Fallstudien aus Industrie, Wirtschaft, Naturwissenschaften und Medizin, Berlin, Springer 1995, S. 261-277.
- Alicke, K. (1999):** Modellierung und Optimierung von mehrstufigen Umschlagssystemen, Dissertation, Universität Karlsruhe 1999.
- Ascheuer, N.; Grötschel, M.; Abdel-Hamid, A.A.-A. (1999):** Order picking in an automatic warehouse: Solving online asymmetric TSPs, in: Mathematical Methods of Operations Research, 49. Jahrgang, 1999, S. 501-515.
- Ascheuer, N.; Grötschel, M.; Rambau, J. (1998):** Combinatorial online optimization in practice, in: Optima – Mathematical Programming Society Newsletter, 57. Jahrgang, 1998, S. 1-6.
- Battiti, R.; Tecchiolli, G. (1994):** The reactive tabu search, in: ORSA Journal on Computing, 6. Jahrgang, 1994, S. 126-140.
- Bianco, L.; Mingozzi A.; Ricciardelli, S. (1993):** The traveling salesman problem with cumulative costs, in: Networks, 23. Jahrgang, 1993, S. 81-91.
- Böse, J.; Gutenschwager, K.; Voß, S. (1999):** Application of tabu search in an online sequencing problem – A case study of an intermodal station, in: C.C. Ribeiro (Hrsg.): Metaheuristic International Conference '99: Extended Abstracts, Angro dos Reis, 1999, S. 91-95.
- Böse, J.W.; Voß, S. (2000):** Informationsmanagement im Kombinierten Verkehr, in: Daduna, J.R.; Voß, S. (Hrsg.): Informationsmanagement im Verkehr, Physica, Heidelberg 2000, S. 269-322.
- Breitenbach, C.; Carl, G.; Voß, S. (1993):** Transportkostenminimierung versus Servicegradmaximierung im Rahmen einer computergestützten Tourenplanung, in: Zeitschrift für Planung, 4. Jahrgang, 1993, S. 363-380.
- Eickemeier, S. (1996):** Kombiniertes Ladungsverkehr: Produktionsorientierte Strategiekonzepte für die Deutsche Bahn AG. Lang, Frankfurt am Main 1996.
- Fiat, A.; Woeginger, G.J. (Hrsg.) (1998):** Online Algorithms: The State of the Art. Springer, Berlin 1998.
- Fink, A. (2000):** Software-Wiederverwendung bei der Lösung von Planungsproblemen mittels Meta-Heuristiken. Shaker, Aachen 2000.
- Fink, A.; Voß, S. (1998):** HotFrame – Heuristische Lösung diskreter Planungsprobleme mittels wiederverwendbarer Software-Komponenten, in: OR News, Heft 4, 1998, S. 18-24.
- Fink, A.; Voß, S. (1999):** Generic metaheuristics application to industrial engineering problems, in: Computers & Industrial Engineering, 37. Jahrgang, 1999, S. 281-284.
- Fischetti, M.; Laporte, G.; Martello, S. (1993):** The delivery man problem and cumulative matroids, in: Operations Research, 41. Jahrgang, 1993, S. 1055-1064.
- Fox, B.R.; Kempf, K.G. (1985):** Complexity, uncertainty and opportunistic scheduling, in: C.R. Weisbin (Hrsg.): Artificial Intelligence Applications. The Engineering of Knowledge-Based-Systems, IEEE Computer Society Press, Washington 1985, S. 487-492.
- Gendreau, M.; Guertin, F.; Potvin, J.-Y.; Taillard, E.D. (1999):** Parallel tabu search for realtime vehicle routing and dispatching, in: Transportation Science, 33. Jahrgang, 1999, S. 381-390.
- Glover, F.; Laguna, M. (1997):** Tabu Search. Kluwer, Boston 1997.
- Gössinger, R. (2000):** Opportunistische Koordinierung bei Werkstattfertigung: Ein Ansatz auf der Basis von Multiagentensystemen. DUV, Wiesbaden 2000.
- Gouveia, L.; Voß, S. (1995):** A classification of formulations for the (time-dependent) traveling salesman problem, in: European Journal of Operational Research, 83. Jahrgang, 1995, S. 69-82.
- Gutenschwager (2002):** Online-Dispositionsprobleme in der Lagerlogistik, Physica, Heidelberg 2002.
- Hultén, L.A.R. (1997):** Container Logistics and its Management, Dissertation, Department of Transportation and Logistics, Chalmers University of Technology, Göteborg 1997.
- Johnson, D.S.; Aragon, C.R.; McGeoch, L.A.; C. Schevon (1989):** Optimization by simulated annealing: An experimental evaluation; Part I, Graph partitioning, in: Operations Research, 37. Jahrgang, 1989, S. 865-892.
- Johnson, D.S.; Aragon, C.R.; McGeoch, L.A.; Schevon, C. (1991):** Optimization by simulated annealing: An experimental evaluation; Part II, Graph coloring and number partitioning, in: Operations Research, 39. Jahrgang, 1991, S. 378-406.
- Lucena, A. (1990):** Time-dependent traveling salesman problem – The deliveryman case, in: Networks, 20. Jahrgang, 1990, S. 753-763.
- McGeoch, L.A.; Sleator, D.D. (Hrsg.) (1991):** On-Line Algorithms, Volume 7 of DIMACS Series in Discrete Mathematics and Theoretical Computer Science. AMS/ACM, Providence 1991.
- Miller, C.E.; Tucker, A.W.; Zemlin, R.A. (1960):** Integer programming formulation of traveling salesman problems, in: Journal of the ACM, 7. Jahrgang, 1960, S. 326-329.
- Séguin, R.; Potvin, J.-Y.; Gendreau, M.; Crainic, T.G.; Marcotte, P. (1997):** Real-time decision problems: An operational research perspective, in: Journal of the Operational Research Society, 48. Jahrgang, 1997, S. 162-174.