
Ein Framework für die Gestaltung grosser, internationaler Transportnetze: Berücksichtigung von Netzwerkdesign und Tourenbildung



Julia Rieck

Transportnetze, Netzwerkdesign, Hub-Location-Probleme, Transportplanung, strategische Tourenplanung, Bewertung, Kostenminimierung

Transport networks, network design, hub-location-problem, transport planning, strategic vehicle routing, evaluation, cost minimization

Transportnetze bestehen aus Knoten mit einem Angebot oder einer Nachfrage an Ressourcen, zentralen Umschlagspunkten (Hubs), die das Ausnutzen von Synergieeffekten durch die Konsolidierung von Warenströmen erlauben, und verknüpfenden Wegverbindungen. Strategische Hub-Location-Probleme entscheiden über die Anzahl und Positionierung der Hubs sowie die Festlegung von Wegverbindungen zwischen Knoten im Netzwerk. Im resultierenden Transportnetz sind auf operativer Ebene Fahrten für die einzelnen Fahrzeuge festzulegen. Die strenge Beziehung zwischen Netzwerkdesign und Transportplanung macht es erforderlich, beide Problemklassen gleichzeitig zu betrachten, um die gesamten Netzwerkosten zu bewerten. Hierbei müssen drei Design-Fragen beantwortet werden: (1) Wie viele Hubs müssen erbaut werden? (2) Sollen Quell- und Zielknoten direkt oder über einen Hub miteinander verbunden werden? (3) Können im Rahmen einer Fahrt mehrere Knoten zu einer Tour zusammengefasst werden? Wir präsentieren ein gemischt-ganzzahliges lineares Programm für das Problem. Zusätzlich skizzieren wir einen effizienten Multi-Start-Algorithmus, der in der Lage ist, in kurzer Zeit gute Näherungslösungen zu generieren.

Transport networks consist of nodes with either a surplus or a deficit of resources, central transshipment facilities (hubs), and interconnecting links. Hubs centralise product handling, and allow companies to take advantage of scale economies through consolidation of flows. Strategic hub location problems decide on the number and location of hubs as well as assign nodes to hubs in the network. Subsequently, vehicle routing algorithms create routes for the vehicles in the resulting network. The strong relationship between hub construction and vehicle routing makes it necessary to consider both problem classes in order to determine the overall network costs. Thereby, three design questions need to be considered: (1) How many hub facilities are required? (2) Should node-to-node links be connected directly or by one hub? (3) Is it possible to combine nodes to vehicle routes, where every route starts and ends at an assigned hub? We present a mixed-integer linear programming formulation for the problem. Additionally, we sketch an efficient multi-start solution framework that combines greedy heuristics with randomisation.

1. Einleitung

Der in den letzten zwei Jahrzehnten vorangetriebene Abbau von Handelshemmnissen in Europa veranlasst viele Unternehmen, auf internationaler Ebene tätig zu werden. Mit Hilfe moderner Informations- und Kommunikationstechnologien ist es heute selbstverständlich, über weite Distanzen mit Menschen zu kommunizieren und grosse Datenmengen auszutauschen. Eine Positionierung der Unternehmensstandorte in Regionen, wo das Know-how und der Produktionsfaktor Arbeit in einem guten Preis-/Leistungsverhältnis stehen, führt allerdings häufig zu einer doppelten Besteuerung und zu einer komplexen Organisation der Warenströme, wobei verschiedene Sprachen, Zoll- und Tarifstrukturen sowie länderspezifische Gesetze zu berücksichtigen sind.

Durch die räumliche Trennung der einzelnen Wertschöpfungsprozesse rücken insbesondere die Bereiche *Standort- und Transportplanung*, die nicht zu den Kernkompetenzen eines produzierenden oder verarbeitenden Unternehmens gehören, ins Zentrum der Betrachtungen. Unternehmen, die durch ein stetiges Wachstum, ein sich änderndes technologisches Umfeld oder einen hohen Wettbewerbsdruck geprägt sind, müssen leistungsfähige Netzwerkstrukturen aufweisen und über die Errichtung von *Hubs* entscheiden, die eine Sammel-, Verteil- und Umladefunktion im internationalen Gütertransport wahrnehmen. Mit Hilfe von Hubs können die Anzahl der zu bedienenden Transportverbindungen verringert und eine bessere Auslastung der vorhandenen Fahrzeuge gewährleistet werden, da Waren mit unterschiedlichen Zielorten über einen gewissen Teil der Strecke gemeinsam befördert werden.

Ist eine Menge von Quell- und Zielknoten gegeben, die über einen zentralen Umschlagspunkt verbunden werden sollen, so ist eine Ausprägung der Hub-Location-Probleme zu lösen (vgl. z. B. Wlèk 1998; Mayer 2001 oder Hekmatfar/Pishvae 2009). Hierbei müssen einerseits die Hub-Standorte bestimmt werden, andererseits muss für jede mögliche Quell-/Zielknotenkombination festgelegt werden, ob eine direkte Verbindung oder eine Hubverbindung vorzusehen ist. Die im Rahmen der strategischen Planung getroffenen Standort- und Konfigurationsentscheidungen bilden die Grundlage für eine auf operativer Ebene durchzuführende Transport- und Tourenplanung (Bretzke 2006). Daher ist es sinnvoll, bei der Bestimmung von Hubstandorten nicht nur Wegverbindungen zwischen Knoten, sondern auch die tatsächlich zu fahrenden Touren von und zu Knoten zu berücksichtigen. Um die Kosten eines Netzwerks geeignet abzuschätzen, wird in der Regel mit „Rahmentouren“ gearbeitet. Hierzu sind alle in einem repräsentativen, zyklischen Planungszeitraum (z. B. ein Monat oder ein Jahr) zu bedienenden Knoten zu betrachten und in mehrere Touren mit einer bestmöglichen Anfahrtsreihenfolge zusammenzufassen. Auf operativer Ebene wird dann nach den festgelegten Rahmentouren gefahren, wobei Knoten ohne Bedarf übersprungen werden (Fleischmann 2008 a). Relevante Informationen zur Erstellung einer Rahmentour (z. B. Sendungsgröße oder Transportkosten) werden mit Hilfe von strategischen Planungsdaten sowie aufgrund von Prognosewerten (z. B. für das Sendungsaufkommen) geschätzt. In Abhängigkeit von der Auslastung der einzelnen Transportrelationen können Rahmentouren zwischen Quellknoten und Hubstandorten, zwischen Hubstandorten und Zielknoten sowie zwischen Quell- und Zielknoten etabliert werden.

Die Dimension der in der Praxis vorliegenden, internationalen Transportnetze sowie die überaus komplexen Wirkungszusammenhänge in einem zweistufigen Netz erzwingen den Einsatz von entscheidungsunterstützenden Werkzeugen zur Gestaltung und Bewertung grosser Netzwerke. Insbesondere Beratungsunternehmen, die im täglichen Geschäft mit

vielen, zum Teil unterschiedlichen Hub-Location-Problemen konfrontiert werden, benötigen ein Framework (eine Sammlung von Lösungstechniken), das effiziente Handlungsalternativen für verschiedenartige Probleme bereitstellt und dabei Netzwerkdesign und Tourenbildung simultan berücksichtigt.

In Kapitel 2 dieser Arbeit werden zunächst verschiedene Netzwerkkonfigurationen vorgestellt, um daraus eine allgemeingültige Problemstellung herleiten zu können. In Kapitel 3 erfolgt die Präsentation eines gemischt-ganzzahligen linearen Modells für das Problem. Kapitel 4 behandelt einen heuristischen Lösungsansatz, der in ein Entscheidungsunterstützungssystem integriert wurde. Kapitel 5 beschreibt die Ergebnisse einer experimentellen Performance-Analyse und Kapitel 6 schliesst mit einer Zusammenfassung und einem Ausblick.

2. Netzwerkdesign

In international ausgerichteten Unternehmen treten, abhängig von Branche und Unternehmensgrösse, verschiedene Netzwerkkonfigurationen auf, die sich in die drei Kategorien Zuliefer-, Distributions- und Speditionsnetze gliedern lassen (vgl. z. B. *Fleischmann* 2008 b bzw. *Sucky* 2008). Vor allem unterscheiden sich die jeweiligen Konfigurationen hinsichtlich der Anzahl an Quell- und Zielknoten sowie der Wegverbindungen zwischen den Knoten, die gerichtet oder ungerichtet sein können.

Das so genannte *Inbound Network* (many-to-few network) ist dadurch gekennzeichnet, dass Waren von verhältnismässig vielen Quellknoten zu wenigen Zielknoten transportiert werden müssen. Beispielsweise werden in der Automobilindustrie viele Einzel- und Bauteile von Lieferanten an die Produktionsstätte geliefert und dort zu einem kompletten Auto montiert. Charakteristisch für diese Netzstruktur ist, dass die einzelnen Knoten entweder als Quell- oder als Zielknoten fungieren. Je nach Dringlichkeit der Lieferung können Produkte direkt von der Quelle zur Senke oder über Lager- bzw. Hubstandorte geleitet werden. Der Transport über Zwischenlager ermöglicht eine zeitliche Entzerrung der Warenströme. Wird der Bestand innerhalb vereinbarter Ober- und Untergrenzen gehalten, kann der Abnehmer nach Bedarf oder in kurzen Zyklen (z. B. täglich oder wöchentlich) Produkte aus dem Lager abrufen. Die Errichtung von bestandslosen Umschlagspunkten erfordert einen höheren Koordinationsaufwand. Hierbei müssen auch von weit entfernten Lieferanten geringe Warenvolumina in kurzen Zyklen abgeholt und zum Hub transportiert werden. In diesem Fall bietet es sich an, verschiedene Quellknoten zu Touren zusammenzufassen und die eingesammelten Produkte gemeinsam zum Hub zu bringen. Dort werden die Waren sortiert und in Sammelladungen zum Werk des Abnehmers transportiert. Auf diese Weise können die Anzahl der Anlieferungen am Zielknoten und auch die dortigen Handlungaktivitäten pro Tag reduziert werden.

Im *Outbound Network* (few-to-many network) werden Produkte von verhältnismässig wenigen Quellknoten zu vielen Zielknoten transportiert. Diese Problemstellung tritt auf, wenn Waren von Produktionsstätten (z. B. der Textil- oder Lebensmittelindustrie) zu Einzelhändlern gebracht werden müssen. Ebenso wie beim Inbound Network fungieren die einzelnen Knoten entweder als Quell- oder als Zielknoten. Die Verteilung der Waren kann sowohl direkt, als auch über Lager- bzw. Hubstandorte erfolgen. Eine direkte Lieferung ist insbesondere dann sinnvoll, wenn das Volumen der auszuliefernden Produkte die Kapazität eines vorhandenen Fahrzeugs (fast) vollständig einnimmt. Andernfalls ist ein indirekter Transport vorzusehen, wobei der Transport zwischen Quellknoten und Lager- bzw. Hub-

standorten in der Regel in vollen Ladungen durchgeführt wird und zur Konsolidierung von Produkten aus unterschiedlichen Produktionsstätten dient. Auf diese Weise können im Hub Produktpakete geschnürt und anschliessend zum Kunden geleitet werden. Diese Feinverteilung wird typischerweise in Touren durchgeführt, um auch weit entfernt liegende Zielknoten mit geringen Bestellmengen effizient beliefern zu können.

Das *Courier-Express-Parcel (CEP) Network* (many-to-many network) stellt eine Verallgemeinerung des Inbound und Outbound Networks dar und wird im Folgenden als Grundlage für die Entwicklung eines allgemeingültigen Metamodells verwendet. Es wird vornehmlich von Logistikdienstleistern unterhalten, mit dem Ziel, Güter von vielen Quellknoten zu vielen Zielknoten zu transportieren. Im CEP-Netz können einzelne Knoten zum einen als Quellen und zum anderen als Senken fungieren. Zur Konsolidierung der Warenströme werden Sendungen in der Regel über Hubstandorte geleitet. Da die Abhol- bzw. Auslieferungsmenge an den Knoten häufig gering ist, wird der Transport zwischen Quell- bzw. Zielknoten und Hub in Touren durchgeführt. Nur im seltenen Komplettladungsfall, wenn die Fracht die Kapazität eines Fahrzeugs ausfüllt, kann eine direkte Quell-/Zielknoten-Verbindung vorgesehen werden.

Die bezüglich ihrer Größenordnung relevanten Kostenpositionen für ein Unternehmen, das eines der drei vorgestellten Netzwerke unterhält, setzen sich aus den fixen Kosten, die bei der Eröffnung bzw. Unterhaltung eines Hub-Standortes entstehen, sowie den variablen Kosten, die sich beim Transport der Güter (direkt oder in Touren) ergeben, zusammen. Zur Gestaltung und Bewertung der resultierenden Transportnetze müssen ein diskretes *Standortproblem* und ein *Tourenplanungsproblem* gelöst werden. Hierbei sind aus einer Menge potentieller Hubstandorte diejenigen zu wählen, die, in Verbindung mit den entsprechenden Tourenplänen, eine Minimierung der gesamten Kosten erlauben. Bei der Ermittlung von Rahmentouren, die einen oder mehrere Knoten beinhalten, wird davon ausgegangen, dass jeder Knoten genau einmal zu besuchen und dabei der jeweilige Bedarf zu decken ist (vgl. z. B. *Toth/Vigo* 2002 oder *Domschke/Scholl* 2010). Auf diese Weise kommt es zu keinem unnötigen Schedulingaufwand in den Knoten, bei dem die ankommenden Fahrzeuge einzelnen Zeitfenstern an den Verladerampen zugeordnet werden müssen.

3. Modellformulierung

Die in Kapitel 2 betrachteten Problemstellungen unterscheiden sich grundsätzlich nur in der Anzahl an Quell- und Zielknoten sowie den resultierenden Wegverbindungen. Abschnitt 3.1 spezifiziert ein allgemeines Metamodell, das zur Lösung der vorgestellten Probleme herangezogen werden kann. In Abschnitt 3.2 wird dann die zugehörige mathematische Modellformulierung detailliert erläutert.

3.1. Spezifikation des Problems

Bei der Konfiguration von Transportnetzwerken werden langfristig bindende Entscheidungen getroffen, die im Zeitverlauf nur bedingt verändert werden können. Aus diesem Grund sollten die im Rahmen der strategischen Planung bereits absehbaren operativen Planungsprobleme antizipiert werden. Einmal getroffene Entscheidungen über Anzahl und Lage von Hubstandorten sind über Jahre hinweg Ausgangspunkt von Transport- und Tourenplanung. Im Folgenden behandeln wir die Standort- und Tourenplanung in einem simultan-

nen Planungsansatz. Zudem wird eine statische Betrachtung zugrunde gelegt (vgl. z. B. auch *Kuby/Gray* 1993; *Crainic et al.* 1993; *Cunha/Silva* 2007; *Takano/Arai* 2009), da wir davon ausgehen, dass es sich bei der berücksichtigten Planungsperiode um eine typische und repräsentative Periode handelt. In diesem Fall ist es möglich, alle Daten, die sich im Laufe der Zeit verändern können, zu „mitteln“ (*Maßmann* 2005).

Die räumliche Struktur des vorliegenden Netzwerkdesignproblems wird durch einen gerichteten Graphen $G = (V, A)$ mit Knotenmenge V und Pfeilmenge A repäsentiert. Die Knotenmenge $V = I \cup J \cup H$ besteht aus Quellknoten I , Zielknoten J sowie potentiellen Hubstandorten H . Es gilt $I \cap J = \emptyset$, das heisst Knoten, die sowohl als Quelle als auch als Senke fungieren, müssen dupliziert werden. Die Menge A beinhaltet Pfeile $\langle i, j \rangle$ mit $i \in I, j \in V; i \in H, j \in I \cup J; i \in J, j \in J \cup H$. Jedem Pfeil sind die Transportkosten $c_{ij} > 0$, die ggf. pauschalisierte Zollzuschläge enthalten, zugeordnet.

Bei der Eröffnung eines Hubs $h \in H$ fallen fixe Kosten für Grundstück, Gebäude, Maschinen, Anlagen, Personal etc. in Höhe von $f_h > 0$ an. Ausgehend von einem geöffneten Hub können Rahmentouren konstruiert werden. In Hub h sind genau r_h homogene Fahrzeuge mit einer Kapazität von $Cap > 0$ stationiert. Alle Fahrzeuge $k \in K$ kehren am Ende einer Tour immer zu ihrem Heimatdepot $h \in H : k \rightarrow h$ zurück, es werden also nur geschlossene Touren gefahren. Um Waren von einem Quell- zu einem Zielknoten zu bringen, wird der Transport in der Regel über einen Hubstandort geleitet, in dem die ankommenen Produkte vor dem Weitertransport den Zielen gemäss sortiert werden. Zudem kann auch eine Direktverbindung zwischen Quellen und Senken etabliert werden. Insgesamt können Touren zwischen Quellknoten, zwischen Zielknoten oder übergreifende Touren zwischen Quell- und Zielknoten gebildet werden. *Abbildung 1* zeigt die verschiedenen Ausprägungen von Rahmentouren, wobei $i_1, i_p, i_m, i_n \in I$, $j_1, j_p, j_m, j_n \in J$ und $h_1, h_2 \in H$ gilt.



Abbildung 1: Mögliche Rahmentouren ausgehend von einem Hub

Jeder Knoten $i \in I$ besitzt einen Einsammlungsbedarf und jeder Knoten $j \in J$ einen Auslieferungsbedarf. Hierbei ist $0 \leq a_{ij}^p \leq Cap$ die Menge von Produkt $p \in P$, die in Quelle $i \in I$ eingesammelt und zum Ziel $j \in J : i \rightarrow j$ transportiert werden muss. Knotenbedarfe werden in abstrahierten Transporteinheiten angegeben, die sich aufgrund von Grösse und Gewicht der Waren bestimmen lassen.

Um die Konsolidierung von Waren in den Hubs durchführen zu können, muss eine zeitliche Entzerrung der Abhol- und Auslieferungstouren erfolgen. Nur Produkte, die bereits im Hub angekommen sind, können von dort aus weiter transportiert werden. Bei der Planung der Touren wird daher die Zweistufigkeit des Netzes ausgenutzt und angenommen, dass jedes Fahrzeug zweimal im Planungszeitraum eingesetzt werden kann. In der ersten Tour würde dann entweder eine Einsammlung von Waren (vgl. *Abbildung 1* links) oder eine Einsammlung und anschliessende Auslieferung (vgl. *Abbildung 1* rechts) stattfinden.

In der zweiten Tour ist analog eine Auslieferung von Waren oder eine Einsammlung und anschliessende Auslieferung möglich.

3.2. Mathematisches Modell

Zur Formulierung des mathematischen Modells werden neben den in Abschnitt 3.1 eingeführten Mengen und Daten nachstehende Entscheidungs- und Hilfsvariablen verwendet.

x_{ij}^k Binärvariable: 1, wenn Fahrzeug $k \in K$ von Knoten i zu Knoten j fährt ($i \in I, j \in V; i \in H, j \in I \cup J; i \in J, j \in J \cup H$); 0 sonst,
 y_h Binärvariable: 1, wenn Hubstandort $h \in H$ eröffnet wird; 0 sonst,
 $L_{ip}^k \geq 0$ Menge von Produkt $p \in P$, die Fahrzeug $k \in K$ (auf der ersten Tour) nach Besuch des Knoten $i \in I \cup J$ geladen hat, bzw. Menge bei Ankunft im Hub $h \in H$,
 $\tilde{L}_{ip}^k \geq 0$ Menge von Produkt $p \in P$, die Fahrzeug $k \in K$ (auf der zweiten Tour) nach Besuch des Knoten $i \in I \cup J$ geladen hat,
 $Ld_{ip}^k \geq 0$ Menge von Produkt $p \in P$, die ab Knoten $i \in J \cup H$ noch auszuliefern ist, inkl. der Menge, die bei i ausgeliefert wird.

Insgesamt ergibt sich das folgende gemischt-ganzzahlige lineare Programm für die speziisierte Problemstellung.

$$\text{Min. } \sum_{i \in I} \sum_{j \in V} \sum_{k \in K} c_{ij} x_{ij}^k + \sum_{i \in H} \sum_{j \in I \cup J} \sum_{k \in K} c_{ij} x_{ij}^k + \sum_{i \in J} \sum_{j \in J \cup H} \sum_{k \in K} c_{ij} x_{ij}^k + \sum_{h \in H} f_h y_h \quad (1)$$

Unter den Nebenbedingungen:

$$\sum_{k \in K} \sum_{\substack{m \in I \\ m \neq i}} x_{mi}^k + \sum_{k \in K} \sum_{\substack{h \in H: \\ k \rightarrow h}} x_{hi}^k = 1 \quad i \in I \quad (2)$$

$$\sum_{\substack{i \in V \\ i \neq j}} \sum_{k \in K} x_{ij}^k = 1 \quad j \in J \quad (3)$$

$$\sum_{i \in I} x_{hi}^k \leq 2; \quad \sum_{i \in J} x_{hi}^k \leq 1 \quad h \in H, \quad k \in K \quad (4)$$

$$\sum_{\substack{k \in K: \\ k \rightarrow h}} \sum_{i \in I} x_{hi}^k \leq 2 \quad r_h y_h; \quad \sum_{\substack{k \in K: \\ k \rightarrow h}} \sum_{j \in J} x_{jh}^k \leq 2 \quad r_h y_h \quad h \in H \quad (5)$$

$$\sum_{\substack{k \in K: \\ k \rightarrow h}} \sum_{i \in I} x_{ih}^k \leq r_h y_h; \quad \sum_{\substack{k \in K: \\ k \rightarrow h}} \sum_{j \in J} x_{jh}^k \leq r_h y_h \quad h \in H \quad (6)$$

$$\sum_{\substack{h \in H: \\ k \rightarrow h}} x_{hi}^k + \sum_{\substack{m \in I \\ m \neq i}} x_{mi}^k - \sum_{\substack{m \in I \\ m \neq i}} x_{im}^k - \sum_{\substack{h \in H: \\ k \rightarrow h}} x_{ih}^k - \sum_{j \in J} x_{ij}^k = 0 \quad i \in I, \quad k \in K \quad (7)$$

$$\sum_{i \in I} x_{ih}^k + \sum_{j \in J} x_{jh}^k - \sum_{i \in I} x_{hi}^k - \sum_{j \in J} x_{hj}^k = 0 \quad h \in H: k \rightarrow h, \quad k \in K \quad (8)$$

$$\sum_{\substack{i \in I: \\ i \rightarrow j}} x_{ij}^k + \sum_{\substack{h \in H: \\ k \rightarrow h}} x_{hj}^k + \sum_{\substack{n \in J \\ n \neq j}} x_{nj}^k - \sum_{\substack{h \in H: \\ k \rightarrow h}} x_{jh}^k - \sum_{\substack{n \in J \\ n \neq j}} x_{jn}^k = 0 \quad j \in J, k \in K \quad (9)$$

$$L_{ip}^k \leq \sum_{\substack{j \in J: \\ i \rightarrow j}} a_{ij}^p + \text{Cap}(1 - x_{hi}^k) \quad i \in I, h \in H, k \in K, p \in P \quad (10)$$

$$L_{mp}^k \leq L_{ip}^k + \sum_{\substack{j \in J: \\ m \rightarrow j}} a_{mj}^p + \text{Cap}(1 - x_{im}^k) \quad m, i \in I, m \neq i, k \in K, p \in P \quad (11)$$

$$L_{hp}^k \leq L_{ip}^k + \text{Cap}(1 - x_{ih}^k) \quad i \in I, h \in H, k \in K, p \in P \quad (12)$$

$$L_{jp}^k \leq L_{ip}^k - \sum_{\substack{m \in I: \\ m \rightarrow j}} a_{mj}^p + \text{Cap}(1 - x_{ij}^k) \quad i \in I, j \in J, k \in K, p \in P \quad (13)$$

$$L_{jp}^k \leq L_{np}^k - \sum_{\substack{i \in I: \\ i \rightarrow j}} a_{ij}^p + \text{Cap}(1 - x_{nj}^k) \quad n, j \in J, n \neq j, k \in K, p \in P \quad (14)$$

$$L_{hp}^k \leq L_{jp}^k + \text{Cap}(1 - x_{jh}^k) \quad j \in J, h \in H, k \in K, p \in P \quad (15)$$

$$\sum_{p \in P} L_{ip}^k \leq \text{Cap} \quad i \in V, k \in K \quad (16)$$

$$L_{hp}^k \leq \text{Cap} \sum_{i \in I \cup J} x_{ih}^k \quad h \in H : k \rightarrow h, k \in K, p \in P \quad (17)$$

$$\tilde{L}_{ip}^{k'} \leq \sum_{\substack{k \in K: \\ k \rightarrow h}} L_{hp}^k + \sum_{\substack{j \in J: \\ i \rightarrow j}} a_{ij}^p + \text{Cap}(1 - x_{hi}^{k'}) \quad i \in I, h \in H, k' \in K, p \in P \quad (18)$$

$$\tilde{L}_{jp}^{k'} \leq \sum_{\substack{k \in K: \\ k \rightarrow h}} L_{hp}^k - \sum_{\substack{i \in I: \\ i \rightarrow j}} a_{ij}^p + \text{Cap}(1 - x_{hj}^{k'}) \quad j \in J, h \in H, k' \in K, p \in P \quad (19)$$

$$\tilde{L}_{mp}^{k'} \leq \tilde{L}_{ip}^{k'} + \sum_{\substack{j \in J: \\ m \rightarrow j}} a_{mj}^p + \text{Cap}(1 - x_{im}^{k'}) \quad i, m \in I, i \neq m, k \in K, p \in P \quad (20)$$

$$\tilde{L}_{jp}^{k'} \leq \tilde{L}_{ip}^{k'} - \sum_{\substack{m \in I: \\ m \rightarrow j}} a_{mj}^p + \text{Cap}(1 - x_{ij}^{k'}) \quad i \in I, j \in J, k \in K, p \in P \quad (21)$$

$$\tilde{L}_{jp}^{k'} \leq \tilde{L}_{np}^{k'} - \sum_{\substack{i \in I: \\ i \rightarrow j}} a_{ij}^p + \text{Cap}(1 - x_{nj}^{k'}) \quad n, j \in J, n \neq j, k \in K, p \in P \quad (22)$$

$$\sum_{p \in P} \tilde{L}_{ip}^k \leq \text{Cap} \quad i \in I \cup J, k \in K \quad (23)$$

$$Ld_{jp}^k \geq \sum_{\substack{i \in I: \\ i \rightarrow j}} a_{ij}^p \quad j \in J, k \in K, p \in P \quad (24)$$

$$Ld_{np}^k \geq Ld_{jp}^k + \sum_{\substack{i \in I: \\ i \rightarrow n}} a_{in}^p - Cap \left(1 - x_{nj}^k \right) \quad n, j \in J, n \neq j, k \in K, p \in P \quad (25)$$

$$Ld_{hp}^k \geq Ld_{jp}^k - Cap \left(1 - x_{hj}^k \right) \quad j \in J, h \in H, k \in K, p \in P \quad (26)$$

$$\sum_{\substack{k \in K: \\ k \rightarrow h}} Ld_{hp}^k \geq \sum_{\substack{k \in K: \\ k \rightarrow h}} Ld_{hp}^k \quad h \in H, p \in P \quad (27)$$

$$\sum_{p \in P} Ld_{ip}^k \leq Cap \quad i \in J \cup H, k \in K \quad (28)$$

$$x_{ij}^k \in \{0,1\} \quad \begin{array}{l} i \in I, j \in V; i \in H, j \in I \cup J; \\ i \in J, j \in J \cup H, k \in K \end{array} \quad (29)$$

$$y_h \in \{0,1\} \quad h \in H \quad (30)$$

Zielfunktion (1) bestimmt die gesamten anfallenden Transport- und Errichtungskosten, die zu minimieren sind. Nebenbedingungen (2) und (3) gewährleisten, dass jeder Quellknoten und jeder Zielknoten genau einmal angefahren und bedient werden. Durch die Restriktionen (4) wird jedem Fahrzeug erlaubt, bis zu zweimal zu einem Quellknoten und bis zu einmal zu einem Zielknoten aus seinem Hub zu starten. Restriktionen (5) und (6) geben unter Beachtung der an einem Hub vorhandenen Fahrzeuge an, wie oft ein Hub in Richtung der Quellen bzw. Senken verlassen und wieder angefahren werden kann. Bedingungen (7) bis (9) stellen die Flussbedingungen für die Quellknoten, Hubs und Zielknoten dar. Bedingungen (10) bis (15) definieren den Ladestatus eines Fahrzeugs nach dem Verlassen des ersten Knotens, der immer eine Quelle darstellt, und aller weiteren Knoten im Verlauf einer ersten Tour. Bedingungen (17) sorgen dafür, dass die Produktmenge in einem nicht erreichten Hub auf Null gesetzt wird. Restriktionen (18) und (19) gewährleisten, dass maximal die im Hub vorhandene Produktmenge von einem Fahrzeug abtransportiert wird. Bedingungen (20) bis (22) definieren den Ladestatus eines Fahrzeugs nach dem Verlassen des ersten Knotens, der entweder eine Quelle oder Senke darstellt, und aller weiteren Quell- bzw. Zielknoten im Verlauf einer zweiten Tour. Mit Hilfe der Restriktionen (24) bis (26) wird bestimmt, wie gross die Produktmenge ist, die auf der zweiten Tour im Depot in ein Fahrzeug geladen wird. Hierzu wird die auszuliefernde Produktmenge vom letzten bis zum ersten Knoten der Tour aufaddiert. Bedingungen (27) sichern, dass der ankommende und abgehende Fluss der einzelnen Produkte in den Hubs ausgeglichen ist. Zuletzt sorgen die Restriktionen (16), (23) und (28) dafür, dass die Kapazität der Fahrzeuge eingehalten wird. Weitere spezifische Restriktionen im internationalen Kontext, die z. B. dafür sorgen, dass Touren nur innerhalb eines Landes durchgeführt werden, lassen sich durch Vorbelegung der Binärvariablen verwirklichen (d. h. $x_{ij}^k = 0$ für alle $k \in K$, falls i, j in unterschiedlichen Ländern liegen).

Um die Konstruktion des zugrunde liegenden Netzwerks und die Struktur eines resultierenden Tourenplans zu verdeutlichen, zeigt die Abbildung 2 eine Lösung einer ausgewählten Instanz mit $|I| = 4$, $|J| = 4$, $|H| = 3$, bei der nur ein Hub errichtet wurde. An den Quellknoten werden jeweils vier unterschiedliche Produkte hergestellt (d. h. der Index p entspricht dem Index des Quellknotens). Die zu transportierenden Mengen zwischen den

Knoten sind in der Tabelle angegeben. Die Kapazität der zwei in h_2 vorhandenen Fahrzeuge beträgt 30 Transporteinheiten.

Legende:

		Ladestatus				
		p_1, p_2, p_3, p_4				
		1	2	3	4	
a_{ij}		1	4	2	2	
1		3	2	3	3	
2		3	1	1	1	
3		2	2	1	1	
4						

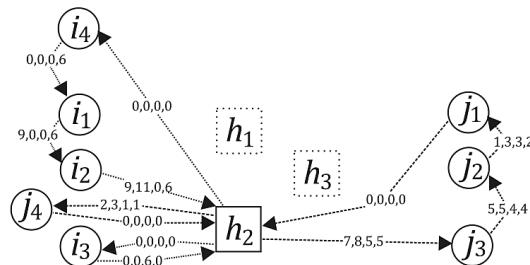


Abbildung 2: Lösung einer ausgewählten Instanz

4. Lösungsansatz

Bei dem vorliegenden Netzwerkdesignproblem handelt es sich um ein NP-schweres Problem (Abdinnour-Helm/Venkataramanan 1998), daher können in der Regel nur kleine Instanzen in akzeptabler Zeit optimal gelöst werden. Für Instanzen praxisrelevanter Grösse kann mit heuristischen Verfahren häufig in wenigen Sekunden eine gute Näherungslösung gefunden werden. Im Folgenden stellen wir einen Lösungsansatz für das zugrunde liegende Tourenplanungsproblem vor, der gleichzeitig eine Lösung für das Standortproblem generiert. Hierbei werden auf Grundlage des Savings-Algorithmus von Clarke und Wright (1964) Touren gebildet. Der *Savings-Algorithmus* wurde in seiner ursprünglichen Form für Eindepot-Tourenplanungsprobleme entwickelt. Ausgehend von einem Tourenplan, der für jeden Knoten eine separate Pendeltour beinhaltet, werden in den einzelnen Verfahrensschritten je zwei Touren miteinander verschmolzen. Der Algorithmus terminiert, sobald keine Kostensparnis mehr durch das Zusammenlegen von Touren realisiert werden kann.

Eine *Modifikation* bzw. *Erweiterung* des Savings-Algorithmus zur Lösung des vorliegenden Problems muss zum einen Touren ausgehend von mehreren Depots (Hubs) generieren und zum anderen die Tourenplanung in einem zweistufigen Netz bewerkstelligen können. Hierbei ist die direkte Abhängigkeit einer Lösung der zweiten Netzwerkstufe von einer Lösung der ersten Stufe zu berücksichtigen. Sobald mehrere Quellknoten in einer Tour miteinander verbunden sind, müssen alle im jeweiligen Hub angelieferten Produkte auch aus diesem zu den Zielknoten transportiert werden. In Abschnitt 4.1 wird zunächst die Initialisierung des Algorithmus behandelt, während Abschnitt 4.2 das Vorgehen in den einzelnen Verfahrensschritten erläutert. In Abschnitt 4.3 wird die Nachbearbeitung einer gewonnenen Lösung beschrieben. Schliesslich wird in Abschnitt 4.4 eine Multi-Start-Variante des Verfahrens vorgestellt.

4.1. Initialisierung

Der Algorithmus beginnt mit einem Tourenplan T , der für jeden Quell- bzw. Zielknoten $|H|$ Pendeltouren beinhaltet, d. h., jeder Knoten wird von jedem Hub $h \in H$ genau einmal angefahren. Da in der Regel nicht gewährleistet ist, dass die Fahrzeugflotte in Hub h all

diese Pendeltouren durchführen kann, fügen wir zu Beginn des Verfahrens fiktive Fahrzeuge hinzu, die im Verlauf sukzessiv eliminiert werden. In jedem Verfahrensschritt werden je zwei Touren zu einer Kombinationstour zusammengefasst. Die sich durch die Verknüpfung ergebende Transportkostensparnis berechnen wir mit Hilfe von *Savings*. Werden die Savings wie im originären Algorithmus gemäss $s_{ijh} := c_{ih} + c_{hj} - c_{ij}$; $i, j \in I \cup J, i \neq j, h \in H$ berechnet, so kann bei der Durchführung ein Wachsen der Touren vom „Randgebiet ins Zentrum“ beobachtet werden. Insbesondere bedingen die an der Peripherie liegenden Knoten in Kombination mit einem weit entfernten Hub die grössten Savings und werden daher sofort zu Beginn des Algorithmus untersucht. Betrachten wir dazu das in *Abbildung 3* dargestellte Beispiel mit zwei Hubs h_1, h_2 und zwei Knoten 1, 2.

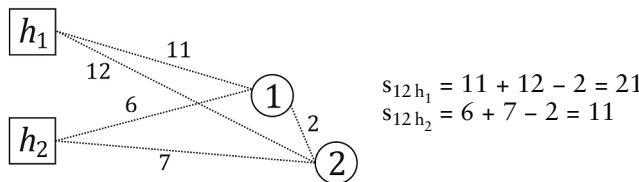


Abbildung 3: Realisierung von Savings

Das Saving s_{12h_1} ist am grössten und würde daher zuerst auf Realisierbarkeit überprüft und, falls keine Restriktionen verletzt sind, auch realisiert werden. Da allerdings eine, die Knoten 1 und 2 verbindende, Tour über das Hub h_2 Kosten in Höhe von 15 Geldeinheiten (GE) verursachen würde (im Gegensatz zu 25 GE für die Tour $(h_1, 1, 2, h_1)$), würde das Ziel, die Gesamtstrecke zu minimieren, verfehlt. Um dieser Problematik entgegen zu wirken, verwenden wir die Idee von Poot *et al.* (2002), in der die Knoten entsprechend ihrer geographischen Lage einzelnen Regionen zugeordnet werden. Für jeden Knoten $i \in V$ wird daher das nächstgelegene Hub h' berechnet und die Hubzugehörigkeit von i durch $\alpha_i := h'$ gespeichert. Um ein Zusammenlegen von Knoten mit der gleichen Hubzugehörigkeit zu fördern, erhalten die jeweiligen Savings eine künstliche Erhöhung durch einen vorgegebenen Parameter $\delta > 1$ gemäss

$$s_{ijh} := \begin{cases} (c_{ih} + c_{hj} - c_{ij})\delta, & \text{wenn } \alpha_i = \alpha_j = \alpha_h \\ c_{ih} + c_{hj} - c_{ij}, & \text{sonst} \end{cases}, \quad i, j \in I \cup J, \quad i \neq j, \quad h \in H.$$

Bei der Konsolidierung von Waren in den Hubs muss die Abhängigkeit der Lösungen verschiedener Netzwerkstufen beachtet werden. Sobald eine Tour durch Zusammenlegung von Knoten generiert wurde, ist bekannt, über welchen Hub der Transport der jeweiligen Waren verlaufen muss. Die Information über Zuordnungen von Senken zu Hubs wird in einer Zuordnungsmatrix $Z = (z_{hj})_{h \in H, j \in J}$ gespeichert. Beispielsweise ist das Element $z_{hj} := 1$, wenn die Senke $j \in J$ dem Hub $h \in H$ zugeordnet wurde. Auf diese Weise kann bei der Prüfung eines Savings ermittelt werden, ob bereits eine (implizite) Zuordnung für die Knoten i und j zu einem Hub vorliegt oder eine Zuordnung etabliert werden kann.

4.2. Verfahrensverlauf

In den einzelnen Verfahrensschritten werden je zwei Touren t^1 und t^2 zu einer Kombinationstour t' zusammengefasst, indem ein Randknoten i von t^1 mit einem Randknoten j von t^2 verbunden wird. Bei der Verknüpfung zweier Randknoten muss die Besuchsreihenfolge der zugehörigen Touren gegebenenfalls umgekehrt werden. Sollen beispielsweise die Knoten i und j der Touren (h, \dots, i, h) und (h, \dots, j, h) miteinander verschmolzen werden, so ist die zweite Tour umzukehren. Die Kombinationstour ergibt sich zu $(h, \dots, i, j, \dots, h)$. Da unterschiedliche Touren kombiniert werden, ist die Bildung von Kurzzyklen ohne einen Hubstandort ausgeschlossen. Aus der Menge potentieller Kombinationstouren wird immer eine zulässige Tour mit maximaler Kostenersparnis, das heisst mit maximalem Saving, gewählt.

In jedem Hauptschritt wird ein Saving bestimmt und auf Realisierbarkeit überprüft. Da eine Konsolidierung der Waren in den Hubs erzwungen werden soll, sind zunächst keine Direktverbindungen zwischen Quellen und Senken zuzulassen. Die jeweiligen Savings mit $i \in I$, $j \in J$ bzw. $i \in J$, $j \in I$ werden ohne Überprüfung verworfen. Für alle anderen Savings s_{ijh} werden die Knoten i und j verbunden, wenn die Kapazität der Fahrzeuge ausreicht, um die Tour zu fahren und aufgrund der Informationen in der Zuordnungsmatrix $Z = (z_{hj})_{h \in H, j \in J}$ eine Zusammenlegung möglich ist. Hierzu sind zwei Fälle zu unterscheiden. Handelt es sich bei den Knoten i und j um Senken, dann muss entweder eine Zuordnung der Knoten zu Hub h oder keine Zuordnung vorliegen, d. h. $z_{hi} = z_{hj} = 1$; $\sum_h z_{hi} = 0$, $z_{hj} = 1$; $z_{hi} = 1$, $\sum_h z_{hj} = 0$ oder $\sum_h z_{hi} = \sum_h z_{hj} = 0$, $i, j \in J$, $h \in H$. Sind i und j Quellknoten, so ist zu prüfen, welche Ziele von $i, j \in I$ aus erreicht werden müssen, d. h., für welche Knoten $n \in J$ die Mengen a_{in}^p bzw. a_{jn}^p grösser als Null sind. Für all diese Zielknoten $n \in J$ darf ebenfalls entweder eine Zuordnung zu Hub h oder keine Zuordnung gespeichert sein. An dieser Stelle ist auch die Integration von weiteren Nebenbedingungen mit zugehörigen Abfragen möglich. Beispielsweise können Knotenzeitenfenster $[e_p \ I_i]$ berücksichtigt werden, wobei e_i die früheste und I_i die späteste Anfangszeit der Bedingung in Knoten $i \in I \cup J$ beschreibt.

Sobald ein Saving realisiert wird, müssen die Zuordnungsmatrix Z und der zugrunde liegende Tourenplan T angeglichen werden. Zu Beginn des Verfahrens beinhaltet T für jedes Hub $h \in H$ einen Vektor V_h mit Pendeltouren (h, i, h) , $i \in I \cup J$. Bei einer Zusammenlegung der Touren t^1 und t^2 zu einer am Hub h beginnenden Kombinationstour t' ist im Vektor V_h eine ursprüngliche Tour t^1, t^2 durch t' zu überschreiben und die jeweils andere zu eliminieren. Zudem kann es vorkommen, dass auch Elemente der Vektoren $V_{h'}$ mit $h' \neq h$ entfernt werden müssen. Abbildung 4 zeigt anhand von zwei Hubs und zehn Knoten drei mögliche Vektorverkürzungen auf, die bei der Realisierung eines Savings s_{ijh} zu berücksichtigen sind.

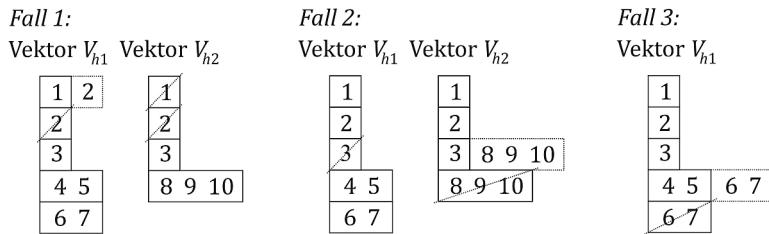


Abbildung 4: Möglichkeiten der Vektorverkürzung

Werden in V_h zwei Pendeltouren verschmolzen (Fall 1), müssen in allen anderen Vektoren $V_{h'}$ mit $h' \neq h$ beide Elemente, die die jeweiligen Pendeltouren beinhalten, eliminiert werden. Wird in V_h eine Pendeltour mit einer Tour zusammengelegt, die bereits mehr als einen Knoten beinhaltet (Fall 2), ist in allen $V_{h'}$ mit $h' \neq h$ die jeweilige Pendeltour zu streichen. Beim Verschmelzen zweier Touren mit mehr als einem Knoten werden die Vektoren anderer Hubs nicht berücksichtigt.

Im Laufe des Algorithmus kann es passieren, dass ein Hub-Vektor keine Touren mehr beinhaltet. In diesem Fall gehen von dem entsprechenden Hub h keine Touren aus und h braucht nicht eröffnet zu werden (Lösung des Standortproblems).

4.3. Nachbearbeitung

Der Algorithmus terminiert, sobald keine Savings mehr realisiert werden können. Beinhaltet die erhaltene Lösung noch Pendeltouren, so sind diese in allen Hub-Vektoren V_h , $h \in H$ enthalten. Im Rahmen der Nachbearbeitung müssen daher Pendeltouren identifiziert und eliminiert werden.

Enthält der Vektor V_h eine Pendeltour (h, i, h) , so ist festzustellen, ob der Knoten i eine Quelle oder eine Senke im zugrunde liegenden Netzwerk darstellt. Im Fall $i \in J$ kann mit Hilfe der Zuordnungsmatrix direkt überprüft werden, ob i bereits einem Hub zugeordnet ist. Wurde für ein Hub h' $z_{h'i} = 1$ gespeichert, so ist während der Zusammenlegung von Touren schon entschieden worden, dass die Senke i von h' zu beliefern ist. Die Pendeltour verbleibt somit lediglich im Vektor $V_{h'}$. Wurde Zielknoten i noch keinem Hub zugeordnet, wird i vom nächstgelegenen Hub angefahren, d. h., die Pendeltour wird nur in $V_{h'}$ mit $h' = \alpha_i$ gespeichert. Im Fall $i \in I$ werden alle Zielknoten $n \in J$ bestimmt, die Produkte von i bekommen, für die somit $a_{in}^p > 0$ gilt. Für diese Knoten $n \in J$ muss, analog zum vorherigen Fall, ermittelt werden, ob bereits eine Zuordnung zu einem oder auch zu mehreren Hubs h'_1, \dots, h'_n vorliegt. Ist eine Zuordnung vorhanden, so verbleibt die Pendeltour in den relevanten Hub-Vektoren $V_{h'_1}, \dots, V_{h'_n}$ und wird in allen anderen eliminiert. Ist i hingegen noch keinem Hub zugeordnet, wird das jeweilige Hub wieder anhand der Hubzugehörigkeit ausgewählt. Abbildung 5 veranschaulicht die Eliminierung von Pendeltouren für eine Instanz mit drei Quellen i_1, i_2, i_3 , vier Senken j_1, \dots, j_4 und zwei Hubknoten h_1, h_2 . Die Quelle i_n liefert an die Senken j_n und j_{n+1} , $n = 1, \dots, 3$. Die Zuordnungsmatrix beinhaltet

tet bei der Terminierung des Algorithmus die Werte $z_{h_1 j_1} = z_{h_1 j_2} = z_{h_2 j_3} = z_{h_2 j_4} = 1$ sowie Null sonst. Im Rahmen der Nachbearbeitung können die beiden Pendeltouren (h_1, i_3, h_1) und (h_2, i_1, h_2) gestrichen werden. Knoten i_2 wird nach wie vor zweimal angefahren.

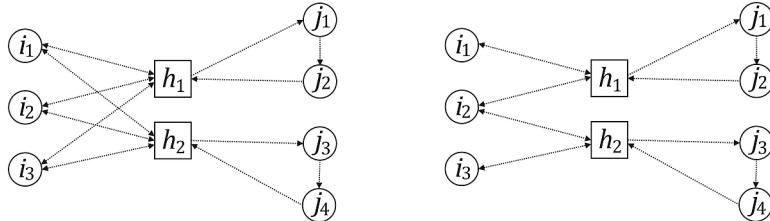


Abbildung 5: Lösung vor und nach der Eliminierung von Pendeltouren

Auf der ersten Stufe im Netzwerk kann es aufgrund der Vorgehensweise vorkommen, dass eine Quelle durch mehrere Pendeltouren erreicht wird. Diese Vereinfachung könnte im Extremfall dazu führen, dass mit dem Lösungsansatz eine kostengünstigere Lösung gefunden wird als mit einem exakten Ansatz. Daher wäre es sinnvoll, den mehrfachen Besuch bei einem Quellknoten mit zusätzlichen Kosten zu bestrafen. Auf der zweiten Stufe existiert zu jedem Zielknoten maximal eine Pendeltour.

Die Lösung, die der Algorithmus bis zum jetzigen Zeitpunkt gefunden hat, beinhaltet noch keine Direktverbindungen zwischen Quellen und Senken. In einem weiteren Nachbearbeitungsschritt soll nun beachtet werden, dass ein Fahrzeug Güter bei einem oder mehreren Quellknoten abholen und direkt, ohne zwischendurch ein Hub anzufahren, zu einem oder mehreren Zielknoten fahren kann. Hierzu ist im Vektor V_h , $h \in H$ für jede Tour t , die nur Quellknoten beinhaltet, zu prüfen, ob eine Tour t' existiert, die nur Zielknoten enthält, und ausschliesslich Waren von Knoten in t bekommt. In diesem Fall kann der letzte besuchte Knoten in t mit dem ersten Knoten in t' verbunden werden (vgl. Abbildung 1 rechts).

Falls die erhaltene Lösung mit den vorhandenen Fahrzeugen durchgeführt werden kann, ist eine zulässige Lösung für das zugrunde liegende Netzwerkdesignproblem gefunden.

4.4. Multi-Start-Verfahren

Das in den Abschnitten 4.1 bis 4.3 beschriebene Verfahren besitzt polynomiale Laufzeit in der Anzahl der Netzwerkknoten und der Fahrzeuge. Somit ist es in der Lage, in kurzer und für einen Benutzer aus der Praxis akzeptabler Zeit eine in der Regel zulässige Lösung zu bestimmen. Im Folgenden soll daher eine Multi-Start-Variante des Verfahrens diskutiert werden, die unterschiedliche Reihenfolgen des Zusammenlegens von Touren berücksichtigt. Anstatt nur Touren, die zu dem grössten, realisierbaren Saving gehören, zu verschmelzen, wird die Zusammenlegung mit Hilfe von Zufallsexperimenten gesteuert. Auf diese Weise erhalten wir in $\Omega > 0$ Aufrufen des Verfahrens maximal Ω unterschiedliche Lösungen. Sobald ein Abbruchkriterium erfüllt ist, wird die beste bis dahin ermittelte Lösung zurückgegeben.

In Anlehnung an *Gaskell* (1967), *Yellow* (1970) und *Paessens* (1988) schlagen wir eine Modifikation der Savings-Werte vor. Durch eine anschliessende Sortierung der zufällig modifizierten Savings nach nicht anwachsenden Kostenersparnissen erhält man mit hoher Wahrscheinlichkeit eine veränderte Reihenfolge, in der die Savings auf Realisierbarkeit überprüft werden. Für die vorliegende Problemstellung verändern wir die Savings-Werte s_{jih} , $i, j \in I \cup J$, $i \neq j$, $h \in H$ gemäss

$$s_{jih} := \gamma \cdot s_{jih}.$$

Dabei stellt γ eine im Intervall $[1 - \pi, 1 + \pi]$ gleichverteilte Zufallszahl dar und der Parameter $\pi \in [0,1]$ den Prozentsatz, um den der Wert eines Savings (nach oben bzw. unten) maximal verändert wird (π wird durch den Benutzer vorgegeben).

5. Experimentelle Performance-Analyse

Im Rahmen der folgenden experimentellen Performance-Analyse werden die Laufzeiten einer exakten und heuristischen Lösungsfindung untersucht. Dazu haben wir zunächst ein Testset zufällig generiert, das nur eine geringe Anzahl an Quell- und Zielknoten aufweist. Für die zugehörigen MIP-Modelle (vgl. Abschnitt 3.2) können mit Hilfe von GAMS und dem Solver CPLEX 12.1 exakte Ergebnisse generiert werden. *Tabelle 1* zeigt die Knotenzahlen der einzelnen Instanzen mit den zugehörigen Laufzeiten (in Sekunden) des exakten Verfahrens und des heuristischen Multi-Start-Verfahrens mit $\delta := 2$, $\pi := 0,8$ sowie einem Abbruchkriterium von $\Omega = 10.000$ Aufrufen. Für alle Instanzen liefert das heuristische Verfahren eine optimale Lösung.

I	J	H	V	Laufzeit CPLEX	Laufzeit Heuristik
3	3	2	8	0	23
3	4	3	9	36	19
4	3	2	10	0	24
4	3	3	10	3	25
4	4	2	10	2	22
4	4	3	11	655	22
3	6	2	11	751	21
5	5	2	12	>1.800	25

Tabelle 1: Laufzeiten des exakten und heuristischen Verfahrens

Bereits ab einer Anzahl von zwölf Knoten kann das exakte Verfahren innerhalb von einer halben Stunde die Enumeration nicht beenden und damit keine optimale Lösung bestimmen. Die Laufzeiten des Multi-Start-Verfahrens sind verhältnismässig gering und variieren nur wenig.

Die weitere Validierung des heuristischen Verfahrens erfolgt anhand von 18 praxisnahen Fallbeispielen mit einem Planungszeitraum von einem Monat, wobei je sechs Instanzen der einzelnen Problemklassen Inbound, Outbound und CEP-Network erzeugt wurden. Die Netzwerkkonfigurationen der Szenarien unterscheiden sich hinsichtlich der Anzahl und Lage der Quell-, Ziel- und Hubknoten sowie der Anzahl der Fahrzeuge in den Hubs.

Da eine Skalierung der zu transportierenden Mengen vorgenommen wird, kann die Kapazität der Fahrzeuge relativ klein gewählt werden. Zudem sprechen wir von einer vollbesetzten Mengenmatrix (vm), wenn jede Quelle mindestens $|J|/4$ Ziele beliefert, ansonsten handelt es sich um eine nicht vollbesetzte Mengenmatrix (nvm). *Tabelle 2* zeigt die zugrunde gelegten Daten der einzelnen Instanzen, die Anzahl der errichteten Hubs sowie Zielfunktionswerte (in Geldeinheiten) und Laufzeiten (in Sekunden) der Lösungen.

$ I $	$ J $	$ H $	Matrix	$r_h, h \in H$	Cap	# Hubs	Zielfunktionswert	Laufzeit
38	9	4	nvm	12	8	1	123.647	221
38	9	4	vm	14	10	1	128.263	452
56	14	5	nvm	16	10	1	135.515	837
56	14	5	vm	18	12	1	146.099	1.392
76	18	7	nvm	20	15	1	157.399	3.244
76	18	7	vm	30	18	1	175.029	5.942
9	38	4	nvm	12	8	3	344.835	182
9	38	4	vm	14	10	3	345.913	210
14	56	5	nvm	16	10	2	246.119	486
14	56	5	vm	18	12	2	270.658	638
18	76	7	nvm	20	15	2	258.085	1.066
18	76	7	vm	30	18	2	283.310	1.338
23	24	4	nvm	12	8	3	372.108	186
23	24	4	vm	14	10	4	490.866	232
35	35	5	nvm	16	10	2	287.142	920
35	35	5	vm	18	12	5	667.168	683
47	47	7	nvm	20	15	1	263.934	1.514
47	47	7	vm	30	18	2	312.220	1.527

Tabelle 2: Beschreibung der Instanzen und Ergebnisse des heuristischen Verfahrens

Für die vorgestellten Fallbeispiele kann das heuristische Lösungsverfahren mit $\delta := 2$, $\pi := 0,8$ und einem Abbruch bei $\Omega = 10.000$ Aufrufen in der Regel in weniger als einer Stunde eine Lösung generieren. Auffällig ist, dass das Verfahren insbesondere beim Inbound Network (mit wenigen Zielknoten) im Gegensatz zu den beiden anderen Konfigurationen längere Laufzeiten benötigt. Dies kann anhand der Implementierung der Zuordnungsma-
trix erklärt werden. Für jeden Quellknoten $i \in I$ ist zu prüfen, welche Zielknoten ausgehend von i erreicht werden. Naturgemäß sind die Laufzeiten bei einer vollbesetzten Mengenmatrix höher als bei einer nicht vollbesetzten Matrix (ausser bei Instanz 35-35-5). Die generierten Zielfunktionswerte hängen massgeblich davon ab, wie viele Hubs in der erhaltenen Lösung eingerichtet worden sind. Das Inbound Network kommt bei allen Instanzen mit nur einem Hub aus, während die anderen Instanzen bis zu fünf Hubstandorte eröffnen müssen.

Insgesamt zeigen die Ergebnisse die gute Laufzeit des Multi-Start-Verfahrens sowie dessen Eignung und Leistungsfähigkeit für die Bewertung grosser Transportnetze.

6. Zusammenfassung und Ausblick

Die erfolgreiche Etablierung internationaler Supply Chains erfordert einen gezielten Aufbau des Transportnetzes eines Unternehmens, da einmal getroffene Entscheidungen über

Standorte und Transportverbindungen die Kosten der operativen Planung massgeblich beeinflussen. In diesem Beitrag haben wir ein Framework für die Gestaltung und Bewertung grosser, internationaler Transportnetzwerke entwickelt. Dabei wurden zum einen die Standortplanung und zum anderen die Tourenplanung berücksichtigt. Aufgrund der Komplexität des vorliegenden Problems konnten nur Probleminstanzen mit weniger als 12 Knoten in akzeptabler Zeit optimal gelöst werden. Zur Lösung von praxisrelevanten Problemen wurde ein heuristisches Multi-Start-Verfahren vorgestellt, das in kurzer Zeit gute Näherungslösungen generiert. Die ermittelten Resultate belegen, dass die kombinierte Anwendung von Standort- und Tourenplanung zu einer aufschlussreichen Kostenbewertung führt. Eine Überbewertung des Transportnetzes kann bei Anwendung des beschriebenen Verfahrens mit hoher Wahrscheinlichkeit vermieden werden. Das Verfahren wurde in ein Excel-basiertes Entscheidungsunterstützungssystem integriert, *Abbildung 6* zeigt einen Screenshot des Frontends mit Eingabemaske.

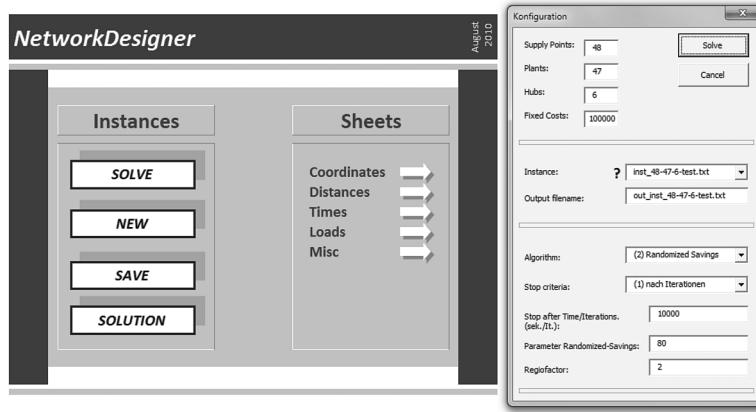


Abbildung 6: Screenshot des Excel-Frontends mit Eingabemaske

Basierend auf dem in diesem Beitrag vorgestellten Netzwerkdesignproblem lassen sich weiterführende Forschungsmöglichkeiten ableiten. Der vorliegende statische Planungsansatz könnte zu einem dynamischen Ansatz erweitert werden, bei dem nicht nur zu entscheiden ist, ob Hubstandorte errichtet werden sollen, sondern auch zu welchen Zeitpunkten ein Standort zu aktivieren ist (vgl. z. B. *Freiwald* 2005). Zudem ist zu beachten, dass Einflussgrössen existieren, deren Ausprägungen unsicher sind (insbesondere die periodenspezifische Nachfrage). Ansätze der stochastisch-dynamischen Programmierung zur Gestaltung von Logistiknetzen präsentieren z. B. *Maßmann* 2005, *Hönscheidt/Sucky* 2006 bzw. *Sucky/Hönscheidt* 2008. Des Weiteren ist zu untersuchen, ob eine Anwendung des heuristischen Lösungsverfahrens in einem drei- oder mehrstufigen Netz möglich ist. Hierbei sollten auch Transportverbindungen zwischen den Hubs verfolgt werden können.

Literaturhinweise

Abdinnour-Helm, S./Venkataraman, M.A. (1998): Solution Approaches to Hub Location Problems, in: Annals of Operations Research, Vol. 78, S. 31-50.

Bretzke, W.-R. (2006): Dienstleisternetze: Grundprinzipien und Modelle einer Konfiguration offener Transportsysteme, in: Blecker, T./Gemünden, H.G. (Hrsg.): Wertschöpfungsnetzwerke, Berlin, S. 325-342.

Clarke, G./Wright, J.W. (1964): Scheduling of Vehicle from a Central Depot to a Number of Delivery Points, in: Operations Research, Vol. 12, S. 568-581.

Crainic, T.G., et al. (1993): A Tabu Search Procedure for Multicommodity Location/Allocation with Balancing Requirements, in: Annals of Operations Research, Vol. 41, S. 359-383.

Cunha, C.B./Silva, M.R. (2007): A Genetic Algorithm for the Problem of Configuring a Hub-and-Spoke Network for a LTL Trucking Company in Brazil, in: European Journal of Operational Research, Vol. 179, S. 747-758.

Domschke, W./Scholl, A. (2010): Logistik: Rundreisen und Touren, 5. Auflage, München.

Fleischmann, B. (2008 a): Transport- und Tourenplanung, in: Arnold, D., et al. (Hrsg.): Handbuch Logistik, 3. Auflage, Berlin, S. 137-153.

Fleischmann, B. (2008 b): Grundlagen: Begriff der Logistik, logistische Systeme und Prozesse: Systeme der Transportlogistik, in: Arnold, D., et al. (Hrsg.): Handbuch Logistik, 3. Auflage, Berlin, S. 3-43.

Freiwald, S. (2005): Supply Chain Design, Frankfurt am Main.

Gaskell, T.J. (1967): Bases for Vehicle Fleet Scheduling, in: Operations Research Quarterly, Vol. 18, S. 281-295.

Hekmatfar, M./Pishvaree, M. (2009): Hub Location Problem, in: Farahani, R.Z./Hekmatfar, M. (Hrsg.): Facility Location: Concepts, Models, Algorithms and Case Studies, Berlin, S. 243-270.

Hönscheidt, I./Sucky, E. (2006): Konfiguration von Logistiknetzwerken: Gestaltung des Distributionsnetzes eines Unternehmens der Automobilindustrie, in: Günther, H.-O., et al. (Hrsg.): Management logistischer Netzwerke: Entscheidungsunterstützung, Informationssysteme und OR-Tools, Heidelberg, S. 61-83.

Kuby, M.J./Gray, R.G. (1993): The Hub Network Problem with Stopovers and Feeders: The Case of Federal Express, in: Transportation Research Part A, Vol. 27, S. 1-12.

Maßmann, M. (2005): Kapazitierte stochastisch-dynamische Facility-Location-Planung: Modellierung und Lösung eines strategischen Standortentscheidungsproblems bei unsicherer Nachfrage, Wiesbaden.

Mayer, G. (2001): Strategische Logistikplanung von Hub & Spoke-Systemen, Wiesbaden.

Paessens, H. (1988): The Savings Algorithm for the Vehicle Routing Problem, in: European Journal of Operational Research, Vol. 34, S. 336-344.

Poot, A., et al. (2002): A Savings Based Method for Real-life Vehicle Routing Problems, in: Journal of the Operational Research Society, Vol. 53, S. 57-68.

Sucky, E. (2008): Netzwerkmanagement, in: Arnold, D., et al. (Hrsg.): Handbuch Logistik, 3. Auflage, Berlin, S. 934-945.

Sucky, E./Hönscheidt, I. (2008): Dynamische Konfiguration von Logistiknetzwerken, in: Becker, J., et al. (Hrsg.): Wertschöpfungsnetzwerke: Konzepte für das Netzwerkmanagement und Potenziale aktueller Informationstechnologien, Heidelberg, S. 133-152.

Takano, K./Arai, M. (2009): A Genetic Algorithm for the Hub-and-Spoke Problem Applied to Containerized Cargo Transport, in: *Journal of Marine Science and Technology*, Vol. 14, S. 256-274.

Toth, P./Vigo, D. (2003): An Overview of Vehicle Routing Problems, in: *Toth, P./Vigo, D.* (Hrsg.): *The Vehicle Routing Problem*, Philadelphia, S. 1-26.

Wlæk, H. (1998): Gestaltung der Güterverkehrsnetze von Sammelgutspeditionen, Nürnberg.

Yellow, P.C. (1970): A Computational Modification to the Savings Method of Vehicle Scheduling, in: *Operational Research Quarterly*, Vol. 21, S. 281-283.

Julia Rieck, Dr., ist Akademische Rätin am Institut für Wirtschaftswissenschaft der Technischen Universität Clausthal. Ihre Forschungsinteressen liegen in den Bereichen Tourenplanung, Netzwerkdesign, Projektplanung sowie quantitative Methoden der Logistik.

Anschrift: Technische Universität Clausthal, Institut für Wirtschaftswissenschaft, Julius-Albert-Str. 2, D-38678 Clausthal-Zellerfeld, Tel.: +049 (0)5323/72-7647, Fax: +49 (0)5323/72-7699, E-Mail: julia.rieck@tu-clausthal.de