



Duale Hochschule Baden-Württemberg
Mannheim

Projektarbeit I

**Variation, Analyse und Verbesserung eines Algorithmus zur heuristischen
Lösung des Travelling Salesman Problems**

Studiengang Wirtschaftsinformatik

Studienrichtung Software Engineering

Verfasser/in:	Benno Grimm
Matrikelnummer:	5331201
Firma:	SAP SE
Abteilung:	Transportation Management
Kurs:	WWI18SEA
Studiengangsleiter:	Prof. Dr. Julian Reichwald
Wissenschaftlicher Betreuer:	Prof. Dr. Julian Reichwald julian.reichwald@dhbw-mannheim.de +49 (0)621 4105 - 1395
Firmenbetreuer:	Peter Wadewitz peter.wadewitz@sap.com +49 6227 7-63730
Bearbeitungszeitraum:	13.05.2019 – 26.08.2019

Kurzfassung

Titel Variation, Analyse und Verbesserung eines Algorithmus zur heuristischen Lösung des Travelling Salesman Problems
Verfasser/in: Benno Grimm
Kurs: WWI18SEA
Ausbildungsstätte: SAP SE

Die Arbeit behandelt das Problem des Handlungsreisenden. Eine Heuristik wird vorgestellt und anhand ihrer Funktionsweise und Ergebnisse analysiert. Aufbauend auf Schwächen werden zwei Variationen dieser Heuristik entwickelt und ebenfalls analysiert. Anschließend werden zwei Algorithmen zur nachträglichen Überarbeitung einer bereits geplanten Route vorgestellt und ebenfalls analysiert. Abschließend werden verschiedene Kombinationen der Algorithmen getestet.

Inhaltsverzeichnis

Abbildungsverzeichnis	iv
Tabellenverzeichnis	v
Algorithmenverzeichnis	vi
Abkürzungsverzeichnis	vii
1 Einleitung	1
2 Das Travelling Salesman Problem	4
2.1 Beschreibung des Travelling Salesman Problem (TSP)	4
2.2 Exakte Lösungsverfahren und die Optimale Route	5
2.3 Heuristische Lösungsverfahren	6
3 Verwendete Lösungsverfahren	7
3.1 Insert-First-Verfahren	7
3.1.1 Funktionsweise	7
3.1.2 Zeitkomplexität	9
3.1.3 Ergebnisse und Schwächen	9
3.2 Insert-Furthest-Verfahren	13
3.2.1 Funktionsweise	13
3.2.2 Zeitkomplexität	14
3.2.3 Ergebnis und Schwächen	15
3.3 Insert-Closest-Verfahren	17
3.3.1 Funktionsweise	17
3.3.2 Zeitkomplexität	19
3.3.3 Ergebnis und Schwächen	19
3.4 Zusammenfassung der Schwächen und Verbesserungsvorschläge	20
4 Überarbeitung eines bestehenden Pfads	22
4.1 Entfernen von Überschneidungen	22
4.1.1 Beschreibung des Problems	22
4.1.2 Erkennen von Überkreuzungen	23
4.1.3 Auflösen von Überkreuzungen	23
4.2 Nachbesserung eines Pfads	25
4.2.1 Beschreibung des Problems	25
4.2.2 Algorithmus zur Nachbesserung	26

5	Ergebnisse und Bewertung der verschiedenen Algorithmen	28
6	Zusammenfassung und Ausblick	30
	Literaturverzeichnis	32
A	Anhang	33
A.1	Bilder	33
A.2	Algorithmen	49

Abbildungsverzeichnis

Abbildung 3.1	Insert-First führt zu schlechtem Ergebnis	10
Abbildung 3.2	Insert-First führt zu guten Ergebnis	12
Abbildung 3.3	Insert-First führt zu einem gutem Ergebnis	15
Abbildung 3.4	Insert-First führt zu einem schlechtem Ergebnis	16
Abbildung 3.5	Der Insert-Closest Algorithmus kommt zu einem schlechten Ergebnis	19
Abbildung 4.1	Graph mit und ohne Überkreuzung (Das rote Rechteck in Abbildung a) dient späteren Illustrationszwecken)	22
Abbildung 4.2	Graph vor und nach der Nachbesserung	26
Abbildung A.1	Insert-First: Schlechtes Beispiel	35
Abbildung A.2	Insert-First: Gutes Beispiel	38
Abbildung A.3	Insert-Furthest: Schlechtes Beispiel	41
Abbildung A.4	Insert-Furthest: Gutes Beispiel	44
Abbildung A.5	Insert-Closest: Schlechtes Beispiel	47
Abbildung A.7	Pfad aus 40 Knoten mit und ohne Crossover	48
Abbildung A.9	Beispiel für eine Nachbesserung, Teilpfad	49

Tabellenverzeichnis

Tabelle 5.1 Beste Testergebnisse nach verwendeten Algorithmen	29
---	----

Algorithmenverzeichnis

1	Insert-First-Algorithmus	7
2	Insert-Furthest-Algorithmus	14
3	Insert-Closest-Algorithmus	18
4	Erkennen und Auflösen von Überkreuzungen auf einem Pfad	24
5	Nachbesserung eines Pfads	27
6	Einfügen eines neuen Knoten in einen Pfad	49
7	Tauschen von Knoten auf einem Graph zwischen zwei eingegebenen Knoten .	49
8	Berechnung der Distanz zwischen zwei Knoten	50
9	Berechnung der Gesamtdistanz eines Pfads	50
10	Erkennen von Überkreuzungen	50
11	Tauschen von Knoten auf einem Graph zwischen zwei eingegebenen Knoten .	51

Abkürzungsverzeichnis

TSP Travelling Salesman Problem

LE Längeneinheiten

1 Einleitung

1832 markiert ein ein trauriges Jahr für Literaturliebhaber. Es ist das Jahr in dem einer der berühmtesten deutschen Schriftsteller stirbt. Johann Wolfgang Goethes Tod¹ mag für einige das Ende einer Literaturepoche bedeuten, für die anderen ist es nur ein weiteres unbedeutendes Verschwinden eines überbewerteten Dichters. Ob und inwiefern Goethes Tod nun von Bedeutung war, soll an dieser Stelle nicht diskutiert werden. Was sich aber eindeutig sagen lässt, ist, dass trotz noch so großer Verluste unter ihren literarischen Kumpanen, Autoren nie aufhören werden neue Literatur zu publizieren. So auch 1832.

In Jena erscheint in eben diesem Jahr, wie schon seit längerer Zeit, das „Ergänzungsblatt zur jenaischen Allgemeinen Literatur-Zeitung“,² in dem unter dem Titel „Kurze Anzeigen“, in gerade einmal 16 Zeilen, ein unscheinbares Buch vorgestellt wird. Es trägt den Titel „Der Handlungsreisende wie er sein soll und was er zu thun hat, um Aufträge zu erhalten und eines glücklichen Erfolgs seinen Geschäften gewiß zu sein“. In ihm beschreibt der Autor auf 206 Seiten den Alltag und die Aufgaben eines Handlungsreisenden und – viel wichtiger für diese Arbeit – Reiserouten durch Deutschland und die Schweiz. Zwar wird hier keine konkrete Problemstellung geschildert, wohl aber das Grundproblem dargelegt: Das möglichst effiziente Anreisen mehrerer Städte. Was 1832 noch unbedeutend gewirkt haben mag sollte sich Jahre später zu einem der berühmtesten Probleme der Kombinatorik und Optimierung entwickeln.

Das Clay Mathematics Institute formuliert im Jahr 2000 sieben Problemstellungen, die das Institut als Jahrtausend Probleme der Mathematik bezeichnet.³ Unter ihnen befindet sich das „N versus NP Problem“,⁴ welches, ohne groß sich groß in Details zu verlieren, die Frage nach dem Verhältnis der beiden Komplexitätsklassen N und NP stellt. Um nur einen kurzen Überblick über diese Thematik zu erhalten sei angemerkt, dass es sich bei Problemen der Klasse P um vergleichsweise schnell zu lösende Probleme handelt, während bei NP-Problemen die Lösung, gerade bei steigender Komplexität des Problems, nahezu unerreichbar wird. Für letztere Problemklasse ist allerdings nicht bewiesen, dass es keine Lösungsverfahren gibt, die diese Probleme schneller lösen, womit sie ein Teil von P werden würden.

Auch wenn diese Probleme erst im Jahr 2000 formuliert worden sind, so ist schon die 1832 festgehaltene Aufgabe des Handelsreisenden ein exemplarisches Beispiel dieser

¹Schulte 1951, S. 110.

²o. A. 1832, S. 232.

³o. A. o. J.

⁴Cook, Stephen o. J.

Problemklasse und gehört nach heutiger Kenntnisse zu den NP-vollständigen Problemen, was bedeutet, dass eine Lösung nicht nur schwer zu berechnen, sondern zusätzlich auch noch schwer zu beweisen ist.

Trotz der hohen Schwierigkeit dieses Problems und dem Rückgang der klassischen Handlungsreisenden, ist das Problem des Handlungsreisenden (englisch: Travelling Salesman Problem (TSP)) ein bis heute wichtiges Problem – gerade bei Unternehmen der Logistikbranche. Diese stehen vor der Aufgabe die Routen ihrer LKW, Schiffe, Züge, etc. so zu planen, dass zu transportierende Güter ihre Ziele mit einem möglichst geringen Ressourcenaufwand erreichen, sprich, die Strecke, die gefahren werden muss, um alle diese Ziele zu erreichen soll möglichst gering sein. Da die Berechnung der optimalen Route durch alle gegebenen Ziele auch mit dem besten Computer weltweit nicht in praktikabler Zeit durchführbar ist, werden häufig Heuristiken verwendet, um wenigstens gute Annäherungen an die Lösung schnell generieren zu können.

Nachdem das TSP zu Beginn beschrieben wird, setzt diese Arbeit genau an diesem Punkt an und diskutiert eine in 3.1 auf Seite 7 beschriebene Heuristik, analysiert ihre Ergebnisse und Schwächen, sowie die Zeitkomplexität des Algorithmus. Aufbauend auf dieser Analyse werden zwei Algorithmen als Variationen der ursprünglichen Heuristik entwickelt, deren Zweck die Ausbesserung von festgestellten Schwächen sein soll. Auch diese beiden Algorithmen werden diskutiert und auf Basis ihrer Ergebnisse analysiert. Um die Funktionsweise der Heuristiken nachvollziehen zu können, wird jeder Algorithmus in Pseudocode beschrieben.

Nach der Entwicklung und Analyse der drei Algorithmen werden weiter zwei Algorithmen vorgestellt, deren Aufgabe in der nachträglichen Überarbeitung einer bereits bestehenden Route liegt. Auch hier werden die Algorithmen wieder in Pseudocode dargestellt, ihre Funktionsweise beschrieben und Ergebnisse und Zeitkomplexität analysiert.

Um den Nutzen der ausgearbeiteten Algorithmen ermitteln zu können wird anschließend anhand von Testdaten eine statistische Auswertung verschiedener Kombinationen dieser Algorithmen aufgestellt. Diese soll die unterschiedlichen Ergebnisse der Algorithmen in Zahlen darstellen und Einblicke über die durchschnittliche Qualität der Routen bringen. Ob oder welche Kombination von Algorithmen einen praxisbezogenen Nutzen haben könnte und verwendet werden sollte ist nicht Teil dieser Arbeit.

Ein Java Programm, welches die in dieser Arbeit beschriebenen Algorithmen implementiert und zur Generierung der in 5 auf Seite 28 verwendeten Ergebnisse verwendet wurde findet sich auf GitHub unter <https://github.com/Grimmig18/TSP>. Die für diese Arbeit verwendete Version liegt unter Commit 2b58a0af38722ae2adca68c6690189e0d6ac0866. Das Programm wurde ebenfalls zur Erzeugung der in dieser Arbeit verwendeten Abbildungen verwendet.

Für die restliche Arbeit wird die Abkürzung des englischen Namens des Problem des

Handlungsreisenden verwendet (TSP).

2 Das Travelling Salesman Problem

2.1 Beschreibung des TSP

Das TSP beschreibt die Herausforderung eines Reisenden, der vor Aufgabe steht eine Route durch eine beliebige Anzahl von Städten so zu planen, dass alle Städte genau einmal besucht werden und die Gesamtdistanz der Route möglichst gering ist. Geprägt wurde dieses Problem durch die Handlungsreisenden, welche schon seit langer Zeit vor eben dieser Aufgabe stehen – möglichst viele Kunden mit möglichst wenig Aufwand (hier gleichzusetzten mit Strecke) zu erreichen. Literatur, welche sich mit eben diesem Problem beschäftigt findet sich im deutschsprachigen Raum bereits in der ersten Hälfte des 19. Jahrhunderts.⁵ Warum das TSP als ein Problem bezeichnet wird ist recht einfach zu erklären. Mit steigender Anzahl an Städten, die es zu besuchen gilt, steigt die Menge der möglichen Routen exponentiell an. Studien haben gezeigt, dass Menschen in der Lage sind eine Route durch eine geringe Anzahl an Städten optimal zu planen. Bei etwas weniger als zehn zu planenden Städten liegt die durchschnittliche Gesamtdistanz der durch den Mensch geplanten Strecken weniger als 1% über der optimalen Route.⁶ Steigt die Anzahl der Städte jedoch weiter an, wird es schwieriger für den Menschen gute Ergebnisse zu produzieren. Beginnt man nun Algorithmen zu entwickeln, um dieses Problem computergestützt lösen zu können, wird schnell die Grenze des Computers erreicht. Das Problem hier liegt in der rasant steigenden Anzahl von möglichen Routen, die es zu überprüfen gilt, um die optimale Route zu finden. Gibt es mit fünf Städten noch 120 mögliche Routen, werden es bei zehn Städten bereits 3 628 800.

Um einen Algorithmus zu entwickeln, der fähig ist aus dieser Vielzahl von Möglichkeiten die optimale, oder wenigstens eine gute Route, auszuwählen müssen das Problem und einige für diese Arbeit verwendeten Notationen genauer erklärt werden.

Das TSP lässt sich am besten als ein Problem der Graphentheorie darstellen. Die Städte und Wege zwischen ihnen werden hier als ein Graph G , einer Menge von Knoten K und Kanten E zwischen diesen Knoten dargestellt und wie folgt definiert:⁷

$$G = (K, E) \text{ mit } K, E \neq \emptyset$$

$$E \subseteq K \times K$$

⁵Applegate et al. 2006, siehe Abb. 1.1, S. 3.

⁶Macgregor und Ormerod 1996, S. 530.

⁷Domschke et al. 2015, S. 71ff.

Da die Knoten des Graph Städte mit einer bestimmten Position auf der Welt repräsentieren, kann analog dazu jedem Knoten ein x - und y - Wert zugeordnet werden, die die Koordinaten und damit ihre Position darstellen. Ein Knoten wird durch k_i repräsentiert. Eine Kante E verbindet zwei Knoten in der Form $e_a = (k_b, k_c)$ mit $k_b \neq k_c$ und $a, b, c \in \mathbb{N}$ (mit $0 \notin \mathbb{N}$). Damit gilt $K = \{k_1, k_2, \dots, k_n\}$ mit $n > 2, n \in \mathbb{N}$. Die Entfernung zwischen zwei Knoten, also die Länge einer Kante, kann als Abbildung

$$\omega : E \rightarrow \mathbb{R}$$

dargestellt werden mit

$$\omega(e_a) = \sqrt{|x_{k_b} - x_{k_c}|^2 + |y_{k_b} - y_{k_c}|^2}$$

was hier gleichbedeutend mit $\omega(k_b, k_c) = \sqrt{|x_{k_b} - x_{k_c}|^2 + |y_{k_b} - y_{k_c}|^2}$ ist.

Ein Pfad beschreibt in dieser Arbeit eine Abfolge von Knoten, die die *Route* durch n Knoten repräsentiert. In dieser Arbeit wird ein Pfad durch

$$P = p_1, \dots, p_m \text{ mit } m \in \mathbb{N}, m \geq 1, \forall p \in K$$

dargestellt. Ein Lösungsverfahren versucht also einen Pfad P über alle Knoten eines Graph so zu finden, dass gilt

$$\forall k \in P, k_a \neq k_b, a, b \in \mathbb{N}, a \neq b$$

sodass für n Knoten gilt

$$\sum_{i=2}^n \omega(p_{i-1}, p_i) \text{ ist möglichst gering.}$$

Die in dieser Arbeit entwickelten Algorithmen versuchen das TSP mit einem bereits gesetzten Ausgangsknoten zu lösen, was impliziert, dass auf einem Pfad P $p_1 = k_1$ ist.

2.2 Exakte Lösungsverfahren und die Optimale Route

Wie schon angedeutet stellt die Ermittlung der optimalen Lösung einen enormen Rechenaufwands für einen Computer dar. Bei n Knoten und einem bereits gesetzten p_1 bestehen $n - 1$ Optionen für p_2 , $n - 2$ für p_3 etc.. Die Gesamtanzahl aller möglichen Routen berechnet sich also aus

$$\prod_{i=1}^{n-1} i = (n - 1)!$$

Für einen Algorithmus, der alle diese Lösungen mit einer Brute-Force-Methode berechnet, um die beste unter ihnen zu finden, bedeutet das eine Zeitkomplexität von $O((n - 1)!)$ und somit einen extrem schnellen Anstieg der Rechenzeit bei wachsender Eingabemenge.⁸ Es existieren zwar effizientere Algorithmen, wie der Held-Karp-Algorithmus⁹ mit einer Laufzeit von $O(2^n n^2)$, allerdings skalieren auch diese exponentiell.

Das Ermitteln der optimalen Route ist also in der Praxis, in der teilweise mehr als 100 Knoten in einer Route verplant werden sollen, nicht wirklich denkbar, jedenfalls solange es keine relevanten Durchbrüche in Computertechnik oder Algorithmik gibt.

2.3 Heuristische Lösungsverfahren

Aufgrund des hohen Ressourcenaufwands, die das Ermitteln der optimalen Route bedarf, werden in der Praxis häufig Heuristiken verwendet. Im Allgemeinen bezeichnet eine Heuristik ein Vorgehen zur Entscheidungsfindung, bei dem nicht alle gegebenen Informationen berücksichtigt werden. Ziel ist es also mit begrenzten Ressourcen, wie Zeit, Speicherplatz, etc., eine gute Entscheidung zu treffen.¹⁰ Dies findet nicht nur in der Mathematik und in Computerwissenschaften Anwendung. Beispielsweise werden auch in der Medizin Entscheidungen, die schnell getroffen werden müssen und über Leben und Tod eines Patienten entscheiden können, ohne Betrachtung aller existierenden Informationen getroffen.¹¹

Eine Heuristik zur Lösung des TSP versucht, anders als ein Algorithmus zur Berechnung der optimalen Lösung, nur eine gute Route in kurzer Zeit zu berechnen. „Gute Lösung“ definiert sich dabei an der Abweichung vom Optimum.

Vertreter solcher Heuristiken sind beispielsweise der Nearest-Neighbor-Algorithmus und der Greedy-Algorithmus. Diese sind in der Lage innerhalb weniger Sekunden hunderte und sogar tausende Knoten in einer Route zu verplanen. Der Nachteil solcher Heuristiken ist allerdings, dass die Abweichung vom Optimum sehr hoch sein kann und mit steigender Anzahl von Knoten weiter zunimmt.¹²

⁸Gurski et al. 2010, S. 18.

⁹Hutchinson et al. 2016, S. 14.

¹⁰Gigerenzer und Todd 1999, S. 14f.

¹¹Gigerenzer und Todd 1999, S. 3.

¹²Johnson et al. 2001, S. 22.

3 Verwendete Lösungsverfahren

3.1 Insert-First-Verfahren

3.1.1 Funktionsweise

Das Insert-First-Verfahren ist ein heuristischer Lösungsansatz des TSPs, bei dem das Betrachten der Knoten zum Aufbau eines Graphen in zufälliger Reihenfolge, bzw. in der Reihenfolge ihrer Erzeugung geschieht. Dabei wird zu einem Zeitpunkt genau ein Knoten betrachtet und an der für ihn bestmöglichen Stelle in den bereits bestehenden Graphen eingefügt.

Algorithmus 1 Insert-First-Algorithmus

Require: Graph G , Pfad P

Require: $G = k_1, k_2, \dots, k_n, n > 2$

```
1:  $p_1 \leftarrow k_1$                                 ▷ Setzen der ersten beiden Knoten
2:  $p_2 \leftarrow k_2$ 
3: for  $a \leftarrow 3, a \leq n, a \leftarrow a + 1$  do
4:    $j_S \leftarrow -1$                                 ▷ Index der geringsten Distanz
5:    $d_S \leftarrow -1$                                 ▷ Geringste Distanz
6:   for  $b \leftarrow 1, b \leq m, b \leftarrow b + 1$  do
7:      $d_C \leftarrow \text{MERGEAT}(P, b, k_a)$  DISTANCE ▷ Gesamtdistanz, wenn  $k_a$  am Index
        $b$  in  $P$  eingefügt werden würde (siehe Alg. 6 auf Seite 49)
8:     if  $j_S = -1$  or  $d_C < d_S$  then
9:        $d_S \leftarrow d_C$                                 ▷ Kürzeste Distanz wird übernommen
10:       $j_S \leftarrow b$                                 ▷ Und ihr Index
11:    end if
12:  end for
13:   $P \leftarrow \text{MERGEAT}(P, j_S, k_a)$                 ▷  $k_a$  wird am Index  $j_S$  in  $P$  eingefügt
14: end for
15: return new Graph( $P$ )                                ▷ Graph mit Pfad  $P$  wird zurückgegeben
```

Als Eingabe erhält der Algorithmus einen Graphen mit einer ungeordneten Liste von n Knoten k_1, k_2, \dots, k_n mit $n > 2$. Der Algorithmus erzeugt einen Pfad P , in dem die Knoten des Graphs G eingefügt und angeordnet werden. Nach vorheriger Definition kann jede gefüllte Position p_k im Pfad P mit einem Knoten k_l des Graphs G

gleichgesetzt werden. Es gilt also $\forall p \in G$. Wenn beispielsweise:

$$G = k_1, k_2, k_3, k_4$$

und

$$P = p_1, p_2, p_3 \text{ mit } p_1 = k_1, p_2 = k_4, p_3 = k_2$$

dann

$$P = k_1, k_4, k_2$$

Nun wird k_1 , der erste Knoten aus der übergebenen Liste, in den Pfad des Graphs an erster Stelle, p_1 , eingefügt. Dies geschieht so oder ähnlich bei allen Verfahren, um einen statischen Ausgangspunkt zu gewährleisten und somit vergleichbare Ergebnisse zu erzielen. Anschließend wird noch der zweite Knoten k_2 an P angehängt.

Das Vorgehen für das Einfügen der restlichen Knoten lässt sich wie folgt beschreiben: Sei G ein Graph mit einer ungeordneten Menge von n Knoten k_1, k_2, \dots, k_n und bereits teilweise befülltem Pfad k_1, \dots, k_m mit $m \geq 2$ und $m < n$. Die Knoten, die noch eingefügt werden müssen, werden in der Reihenfolge ihres Auftretens in der übergebenen Liste in den Graphen eingefügt, womit der als nächstes einzufügende Knoten immer k_i mit $i = m + 1$ ist.

Um die beste Stelle zu ermitteln, in die k_i eingefügt werden soll, wird für jeden möglichen Index, also jede mögliche Stelle, die Gesamtdistanz des entstehenden Graphen berechnet.

Das niedrigste Ergebnis dieser Möglichkeiten wird zusammen mit dem dazugehörigen Index j vermerkt. Nachdem die niedrigste Distanz für k_i errechnet wurde kann anhand des Index' der Knoten an der bestmöglichen Stelle in den Graphen eingefügt werden. Einfügen bedeutet hier, dass alle Knoten, deren Index gleich oder höher j ist um einen Platz nach hinten verschoben werden. Nachdem alle Knoten auf diese Weise verschoben wurden, kann k_i an der Stelle j eingefügt werden, ohne, dass andere Knoten verloren gehen. Beispielfhaft sähe das mit den vorher festgelegten Bezeichnungen wie folgt aus:

$$P = k_1, k_2, k_4, k_3 \text{ und } k_{i=5}$$

Durch das ermitteln der Gesamtdistanzen in Abhängigkeit zu den möglichen Einfügestellen wird bekannt, dass $k_{i=5}$ mit dem Index $j = 4$, also zwischen k_4 und k_3 bestmöglich eingefügt werden kann, was zu einem Pfad der Form

$$P = k_1, k_2, k_4, k_5, k_3$$

führt. ein Algorithmus, der das Einfügen von Knoten in einen Pfad nach vorherig beschriebener Art implementiert findet sich unter Algorithmus 6 auf Seite 49.

3.1.2 Zeitkomplexität

Analysiert man den Insert-First-Algorithmus nach seiner Zeitkomplexität lassen sich, in Verbindung mit seinen Ergebnissen, die im Abschnitt 3.1.3 diskutiert werden, Aussagen über seine Effizienz treffen.

Die äußere Iteration beginnend in Zeile 3 des Algorithmus sei hier I_a und die innere beginnend in Zeile 6 I_b . I_a wird, bedingt durch die Abbruchbedingung $a \leq n$ und das Inkrementieren von a um 1 nach jeder Iteration $n - 2$ mal durchlaufen. Die Laufzeit von I_b ist abhängig von m , der Menge der Elemente des Pfads P . Da in jedem Iterationsdurchlauf ein Element in P eingefügt wird, berechnet sich m in einem Iterationsschritt mit $m = a - 1$. Für eine Funktion $f(n)$, welche die Komplexität des Algorithmus in Abhängigkeit zur Eingabemenge in der Form $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ abbildet, lässt sich also sagen

$$\begin{aligned} f(n) &= \sum_{a=3}^n m_a \\ f(n) &= \sum_{a=3}^n a - 1 \\ f(n) &= \frac{(n-1) \cdot (n-2)}{2} - 1 \end{aligned}$$

Womit sich ergibt, dass der Algorithmus eine quadratische Laufzeit der Form

$$f(n) = O(n^2)$$

hat. Daraus lässt sich ablesen, dass die Laufzeit des Algorithmus zwar nicht exponentiell zur Eingabemenge, aber wenigstens noch quadratisch steigt. Besser wäre hier ein logarithmisches Verhalten, da Algorithmen dieser Art besser für große Eingabemengen skalieren.¹³

3.1.3 Ergebnisse und Schwächen

Bevor einige durch den Algorithmus generierte Beispiele betrachtet werden, wird hier das Szenario dieser und aller folgender Beispiele, es sei denn ist anderes angegeben, beschrieben. Alle gezeigten Knoten befinden sich auf einem zweidimensionalen Fläche mit den Maßen zehn mal zehn Längeneinheiten (LE). Folglich kann jedem Knoten eine X- und Y-Koordinate zwischen jeweils null und zehn zugeordnet werden. Dementsprechend bewegen sich auch die Gesamtdistanzen der gezeigten Graphen in dieser Größenordnung. Weiterhin werden aus Gründen der Übersichtlichkeit für den Großteil der folgenden Beispiele nur Graphen mit fünf Knoten betrachtet.

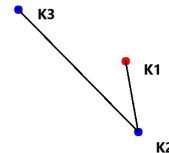
¹³Gurski et al. 2010, S. 9ff.

Bei dem Einsatz des oben beschriebenen Algorithmus kommt es zu Ergebnissen, die in ihrer Qualität nah an die optimale Lösung herankommen, teilweise aber auch weit von ihr abweichen können.

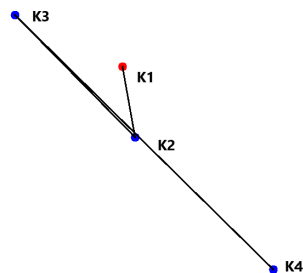
Total Distance: 1.747
Number of Nodes: 2

(a) $m = 2$

Total Distance: 5.915
Number of Nodes: 3

(b) $m = 3$

Total Distance: 14.73
Number of Nodes: 4

(c) $m = 4$

Total Distance: 15.945
Number of Nodes: 5

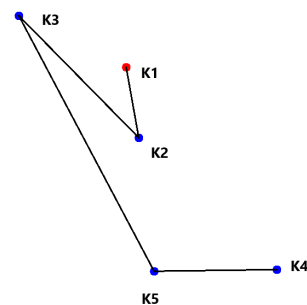
(d) $m = 5$

Abbildung 3.1: Insert-First führt zu schlechtem Ergebnis

Alle gezeigten Bilder sind in größer im Anhang zu finden (Abbildung A.1 im Anhang). Auf 3.1c lässt sich erkennen, dass das Einfügen des vierten Knoten k_4 nicht optimal geschieht. Besser für $m = 4$ wäre hier der Pfad

$$P = k_1, k_3, k_2, k_4$$

Dieser wird allerdings nicht durch das Insert-First-Verfahren gebildet, da dies eine Änderung des bereits erzeugten Graphen in 3.1b erfordern würde. Dies ist jedoch nicht möglich, da k_4 nur zwischen bereits im Pfad des Graphen vorhandenen Knoten

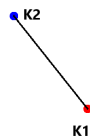
eingefügt werden kann, sodass der schlussendlich generierte Graph eine Gesamtlänge von 15,945 LE hat. Hier lässt sich auch das grundlegende Problem des Algorithmus erkennen: Das Erstellen einer Route ohne vorherige Betrachtung der Gesamtheit der Knoten. Einzelne Abschnitte des Graphen können optimal erzeugt werden, wie beispielsweise im Schritt von 3.1a auf der vorherigen Seite zu 3.1b auf der vorherigen Seite. Andere hingegen, wie vorher erwähnt, nicht. Grund hierfür ist die alleinige Betrachtung des Knotens k_i . Spezifischer bedeutet das, dass das frühe Einfügen von Knoten in den Pfad später zu Komplikationen führen kann, da es objektiv besser gewesen wäre einen anderen Knoten früher einzufügen. Am konkreten Beispiel führt die generierte Reihenfolge von

$$P = k_1, k_2, k_3 \text{ für } m = 3$$

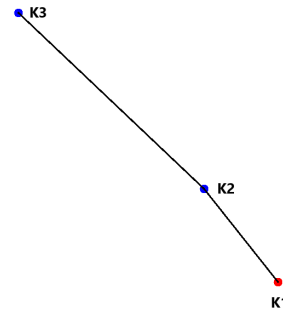
in 3.1b auf der vorherigen Seite dazu, dass k_4 nur unter einen vergleichsweise großen Gesamtdistanzzuwachs in den Graphen eingefügt werden kann.

Konträr zu diesem schlechten Beispiel ist der Insert-First-Algorithmus auch in der Lage gute bis optimale Ergebnisse zu generieren.

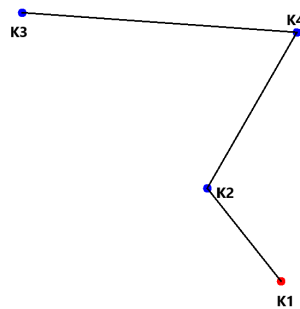
Total Distance: 2.897
Number of Nodes: 2

(a) $m = 2$

Total Distance: 9.114
Number of Nodes: 3

(b) $m = 3$

Total Distance: 14.091
Number of Nodes: 4

(c) $m = 4$

Total Distance: 16.691
Number of Nodes: 5

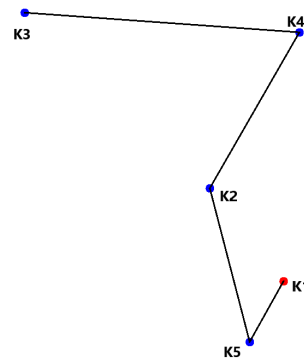
(d) $m = 5$

Abbildung 3.2: Insert-First führt zu guten Ergebnis

Alle gezeigten Bilder sind in größer im Anhang zu finden (Abbildung A.2 im Anhang). Am Beispiel in 3.2 lässt sich erkennen, wie der Insert-First-Algorithmus einen optimalen Pfad mit den gegebenen Knoten generiert. Gerade im Schritt von 3.2c zu 3.2d ist ein funktionierendes und korrektes Einfügen des Knotens in den Graphen zu sehen, bei dem der Anstieg der Gesamtdistanz der Route sehr gering gehalten wird. Hier wird der aktuelle Knoten mit geringem Zuwachs der schlussendlichen Gesamtdistanz in den Graphen eingefügt, sodass die Gesamtdistanz zum Ende bei 16,691 LE liegt. Die ist zwar höher als das vorherige schlechte Beispiel, liegt aber in den Positionen der einzelnen Knoten begründet.

Für die Bewertung des Algorithmus müssen also beide Seiten betrachtet werden. Zwar ist Insert-First in der Lage eine gute oder auch optimale Route zu erstellen, allerdings beeinflusst die Reihenfolge der Betrachtung der Knoten stark die Qualität des

Endergebnisses und kann zu suboptimalen Resultaten führen.

3.2 Insert-Furthest-Verfahren

3.2.1 Funktionsweise

Aufbauend auf den Erkenntnissen des Insert-First-Verfahrens können experimentell einige Verbesserungsideen abgeleitet und ihre Auswirkungen auf die Erzeugung eines Pfads betrachtet werden. Bei Betrachtung der Ergebnisse des Insert-First-Algorithmus wurde festgestellt, dass eine große Schwäche des Algorithmus die Reihenfolge der Betrachtung der Knoten sein kann. Ein möglicher Ansatz, dieser in 3.1.3 auf Seite 9 beschriebenen Schwäche entgegenzuwirken, ist die Einführung eines Kriteriums für eben diese Reihenfolge der Betrachtung der Knoten. Eine mögliche Umsetzung eines solchen Kriteriums ist das Insert-Furthest-Verfahren. Hier wird der als nächstes einzufügende Knoten (k_i) durch seine Distanz zum Vorgänger (k_{i-1}) bestimmt.

Ähnlich dem Insert-First-Verfahren wird auch hier ein Graph mit einer Liste von Knoten und einem zu Beginn leerem Pfad erzeugt. Auch hier wird wieder der erste Knoten der Liste k_1 als initialer Knoten p_1 des Pfades P gesetzt. Der nächste zu betrachtende Knoten ist nun aber nicht k_2 , sondern wird durch die Distanz zu k_1 bestimmt. Ausgewählt wird der Knoten, der am weitesten von k_1 , bzw. allgemein am weitesten von k_{i-1} , entfernt ist und nicht bereits Teil des Pfades ist. Dieser Knoten wird nun auf die gleiche Weise wie die Knoten beim Insert-First-Verfahren in den Pfad des Graphen eingefügt; die Stelle mit der geringsten Distanzerhöhung für den Graphen wird ermittelt und k_i an dieser Stelle nach dem im Algorithmus 6 auf Seite 49 beschriebenen Verfahren eingefügt.

Der Gedanke hinter der dieser Veränderung ist der Versuch Knoten mit größerer Voraussicht als im Insert-First-Verfahren in den Pfad einzufügen. Ziel ist es mit den ersten paar Knoten einen Pfad zu generieren, der einen großen Teil der Fläche überspannt, auf der sich Knoten befinden. Das kann insofern zu einem besserem Ergebnis führen, dass die ersten Knoten zwar unter einer – relativ zur schlussendlichen Gesamtlänge des Graphen – hohen Distanzerhöhung eingefügt werden, die nachfolgenden Knoten aber durch geringe Umwege des bestehenden Pfades in den Graphen eingebunden werden können. Auf diese Weise sollen Komplikationen beim Einfügen der letzten Knoten verhindert werden und so suboptimale Graphen wie in 3.1 auf Seite 10 umgangen werden. Algorithmus 2 auf der nächsten Seite zeigt eine beispielhafte Umsetzung des Algorithmus in Pseudocode.

Algorithmus 2 Insert-Furthest-Algorithmus**Require:** Graph G , Pfad P **Require:** $G = (K, E)$, $K = k_1, k_2, \dots, k_n$, $n > 2$

```

1:  $p_1 \leftarrow k_1$  ▷ Setzen des ersten Knoten
2:  $i \leftarrow -1$ 
3:  $d_i \leftarrow -1$ 
4: for  $a \leftarrow 1$ ,  $a \leq n$ ,  $a \leftarrow a + 1$  do
5:    $j_F \leftarrow -1$ 
6:    $d_F \leftarrow -1$ 
7:   for  $b \leftarrow 2$ ,  $b \leq n$ ,  $b \leftarrow b + 1$  do ▷ Finde  $k_b$  mit der höchsten Distanz zu  $p_m$ 
8:      $d_C \leftarrow \omega(k_b, p_m)$  ▷ Distanz zwischen  $k_b$  und letztem Knoten  $p_m$ 
9:     if  $k_b \notin P$  and  $(j_F = -1 \text{ (or) } d_C > d_F)$  then
10:        $d_F \leftarrow d_C$ 
11:        $j_F \leftarrow b$ 
12:     end if
13:   end for
14:    $i_S \leftarrow -1$ 
15:    $d_S \leftarrow -1$ 
16:   for  $b \leftarrow 2$ ,  $b < m$ ,  $b \leftarrow b + 1$  do
17:      $d_C \leftarrow \text{MERGEAT}(P, b, k_{j_F}) \text{ DISTANCE}$  ▷ Gesamtlänge des entstehenden
Pfads
18:     if  $i_S = -1$  or  $d_C < d_S$  then
19:        $i_S \leftarrow b$ 
20:        $d_S \leftarrow d_C$ 
21:     end if
22:   end for
23:    $P \leftarrow \text{MERGEAT}(P, k_{j_F}, i_S)$  ▷ Siehe Alg. 6 auf Seite 49
24: end for
25: return new Graph( $P$ )

```

3.2.2 Zeitkomplexität

Der Insert-Furthest-Algorithmus fügt verglichen mit dem Insert-First-Algorithmus ein Auswahlkriterium hinzu. Dieses Kriterium drückt sich im Pseudocode im Algorithmus 2 durch eine zusätzliche Schleife in Zeile vier aus. Um nun die Zeitkomplexität zu ermitteln, reicht es die Laufzeit dieser Schleife, n^2 , auf die in 3.1.2 auf Seite 9 berechnete zu addieren, wodurch sich

$$f(n) = \frac{n^2 + n}{2} + n^2 - 1$$

und dadurch auch hier eine Komplexität von

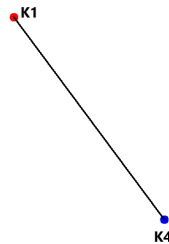
$$f(n) = O(n^2)$$

ergibt. Damit skaliert dieser Algorithmus bei sich verändernder Eingabe in etwa genauso wie Insert-First.

3.2.3 Ergebnis und Schwächen

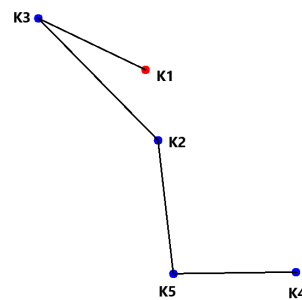
Testet man des Insert-Furthest-Verfahren anhand der Knoten des Beispiels 3.1 auf Seite 10 wird sichtbar, dass der Algorithmus tatsächlich in der Lage ist einen besseren Pfad zu generieren als das Insert-First-Verfahren.

Total Distance: 6.147
Number of Nodes: 2



(a) $m = 2$

Total Distance: 13.327
Number of Nodes: 5



(b) $m = 5$

Abbildung 3.3: Insert-First führt zu einem gutem Ergebnis

Der vollständige Generierungsvorgang befindet sich im Anhang (Abbildung A.3 im Anhang).

In 3.3a ist zu erkennen, dass, anstatt wie in 3.1a auf Seite 10 k_2 , k_4 als erster Knoten eingefügt wird. Dieses Verhalten ist nach der in 3.2.1 auf Seite 13 definierten Funktionsweise zu erwarten, da k_4 der Knoten mit der größten Distanz zu k_1 ist und daher als erstes in den Pfad des Graphen eingefügt wird. Nach der Ausführung aller Schritte des Algorithmus wird der in 3.3b zu sehenden Graphen generiert. Dieser hat eine Gesamtdistanz von 13,327 LE und ist somit im Vergleich mit dem in 3.1 auf Seite 10 durch das Insert-First-Verfahren erzeugten Graph 2,618 LE oder 16,41% kürzer.

Ebenso wie das Insert-First-Verfahren kann das Insert-Furthest-Verfahren auch Graphen generieren die in ihrer Gesamtdistanz vom Optimum abweichen. Am folgenden Beispiel wird deutlich, dass auch dieser Algorithmus von ähnlichen Schwächen betroffen ist.

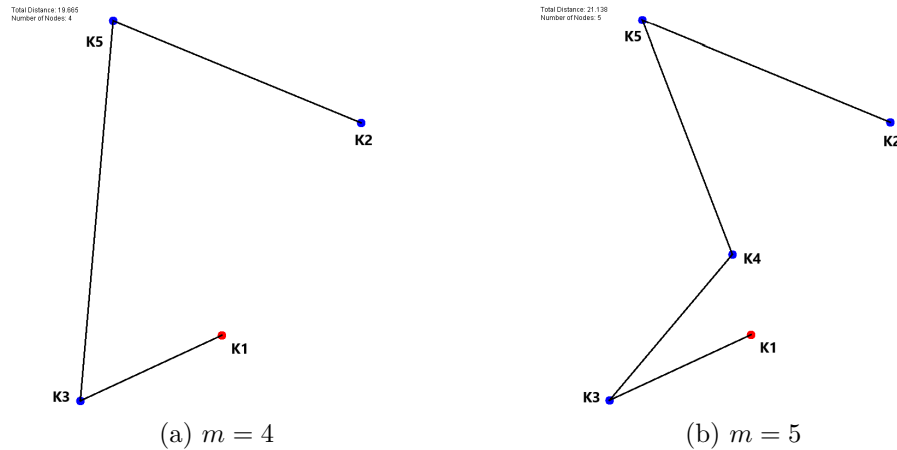


Abbildung 3.4: Insert-First führt zu einem schlechtem Ergebnis

Der vollständige Generierungsvorgang befindet sich im Anhang (Abbildung A.4 im Anhang).

Auch hier lässt sich das Problem der Reihenfolge beobachten, welches in 3.1.3 auf Seite 9 beschrieben wurde. Durch das Einfügen des letzten Knotens k_4 in den Pfad entsteht ein suboptimaler Graph. Werden die Distanzen zwischen den Knoten k_4 und k_5 (6,129 LE) mit den zwischen k_5 und k_2 (5,019 LE) verglichen, wird schnell ersichtlich, dass eine Verminderung der Distanz durch das Umlegen der Knoten erreicht werden kann. Verursacht wird diese Abweichung vom Optimum dadurch, dass k_4 als letztes in den Graphen eingefügt wird, da der Knoten sich, relativ zu den restlichen Knoten, in der Mitte der Fläche befindet und somit aufgrund seiner geringeren Entfernung zu anderen Knoten vom Algorithmus als letztes betrachtet wird. Die optimale Route

$$P = k_1, k_3, k_4, k_2, k_5$$

würde es jedoch erfordern, dass k_4 früher betrachtet und in den Pfad eingefügt wird. Der durch den Algorithmus erzeugte Graph hat eine Gesamtlänge von 21,138 LE, während durch das Umlegen zum optimalen Graph eine Länge von 20,028 LE, also Reduktion der Distanz um 1,11 LE oder 5,251% erreicht werden kann.

Das Insert-Furthest-Verfahren verhält sich in einigen Fällen, wie in 3.3 auf Seite 15 gezeigt, besser als das Insert-First-Verfahren, weist aber immer noch eindeutige Schwächen, gerade im Bezug auf die Reihenfolge der Betrachtung der Knoten, auf. Das Beispiel in 3.4 auf der vorherigen Seite zeigt deutlich, wie auch hier die Positionierung der Knoten einen negativen Einfluss auf das Endergebnis hat.

3.3 Insert-Closest-Verfahren

3.3.1 Funktionsweise

Aufbauend auf den durch den Insert-First- und Insert-Furthest-Algorithmus gewonnen Erkenntnissen ist es mögliche weitere Variationen der Heuristik zu entwickeln und deren Ergebnisse zu betrachten. Da sowohl in 3.1 auf Seite 7, als auch in 3.2 auf Seite 13 festgestellt wurde, dass ein Grund für suboptimal erstellte Routen die Reihenfolge der Betrachtung der Knoten ist, wird für das Insert-Closest-Verfahren ein anderes Kriterium für eben diese Reihenfolge festgelegt. Wie der Name des Verfahrens schon suggeriert, geschieht hier die Auswahl der Knoten wieder nach ihrer Distanz.

Der Insert-Closest-Algorithmus bezeichnet im Grundprinzip die Umkehrung des Insert-Furthest-Algorithmus. Anstatt des am weitesten entfernten Knotens wird hier der dem aktuellen Knoten nächste betrachtet.

Zu Beginn beschreibt sich der Algorithmus identisch zum Insert-Furthest-Verfahren. Auch hier wird ein neuer Graph mit einem leerem Pfad P und einer Liste von Knoten k_1, \dots, k_n der Länge n erzeugt. Auch hier wird der erste Knoten k_1 als erster Knoten des Pfads p_1 festgelegt. Der als nächstes einzufügende Knoten wird wie beim Insert-Furthest-Verfahren durch seine Distanz zum vorherigen bestimmt. Für das Insert-Closest-Verfahren wird der dem Vorherigen Knoten nächste Knoten, unter der Bedingung, dass dieser nicht bereits Teil des Pfads ist, in diesen eingefügt. Um die beste Stelle zum Einfügen des Knotens zu ermitteln wird das gleiche Verfahren wie bei den beiden vorherigen Algorithmen angewandt; die Stelle, die den geringsten Anstieg für die Gesamtdistanz des Pfads bedeutet wird ausgewählt. Auch das Vorgehen beim Einfügen orientiert sich hier an den vorherigen Algorithmen. Der aktuelle Knoten k_i wird nach dem in Algorithmus 6 auf Seite 49 dargestellten Prinzip an dem vorher festgelegten Index j in den Graph eingefügt.

Der beschriebene Insert-Closest-Algorithmus befindet sich als Pseudocode in etwas ausführlicher Version unter Algorithmus 3 auf der nächsten Seite.

Algorithmus 3 Insert-Closest-Algorithmus

Require: Graph G , Pfad P **Require:** $G = k_1, k_2, \dots, k_n, n > 2$

```

1:  $p_1 \leftarrow k_1$                                 ▷ Setzen des ersten Knoten
2:  $i \leftarrow -1$ 
3:  $d_i \leftarrow -1$ 
4: for  $a \leftarrow 1, a \leq n, a \leftarrow a + 1$  do
5:    $j_S \leftarrow -1$ 
6:    $d_S \leftarrow -1$ 
7:   for  $b \leftarrow 2, b \leq n, b \leftarrow b + 1$  do    ▷ Finde  $k_b$  mit der geringsten Distanz zu  $p_m$ 
8:      $d_C \leftarrow \omega(k_b, p_m)$                     ▷ Distanz zwischen  $k_b$  und letztem Knoten  $p_m$ 
9:     if  $k_b \notin P$  and ( $j_S = -1$  (or)  $d_C > d_S$ ) then
10:       $d_S \leftarrow d_C$ 
11:       $j_S \leftarrow b$ 
12:    end if
13:  end for
14:   $i_S \leftarrow -1$ 
15:   $d_S \leftarrow -1$ 
16:  for  $b \leftarrow 2, b < n, b \leftarrow b + 1$  do
17:     $d_C \leftarrow \text{MERGEAT}(P, b, k_{j_F})$  DISTANCE    ▷ Gesamtlänge des entstehenden
    Pfads
18:    if  $i_S = -1$  or  $d_C < d_S$  then
19:       $i_S \leftarrow b$ 
20:       $d_S \leftarrow d_C$ 
21:    end if
22:  end for
23:   $P \leftarrow \text{MERGEAT}(P, k_{j_S}, i_S)$                 ▷ Siehe Alg. 6 auf Seite 49
24: end for
25: return new Graph( $P$ )

```

3.3.2 Zeitkomplexität

Da es sich beim Insert-Closest-Algorithmus um eine Abwandlung des Insert-Furthest handelt, ist die Struktur beider Algorithmen gleich – nur eine Bedingung ändert sich. Daher kann auch für diesen Algorithmus eine Zeitkomplexität von

$$f(n) = O(n^2)$$

angenommen werden, womit auch dieser Algorithmus wie Insert-First skaliert.

3.3.3 Ergebnis und Schwächen

Auch die Ergebnisse dieses Algorithmus gestalten sich sehr divers. Wie bei beiden anderen Verfahren entstehen hier Graphen, die nahe an die Optimale Route heranreichen oder ihr teilweise auch entsprechen, aber auch solche, die weit von der optimalen Lösung abweichen. Übergibt man dem Algorithmus beispielsweise die gleichen Knoten wie in Abbildung 3.1 auf Seite 10, einem Szenario, bei dem der Insert-First Algorithmus einen suboptimalen Graph generiert, kommt der Insert-Closest Algorithmus, so wie der Insert-Furthest Algorithmus auch, auf die optimale Route.

So wie die anderen Algorithmen stößt aber auch der Insert-Closest Algorithmus bei bestimmten Konstellationen von Knoten an seine Grenzen.

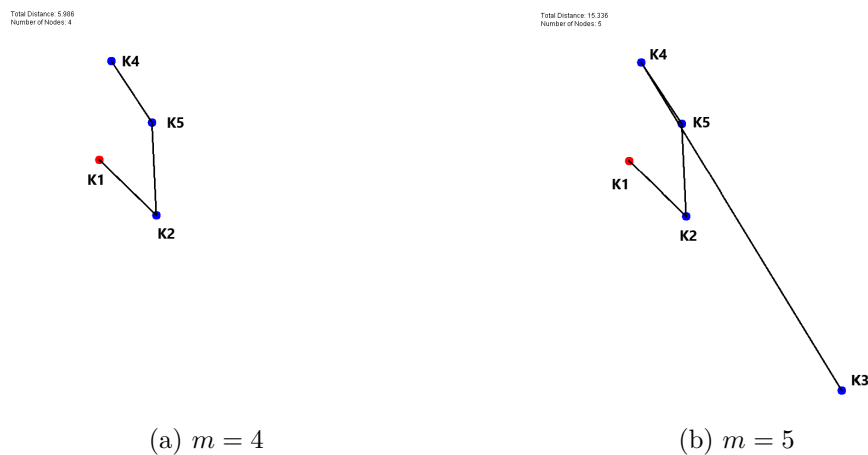


Abbildung 3.5: Der Insert-Closest Algorithmus kommt zu einem schlechten Ergebnis

Der vollständige Generierungsvorgang befindet sich im Anhang (Abbildung A.5 im Anhang).

Wie in Abbildung 3.5 auf der vorherigen Seite zu sehen ist, plant der Algorithmus einen Pfad, der deutlich erkennbar, nicht optimal ist.

Der in 3.5b auf der vorherigen Seite gezeigte Pfad hat eine Gesamtdistanz von 15,336 LE. Durch das Ändern der Reihenfolge der Knoten zu

$$P = k_1, k_4, k_5, k_2, k_3$$

könnte eine Verringerung der Distanz im Vergleich zum vorherigen Resultat um 3,208 LE, bzw. 20,918% erreicht werden. Auch hier wird der suboptimal geplante Pfad durch die Reihenfolge der Betrachtung der Knoten verursacht. Im konkreten Beispiel werden die ersten vier Knoten k_1, k_2, k_4 und k_5 zu einem für sich optimalen Pfad zusammengefügt. k_3 wird aufgrund seiner hohen Distanz zu den übrigen Knoten als letztes in den Pfad eingefügt. Im gezeigten Beispiel kommt es also genau zu der Umkehrung des Problems, welches beim Insert-Furthest Algorithmus besteht; dort werden Knoten aufgrund ihrer zu niedrigen Distanz teilweise zu spät eingefügt. Diese Problem hat hier zur Folge, dass k_3 als letzter Knoten des Pfades nach dem von ihm am weitesten entfernten Knoten eingefügt wird, was zu einem hohen Zuwachs der Gesamtdistanz führt.

3.4 Zusammenfassung der Schwächen und Verbesserungsvorschläge

Die Ergebnisse, welche die Algorithmen erzeugen, können zum jetzigen Zeitpunkt nur begrenzt miteinander verglichen werden, da noch zu wenige Beispiele vorliegen. Allerdings lassen sich durch die wenigen Beispiele die vorliegen bereits einige Beobachtungen treffen, anhand deren die erzeugten Graphen nachträglich noch verbessert werden können. Betrachtet man nun diese Graphen, die durch alle drei Algorithmen erzeugt werden, so fallen bei allen schnell Schwächen auf, die ihr Ergebnis beeinträchtigen. Anhand der vorherigen Beispiele wurde deutlich, dass die Algorithmen zwar in der Lage sind gute Ergebnisse zu erzeugen, gleichzeitig aber auch auf sich allein gestellt nicht sehr zuverlässig sind. Dies trifft sowohl auf das Insert-First Verfahren, als auch auf die anderen vorgestellten Algorithmen zu.

Bezüglich des Verhältnis' von Komplexität und Nutzen lässt sich keine genaue Aussage treffen, welcher Algorithmus effizienter arbeitet. Alle drei Algorithmen weisen eine Komplexität von $O(n^2)$ auf und erzeugen Ergebnisse, die in ihrer Qualität von optimal bis erkennbar besserbar reichen.

Weiterhin ist in Abbildung 3.5 auf der vorherigen Seite ein Phänomen zu beobachten, welches gerade bei Anwendung der beschriebenen Algorithmen mit mehr Knoten häufig auftritt. Das Entstehen von Überkreuzungen von Kanten zwischen zwei Knoten

(siehe hierzu Abbildung A.7 auf Seite 48). Gerade bei solchen Überkreuzungen besteht immer die Möglichkeit den Graph so umzulegen, dass die Gesamtdistanz sinkt. Daher ist es sinnvoll einen Algorithmus zu entwickeln, der versucht Überkreuzungen aufzulösen.

Weiterhin fallen bei manchen Graphen Konstellationen von Knoten und bestehenden Kanten auf, bei denen durch ein einfaches Umlegen der Kanten, bzw. der Knotenreihenfolge, signifikante Verringerungen in der Distanz erzielt werden können (siehe hierzu Abbildung A.8a auf Seite 48).

Auch hier kann ein Algorithmus, der gezielt nach solchen Konstellationen sucht und diese aufhebt, Abhilfe schaffen.

Nachdem diese Algorithmen im nächsten Kapitel erarbeitet werden folgt eine Analyse der Ergebnisse verschiedener Kombinationen der vorgestellten Algorithmen, basierend auf mehreren Testläufen mit zufällig erzeugten Knoten. Dadurch soll es möglich sein die Algorithmen untereinander und in Verbindung miteinander zu vergleichen.

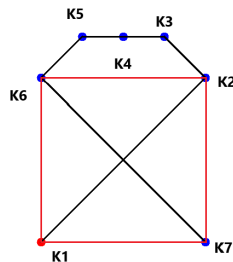
4 Überarbeitung eines bestehenden Pfads

4.1 Entfernen von Überschneidungen

4.1.1 Beschreibung des Problems

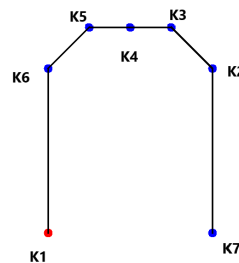
Wie in Abschnitt 3.4 auf Seite 20 angedeutet kommt es bei generierten Graphen zu Überkreuzungen von Teilrouten zwischen jeweils zwei Knoten. Betrachtet man solche Überkreuzungen im Detail fallen einige Gemeinsamkeiten zwischen ihnen auf. So ist es beispielsweise immer möglich eine Überkreuzung durch das Verändern der Reihenfolge der Knoten im Pfad aufzulösen und so eine Verringerung in der Gesamtdistanz zu erreichen.

Total Distance: 16.142
Number of Nodes: 7



(a) Graph mit einer Überkreuzung

Total Distance: 12.628
Number of Nodes: 7



(b) Aufgelöste Überkreuzung

Abbildung 4.1: Graph mit und ohne Überkreuzung (Das rote Rechteck in Abbildung a) dient späteren Illustrationszwecken)

Anhand dieses Beispiels wird nun das Entstehen, Erkennen und Auflösen von Überkreuzungen erläutert.

Eine Überkreuzung repräsentiert das Auftreten eines Schnittpunkts von zwei Kanten eines Graphen in einem für den Graphen relevanten Bereich. Ein Schnittpunkt von zwei Kanten bedeutet hier, dass keine der vier Knoten gleich sein dürfen. Besteht eine Überkreuzung also aus den Knotenpaaren A und B mit $A = k_{A_1}, k_{A_2}$ und $B = k_{B_1}, k_{B_2}$,

dann muss gelten $k_{A_1} \neq k_{A_2} \neq k_{B_1} \neq k_{B_2}$. Ist diese Bedingung nicht erfüllt, kann es keine Überkreuzung geben. Sind nur drei der vier benötigten Knoten einzigartig kann es nicht zu einer Überkreuzung kommen, da dies einen zusammenhängenden Streckenabschnitt der Form k_1, k_2, k_3 darstellen würde.

4.1.2 Erkennen von Überkreuzungen

Um Überkreuzungen erkennen zu können, ist die Bedingung „in einem für den Graphen relevanten Bereich“ wichtig. Betrachtet man zwei zufällig ausgewählte Kanten als unendliche Linien, stellt man sie also in der zweidimensionalen Ebene als lineare Funktion, mit einer Steigung und einem Schnittpunkt mit der Ordinate, dar, dann schneiden sich alle diese Funktionen an irgendeinem Punkt, es sei denn sie sind parallel zueinander. Um zu überprüfen, ob eine Überkreuzung im für die Generierung eines Graphen relevanten Bereich ist, wird zuerst der Schnittpunkt der beiden Kanten berechnet. Dazu wird aus zwei Knoten einer Kante eine lineare Funktion der Form $f(x) = mx + n$ simuliert, wobei $m = \frac{\Delta y}{\Delta x}$ und $n = y - mx$. Sind die Knoten der beiden Kanten nun A_1, A_2 und B_1, B_2 , dann ergibt sich für die Berechnung der Schnittstelle unter der Bedingung, dass $m_A \neq m_B$:

$$x_S = \frac{(y_{B_1} - \frac{y_{B_2} - y_{B_1}}{x_{B_2} - x_{B_1}} \cdot x_{B_1}) - (y_{A_1} - \frac{y_{A_2} - y_{A_1}}{x_{A_2} - x_{A_1}} \cdot x_{A_1})}{(\frac{y_{A_2} - y_{A_1}}{x_{A_2} - x_{A_1}}) - (\frac{y_{B_2} - y_{B_1}}{x_{B_2} - x_{B_1}})} \quad (4.1)$$

$$y_S = \frac{y_{A_2} - y_{A_1}}{x_{A_2} - x_{A_1}} \cdot x_S + (y_{A_1} - \frac{y_{A_2} - y_{A_1}}{x_{A_2} - x_{A_1}} \cdot x_{A_1}) \quad (4.2)$$

Mit x_S und y_S lässt sich der Schnittpunkt $S(x_S|y_S)$ konstruieren.

Mit Hilfe des Punkts S gilt es nun zu überprüfen, ob sich dieser im relevanten Bereich befindet. Um dies zu bestimmen wird um die Knoten beider Kanten jeweils ein Rechteck simuliert, wie es beispielhaft in Abbildung 4.1a auf der vorherigen Seite eingezeichnet ist. Eine Überkreuzung ist genau dann für den Algorithmus relevant, wenn sie in den Rechtecken beider Kanten liegt. Um dies zu überprüfen wird der in Algorithmus 10 auf Seite 50 beschriebene Algorithmus verwandt. An dieser Stelle sei angemerkt, dass das Problem der Überkreuzungserkennung auch mit Hilfe von Vektorenskalierung lösbar ist. Ein solches Verfahren wird jedoch in dieser Arbeit nicht ausgearbeitet.

4.1.3 Auflösen von Überkreuzungen

Um einen Algorithmus zur Auflösung von Überkreuzungen entwickeln zu können, ist es wichtig die Knoten um eine Überkreuzung herum vor und nach deren Auflösung

zu betrachten. Dazu kann als Beispiel wieder Abbildung 4.1 auf Seite 22 dienen. Die Reihenfolge der Knoten in Abbildung 4.1a auf Seite 22 ist

$$P_{alt} = k_1, k_2, k_3, k_4, k_5, k_6, k_7$$

Die Reihenfolge der Knoten nach dem Auflösen der Überkreuzung in Abbildung 4.1b auf Seite 22 ist

$$P_{neu} = k_1, k_6, k_5, k_4, k_3, k_2, k_7$$

In diesem Beispiel seien die betroffenen Kanten A und B mit den Knoten $k_{A_1} = k_1$, $k_{A_2} = k_2$ und $k_{B_1} = k_6$, $k_{B_2} = k_7$. Die hier interessanten Knoten sind k_2 bis k_6 , da sich deren Reihenfolge umkehrt. Daraus kann gefolgert werden, dass das Auflösen einer Überkreuzung das Umkehren der betroffenen Knoten in der Mitte bedeutet. Die betroffenen Knoten bestimmen sich durch die Kanten A und B – der erste umzukehrende Knoten ist immer k_{A_2} , während der letzte k_{B_1} ist. Dies trifft allerdings nur unter der Bedingung zu, dass A im Graph vor B liegt. Ist dies nicht der Fall kehren sich die Rollen der Knoten um und k_{B_1} ist der erste, während k_{A_2} der letzte umzukehrende Knoten ist. Ein Algorithmus, der auf einem Pfad mit Überkreuzung und bekannten A und B eben dieses Tauschen ausführt, findet sich unter Algorithmus 11 im Anhang.

Ein vollständiger Algorithmus, der die aufgeführten Methodiken anwenden soll, um Überkreuzungen zu erkennen und aufzulösen, muss also alle Kanten gegeneinander prüfen. Eine Umsetzung eines solchen Algorithmus findet sich unter Algorithmus 4.

Algorithmus 4 Erkennen und Auflösen von Überkreuzungen auf einem Pfad

Require: Pfad P

Require: $P = p_1, p_2 \dots, p_n$, $n \geq 4$, $\forall p \in G$

```

1: for  $a \leftarrow 2$ ,  $a \leq n$ ,  $a \leftarrow a + 1$  do
2:   for  $b \leftarrow b$ ,  $b \leq n$ ,  $b \leftarrow b + 1$  do
3:     if not ( $p_a \neq p_b$  and  $p_a \neq p_{b-1}$  and  $p_{a-1} \neq p_b$  and  $p_{a-1} \neq p_{b-1}$ ) then
4:       CONTINUE
5:     end if
6:      $x_S \leftarrow$  nach 4.1 auf der vorherigen Seite  $\triangleright p_a$  und  $p_{a-1}$  entsprechen  $A_1$  und
        $A_2$ 
7:      $y_S \leftarrow$  nach 4.2 auf der vorherigen Seite  $\triangleright p_b$  und  $p_{b-1}$  entsprechen  $B_1$  und
        $B_2$ 
8:     if CHECK( $p_a, p_{a-1}, S(x_S|y_S)$ ) and CHECK( $p_b, p_{b-1}, S(x_S|y_S)$ ) then
9:        $P \leftarrow$  RESOLVE( $P, p_a, p_{b-1}$ )
10:    end if
11:  end for
12: end for

```

Wird das Entfernen von Überkreuzungen nach diesem Prinzip implementiert, gilt es auch hier wieder die Implikationen einer solchen Implementierung zu betrachten. Aufgrund der geschachtelten Iterationen über die Kanten des Graphs lässt sich eine Zeitkomplexität von

$$f(n) = O(n^2)$$

ermitteln, womit der Algorithmus im Rahmen der polynomialen Zeitkomplexitätsklasse liegt. Dies bedeutet, dass die Laufzeit des Algorithmus, wie auch schon bei den vorher vorgestellten Algorithmen, proportional zum Quadrat seiner Eingabemenge wächst. Als Eingabemenge können hier Knoten bzw. Kanten eines Graphen behandelt werden, wobei n die Menge der Knoten repräsentiert.

Ein Algorithmus, der Überkreuzungen aus einem Graph entfernt, arbeitet also mit einer ähnlichen Laufzeit wie die Heuristiken, die den Graph vorher erzeugen.

Weiterhin ist es möglich, dass durch das Auflösen einer Überkreuzung eine weitere, neue entsteht. Geschieht dies unter der Bedingung, dass in den restlichen Iterationen über die Kanten diese Überkreuzung nicht mehr erkannt wird, beispielsweise, wenn dies in der letzten Iteration passiert, dann wird die Überkreuzung nicht vom Algorithmus aufgelöst. Eine Möglichkeit dies zu umgehen ist durch das rekursive Aufrufen des Algorithmus, damit mehrmals auf Überkreuzungen überprüft wird. Allerdings besteht hier Bedarf eine solche Implementierung genauer zu untersuchen, was in dieser Arbeit nicht behandelt wird.

4.2 Nachbesserung eines Pfads

4.2.1 Beschreibung des Problems

Neben den im vorherigen Abschnitt beschriebenen Überkreuzungen kommt es bei den generierten Graphen auch zu solchen suboptimalen Teilrouten, die durch ein einfaches Umlegen dieser verbessert werden können.

Das Beispiel in 4.2 auf der nächsten Seite zeigt einen Graphen mit einer initialen Knotenreihenfolge

$$P_{alt} = k_1, k_2, k_3, k_4.$$

Durch das Umlegen zu

$$P_{neu} = k_1, k_3, k_2, k_4$$

erfolgt eine Verringerung der Gesamtdistanz. Betrachtet man die hier betroffenen Kanten $E_1 = (k_1, k_2)$, $E_2 = (k_1, k_3)$ und $E_3 = (k_2, k_3)$ kann die Distanzverringerung anhand ihrer einzelnen Distanzen und ihres Auftretens in den beiden Graphen erklärt

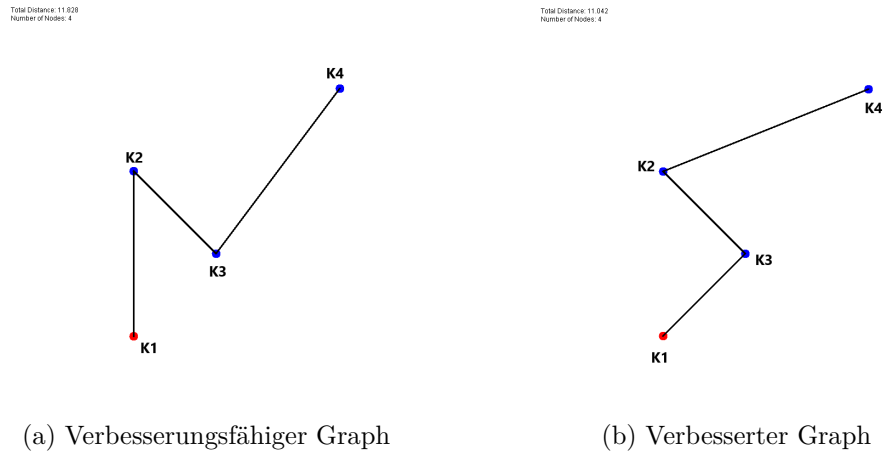


Abbildung 4.2: Graph vor und nach der Nachbesserung

werden. Da gilt

$$E_1, E_3 \in P_{alt} \text{ und } E_2, E_3 \in P_{neu}$$

kann eine Distanzverringernung mit

$$\omega(E_1) + \omega(E_3) < \omega(E_2) + \omega(E_3)$$

erklärt werden. Im konkreten Beispiel in 4.2 drückt sich das durch eine Verringerung der Gesamtdistanz um 0,786LE aus.

4.2.2 Algorithmus zur Nachbesserung

Ein Algorithmus, der Nachbesserungen auf genau diese Art vornehmen soll, kann wie folgt vorgehen. Betrachte beginnend mit dem zweiten Knoten in einem Pfad jeden Knoten. Für jeden zu betrachteten Knoten wird jede Kante, an dessen Ende der aktuelle Knoten nicht steht, betrachtet. Es gilt zu überprüfen, ob es für die Gesamtdistanz besser ist, wenn der aktuelle Knoten in die aktuelle Kante eingefügt wird. Anders ausgedrückt: p_i mit $i \geq 2, i \in \mathbb{N}$ sei ein Knoten in einem vollständigen Pfad mit n Knoten und $n - 1$ Kanten. Zusammen mit p_i wird auch immer eine Kante $e_j = (p_{k-1}, p_k)$ betrachtet, sodass gilt $p_i \notin e_j$. Um nun zu überprüfen, ob es möglich ist eine Verbesserung des Graphs vorzunehmen wird überprüft ob

$$\omega(p_{i-1}, p_i) + \omega(p_i, p_{i+1}) + \omega(e_j) > \omega(p_{i-1}, p_{i+1}) + \omega(p_{k-1}, p_i) + \omega(p_i, p_k)$$

Ist dies der Fall wird die Reihenfolge der Knoten entsprechend geändert und p_i zwischen p_{i-1} und p_{i+1} entfernt und zwischen p_{k-1} und p_k eingefügt. Wie genau das

Einfügen in die Kante funktioniert kann in Algorithmus 11 auf Seite 51 nachvollzogen werden.

Eine vollständige Implementierung eines Algorithmus, der Verbesserung an einem bestehenden Graph vornimmt kann wie in Algorithmus 5 aussehen. Damit beschreibt

Algorithmus 5 Nachbesserung eines Pfads

Require: Pfad P

Require: $P = p_1, p_2, \dots, p_n, n > 3, n \in \mathbb{N}$

```

1: for  $a \leftarrow 2, a \leq n - 1, a \leftarrow a + 1$  do
2:   for  $b \leftarrow 3, b \leq n, b \leftarrow b + 1$  do
3:     if  $a = b$  or  $a = b - 1$  then
4:       CONTINUE
5:     end if
6:     if  $\omega(p_{a-1}, p_a) + \omega(p_a, p_{a+1}) + \omega(p_{b-1}, p_b) > \omega(p_{a-1}, p_{a+1}) + \omega(p_{b-1}, p_a) +$ 
        $\omega(p_a, p_b)$  then
7:        $P \leftarrow \text{RESOLVE}(P, (p_{b-1}, p_b), p_a)$ 
8:     end if
9:   end for
10: end for
11: return  $P$ 

```

sich die Zeitkomplexität dieses Algorithmus mit

$$f(n) = O(n^2)$$

Womit er, wie der Algorithmus 4 auf Seite 24 zum Entfernen von Überkreuzungen, quadratisch zur Eingabemenge skaliert.

5 Ergebnisse und Bewertung der verschiedenen Algorithmen

Nachdem nun drei Algorithmen zur Generierung einer Route und zwei zu nachträglicher Überarbeitung vorgestellt wurden, gilt es nun Erkenntnisse über die Ergebnisse dieser Algorithmen im Vergleich zueinander zu gewinnen. Dafür wurde ein Testszenario angelegt, in dem verschiedene Kombinationen dieser Algorithmen mehrmals getestet werden. Jeder der drei Algorithmen zur Routengenerierung wird für sich, mit Auflösen von Überkreuzungen, mit Nachbesserung und mit Auflösen von Überkreuzungen und Nachbesserung getestet, wodurch es zwölf verschiedene Kombinationen gibt. Diese Kombinationen werden 1 000 mal mit je 10, 15, \dots , 100 Knoten getestet und die Ergebnisse (Gesamtdistanz des finalen Graphs) vermerkt, wodurch 19 000 Datensätze entstehen. Wie aussagekräftig diese Ergebnisse sind wird in dieser Arbeit nicht diskutiert.

Tabelle 5.1 auf der nächsten Seite zeigt die möglichen Kombinationen der vorgestellten Algorithmen, wie häufig eine Kombination die beste Lösung generiert hat und die Anteil der Kombination an den 19 000 besten Ergebnissen. Eindeutig kann hier erkannt werden, dass – unabhängig von der Strategie – Routen, die nach Algorithmus 5 auf der vorherigen Seite nachgebessert werden, den größten Teil der besten Lösungen beanspruchen. Insgesamt erzielten die Kombinationen, die Nachbesserungs-Algorithmus anwenden 13 083 von 19 000 (68,86%) besten Ergebnissen. Den größten Teil macht dabei die Kombination, die den Insert-First-Algorithmus verwendet, aus. Danach folgen, ebenfalls nur mit Nachbesserung, der Insert-Furthest-Algorithmus mit 4 228 und der Insert-Closest-Algorithmus mit 3 648 besten Ergebnissen. Insgesamt verwenden 11,69% der besten Lösungen nur einen Algorithmus zu Generierung des Graphen, 0,72% lösen zusätzlich Überkreuzungen auf, 68,86% verwenden den Algorithmus 5 auf der vorherigen Seite zur Nachbesserung und 18,73% beide dieser Verfahren. Von den 19 000 besten Ergebnissen entfallen 7 519 (39,57%) an eine Kombination mit dem Insert-First-Algorithmus, 5 279 (27,78%) an den Insert-Closest-Algorithmus und 6 202 (32,64%) an den Insert-Furthest-Algorithmus. Weiterhin lässt sich aus den Datensätzen ablesen, dass die Differenz zwischen den Ergebnissen der besten und der schlechtesten Kombination mit zunehmender Knotenanzahl steigt. Weicht die schlechteste Lösung bei 15 Knoten nur um 2,75% von der Besten ab sind es bei 100 Knoten bereits 8,23%.

Zusätzlich kann festgestellt werden, dass Kombinationen, die sich bei der nachträglichen Überarbeitung nur auf das Entfernen von Überkreuzungen verlassen, einen sehr geringen Teil der besten Ergebnisse ausmachen. Dies kann allerdings damit erklärt werden, dass wenn ein generierter Graph von Beginn an keine Überkreuzungen enthält,

Strategie	Überkreuzungen	Nachbesserung	# Beste	% Beste
First	Nein	Nein	1 024	5,39%
First	Nein	Ja	5 207	27,41%
First	Ja	Nein	51	0,27%
First	Ja	Ja	1 237	6,51%
Furthest	Nein	Nein	481	2,53%
Furthest	Nein	Ja	4 228	22,25%
Furthest	Ja	Nein	44	0,23%
Furthest	Ja	Ja	1 449	7,63%
Closest	Nein	Nein	717	3,77%
Closest	Nein	Ja	3 648	19,20%
Closest	Ja	Nein	41	0,22%
Closest	Ja	Ja	873	4,59%

Tabelle 5.1: Beste Testergebnisse nach verwendeten Algorithmen

die Kombination ohne Ausbesserung dieser Überkreuzungen die gleiche Gesamtdistanz vorweist wie eine Kombination, die Überkreuzungen entfernt. Ist dies der Fall wird nur erste Kombination gezählt.

Um nun Aussagen darüber treffen zu können, welcher Algorithmus die besten Ergebnisse generiert muss zuerst eine Unterscheidung getroffen werden. Definiert man die beste Algorithmenkombination nach der Anzahl der besten Ergebnisse, so ergibt die Kombination von Insert-First und Nachbesserung als beste Kombination, Wird jedoch die durchschnittliche Gesamtdistanz der generierten Routen als Maßstab gewählt, ist die beste Kombination die von Insert-First, Nachbesserung und dem Entfernen von Überkreuzungen.¹⁴ Beide diese Ergebnisse stehen jedoch gegen die gestellten Erwartungen, da in 3.3 auf Seite 17 und 3.2 auf Seite 13 versucht wurde den Insert-First-Algorithmus zu verbessern.

Nach Auswertung der Daten scheint es aber so, als seien die Ergebnisse der Variationen des Insert-First-Verfahrens insgesamt schlechter als die des ursprünglichen Algorithmus. Vergleicht man die durchschnittlichen Ergebnisse des Insert-First-Algorithmus in Kombination mit dem Nachbesserungs-Algorithmus mit den besten Durchschnittswerten aller Kombinationen, kann festgestellt werden, dass diese Kombination durchschnittlich 0,49% vom besten Durchschnitt abweicht, sofern sie nicht selbst die beste Lösung generiert.

¹⁴Diese Ergebnisse leiten sich von den in *data.xlsm* aufgeführten Testergebnissen ab, auffindbar in dem in der Einleitung angemerktem GitHub Repository

6 Zusammenfassung und Ausblick

Rückblickend auf die Ergebnisse dieser Arbeit, insbesondere in Bezug auf den Insert-First-Algorithmus lässt sich feststellen, dass eine Heuristik zur Lösung des TSP immer Schwächen irgendeiner Form haben wird. Im Falle des Insert-First-Algorithmus liegt erkennbar in der Reihenfolge, in der die Knoten zu einer vollständigen Route zusammengefügt werden. Wie gezeigt ist der Insert-First-Algorithmus zwar in der Lage gute, aber ebenso schlechte, Ergebnisse zu generieren.

Ein Versuch diesen Schwächen entgegen zu wirken ist der Insert-Furthest Algorithmus, der die Knoten, die am weitesten voneinander entfernt sind zuerst betrachtet. Dieser Algorithmus ist in der Lage in einigen Szenarien Ergebnisse einer höheren Qualität zu erzeugen, ebenso leidet er aber unter den gleichen Schwächen wie der Insert-First-Algorithmus und erzeugt durch das späte Einfügen von Knoten, die eine geringe Entfernung zu anderen aufweisen, suboptimale Ergebnisse. Träg man den Ansatz des Insert-Furthest-Algorithmus in die andere Richtung entspringt dabei der Insert-Closest-Algorithmus, der anstatt der am weitesten entfernten Knoten die nächsten einfügt. Auch hier lassen sich wieder die gleichen Schwächen, die schon in beiden anderen Variationen des Algorithmus aufgetreten sind, feststellen. Betrachtet man die Laufzeit der Algorithmen lassen sich keine großen Unterschiede feststellen – alle drei liegen in der Zeitkomplexitätsklasse $O(n^2)$. Dies begründet sich darin, dass die Algorithmen basieren auf dem gleichen Prinzip basieren, nur steigt bei Insert-Closest und -Furthest aufgrund des Auswahlkriteriums für Knoten die Laufzeit etwas schneller.

Betrachtet man nun also die Algorithmen, die zur nachträglichen Überarbeitung von bereits bestehenden Routen entwickelt wurden, lässt sich über diese sagen, dass sie sich wie erwartet verhalten. Der Algorithmus zur Auflösung von Überkreuzungen in einer Route löst Überkreuzungen auf und verringert so die Gesamtdistanz einer Route. An dieser Stelle sei angemerkt, dass es zu untersuchen gilt, ob das Entfernen von Überkreuzungen für Computer effizienter gestaltet werden kann, beispielsweise durch die Berechnung von Überkreuzungen durch Vektoren, wie in 4.1.2 auf Seite 23 angemerkt.

Bezüglich des Algorithmus zur Nachbesserung von Routen ist, aufbauend auf den in 5 auf Seite 28 vorgestellten Ergebnissen, eine klare Verbesserung in der Qualität der Ergebnisse zu erkennen. Die in 5 auf Seite 28 vorgestellten Algorithmenkombinationen, die den Nachbesserungs-Algorithmus verwenden machen über zwei Drittel der besten Ergebnisse aus und können somit als Lösungen angesehen werden, die häufig sehr gute Ergebnisse erzeugen, die nur geringfügig vom optimalen Ergebnis abweichen.

Eine Empfehlung ob oder welche Kombination von Algorithmen am effizientesten ar-

beitet und in der Praxis verwendet werden sollte, wird hier nicht gegeben, da dieser Arbeit nicht nur Praxisnähe sondern auch eine passende Definition von Effizienz fehlt. Interessant wäre aber die zukünftige Untersuchung eben dieser Empfehlung. Weiterhin sei angemerkt, dass die zwei Versuche den Insert-First-Algorithmus zu verbessern nicht zum erwarteten Ergebnis führen, weshalb sich hier die Untersuchung weiterer Variationen mit anderen Auswahlkriterien empfiehlt. Außerdem widmet sich diese Arbeit nicht dem Verhalten der vorgestellten Algorithmen bei einer größeren Menge von Knoten. Auch hier gilt es die Qualität der Ergebnisse und die Laufzeit der Algorithmen zu untersuchen.

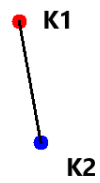
Literaturverzeichnis

- Applegate, David L. et al. (2006). *The Traveling Salesman Problem: A Computational Study*. Princeton Series in Applied Mathematics. Princeton: Princeton University Press. ISBN: 978-0-691-12993-8.
- Cook, Stephen (o. J.). *The P Versus NP Problem*. zuletzt abgerufen: 15.08.2019. URL: <https://www.claymath.org/millennium-problems/p-vs-np-problem>.
- Domschke, Wolfgang et al. (2015). „Graphentheorie“. In: *Einführung in Operations Research*. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, S. 71–86. ISBN: 978-3-662-48216-2. DOI: 10.1007/978-3-662-48216-2_3. URL: https://doi.org/10.1007/978-3-662-48216-2_3.
- Gigerenzer, Gerd und Peter M. Todd (1999). *Simple heuristics that make us smart*. Evolution and cognition. New York und Oxford: Oxford University Press. ISBN: 0-19-512156-2.
- Gurski, Frank et al. (2010). *Exakte Algorithmen für schwere Graphenprobleme*. Berlin und Heidelberg: Springer. ISBN: 978-3-642-04499-1. DOI: 10.1007/978-3-642-04500-4.
- Hutchinson, Charles et al. (Dez. 2016). *CMU Traveling Salesman Problem*. URL: https://www.math.cmu.edu/~af1p/Teaching/OR2/Projects/P58/OR2_Paper.pdf.
- Johnson, David et al. (Dez. 2001). „Experimental Analysis of Heuristics for the ATSP“. In: 12. DOI: 10.1007/0-306-48213-4_9.
- Macgregor, James und Thomas Ormerod (Juni 1996). „Human performance on the traveling salesman problem“. In: *Perception & psychophysics* 58, S. 527–539. DOI: 10.3758/BF03213088.
- o. A. (o. J.). *Millennium Problems*. zuletzt abgerufen: 15.08.2019. URL: <https://www.claymath.org/millennium-problems>.
- o. A. (1832). „Kurze Anzeigen“. In: *Ergänzungsblätter zur jenaischen Allgemeinen Literatur-Zeitschrift* 28.29, S. 225–232. URL: https://zs.thulb.uni-jena.de/receive/jportal_jparticle_00248075.
- Scholte, J. H. (Dez. 1951). „Die deutsche Literatur seit Goethes Tod“. In: *Neophilologus* 35.1, S. 110–116. ISSN: 1572-8668. DOI: 10.1007/BF01513166. URL: <https://doi.org/10.1007/BF01513166>.

A Anhang

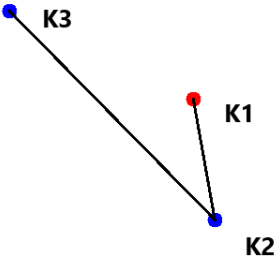
A.1 Bilder

Total Distance: 1.747
Number of Nodes: 2



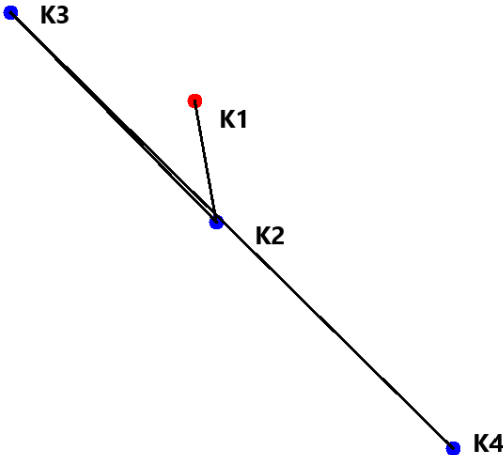
(a) $m = 2$

Total Distance: 5.915
Number of Nodes: 3



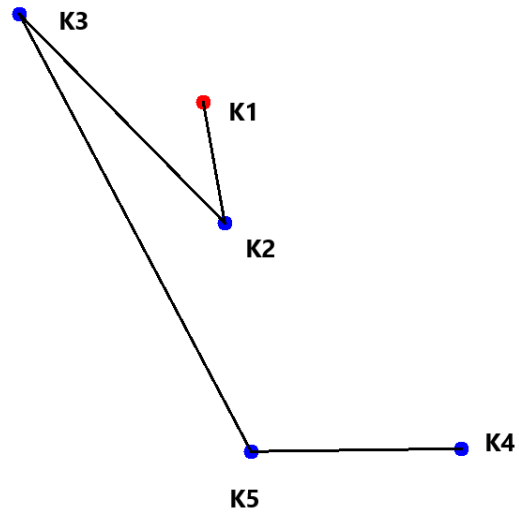
(b) $m = 3$

Total Distance: 14.73
Number of Nodes: 4



(c) $m = 4$

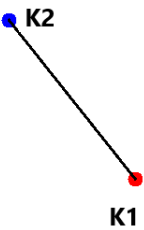
Total Distance: 15.945
Number of Nodes: 5



(d) $m = 5$

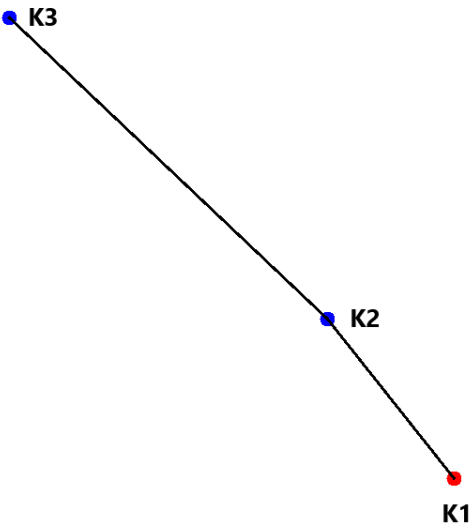
Abbildung A.1: Insert-First: Schlechtes Beispiel

Total Distance: 2.997
Number of Nodes: 2



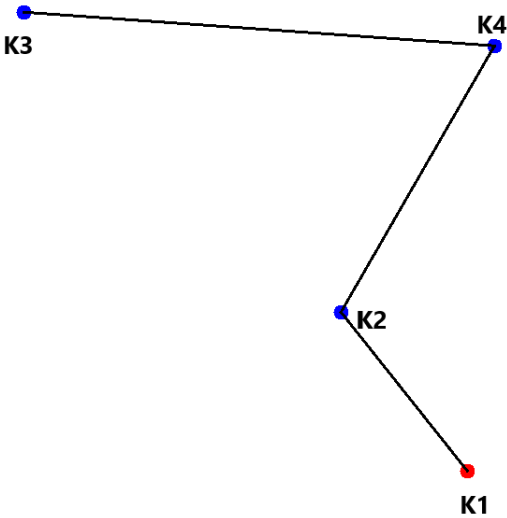
(e) $m = 2$

Total Distance: 9.114
Number of Nodes: 3



(f) $m = 3$

Total Distance: 14.01
Number of Nodes: 4



(g) $m = 4$

Total Distance: 16.691
Number of Nodes: 5

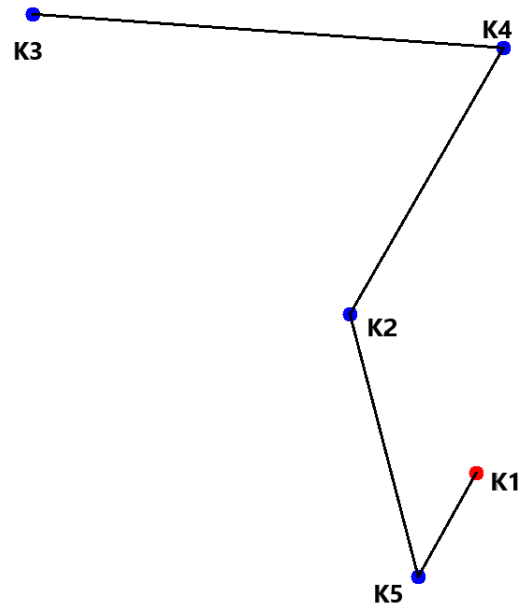


Abbildung A.2: Insert-First: Gutes Beispiel

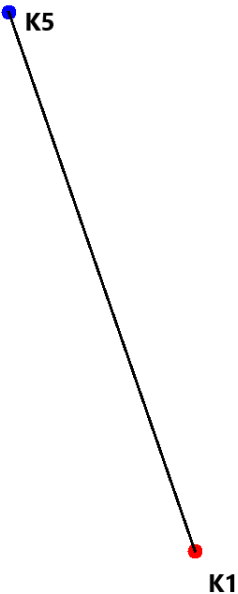
Total Distance: 0.0
Number of Nodes: 1



K1

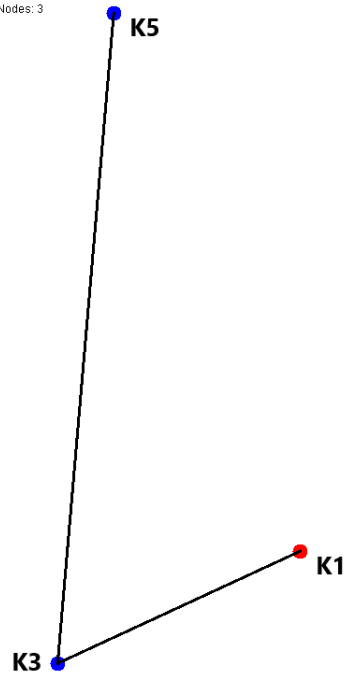
(i) $m = 1$

Total Distance: 8.122
Number of Nodes: 2



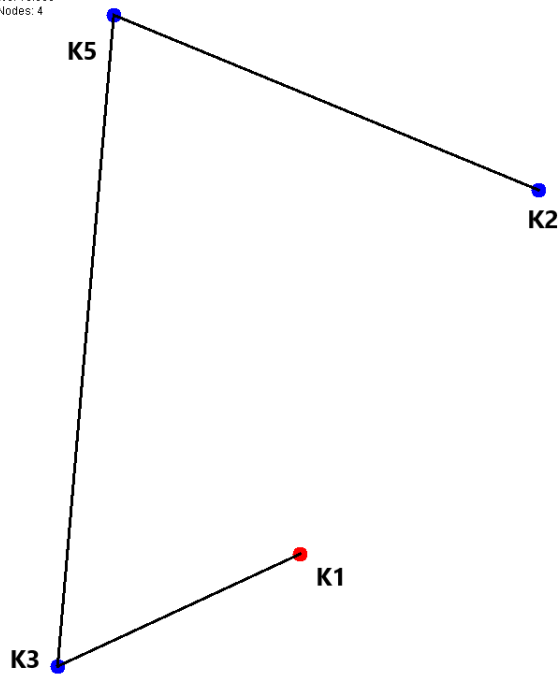
(j) $m = 2$

Total Distance: 13.126
Number of Nodes: 3



(k) $m = 3$

Total Distance: 19.665
Number of Nodes: 4



(l) $m = 4$

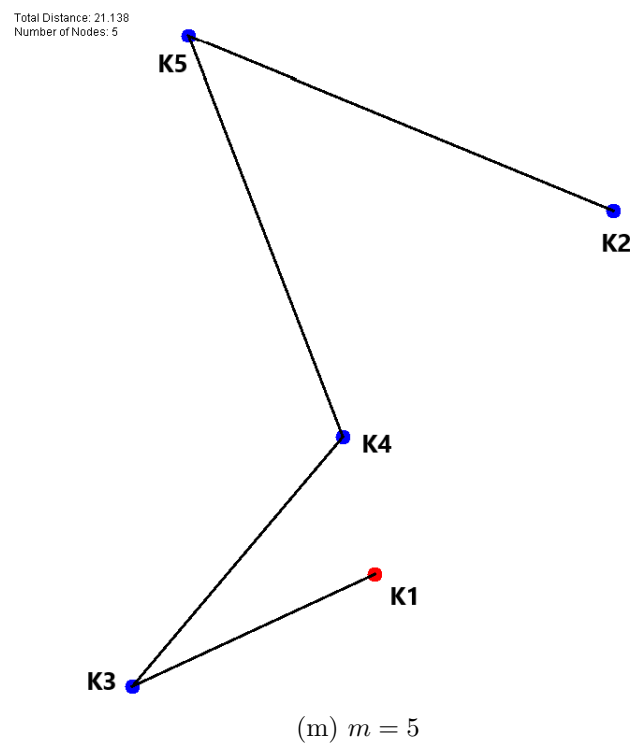


Abbildung A.3: Insert-Furthest: Schlechtes Beispiel

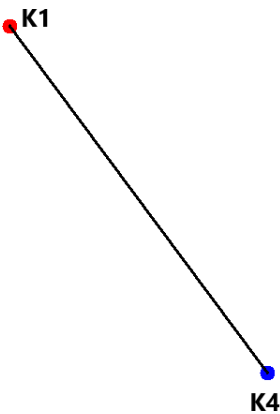
Total Distance: 0.0
Number of Nodes: 1



K1

(n) $m = 1$

Total Distance: 6.147
Number of Nodes: 2

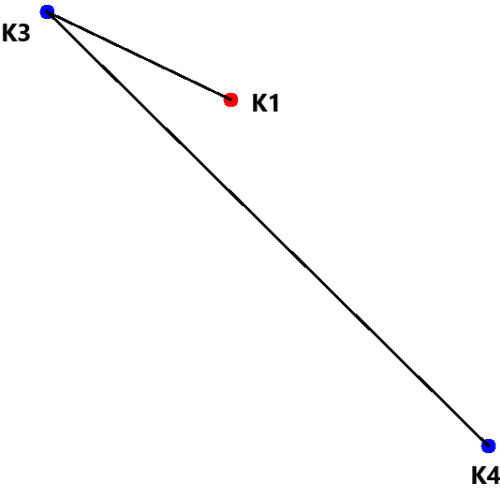


K1

K4

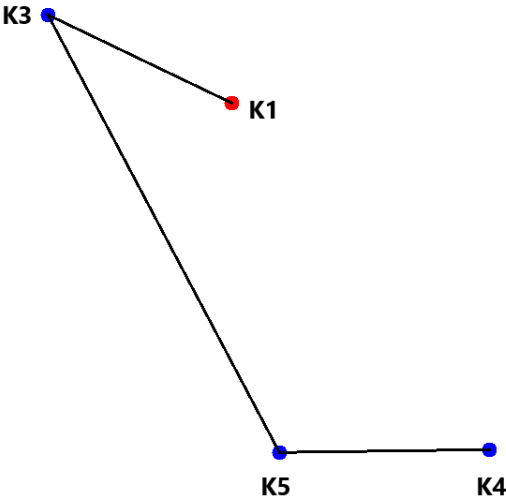
(o) $m = 2$

Total Distance: 11.714
Number of Nodes: 3



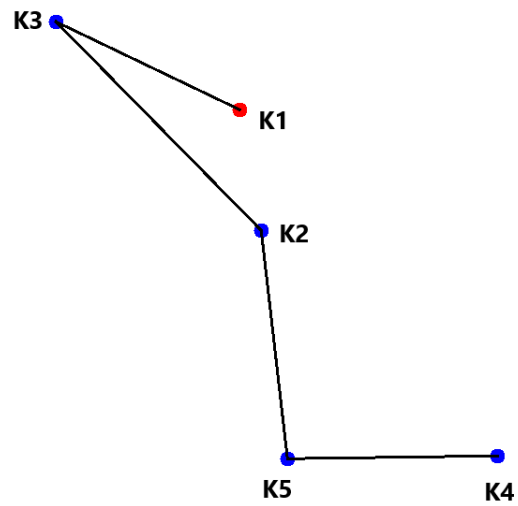
(p) $m = 3$

Total Distance: 12.929
Number of Nodes: 4



(q) $m = 4$

Total Distance: 13.327
Number of Nodes: 5



(r) $m = 5$

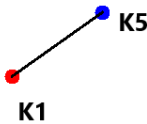
Abbildung A.4: Insert-Furthest: Gutes Beispiel

Total Distance: 0.0
Number of Nodes: 1



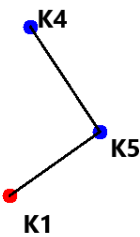
(s) $m = 2$

Total Distance: 1.565
Number of Nodes: 2



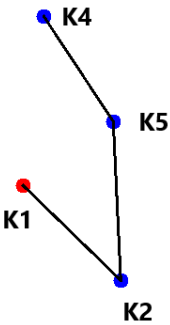
(t) $m = 2$

Total Distance: 3.353
Number of Nodes: 3



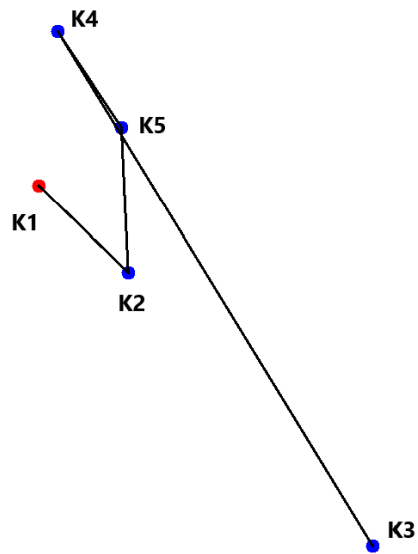
(u) $m = 3$

Total Distance: 5.986
Number of Nodes: 4



(v) $m = 4$

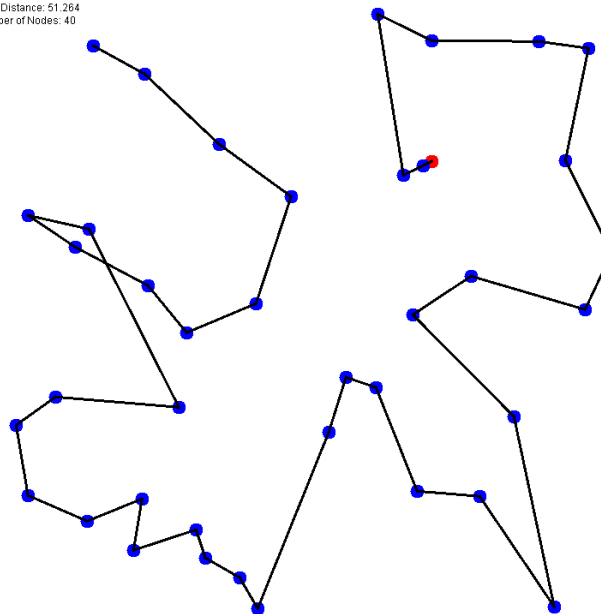
Total Distance: 15.336
Number of Nodes: 5



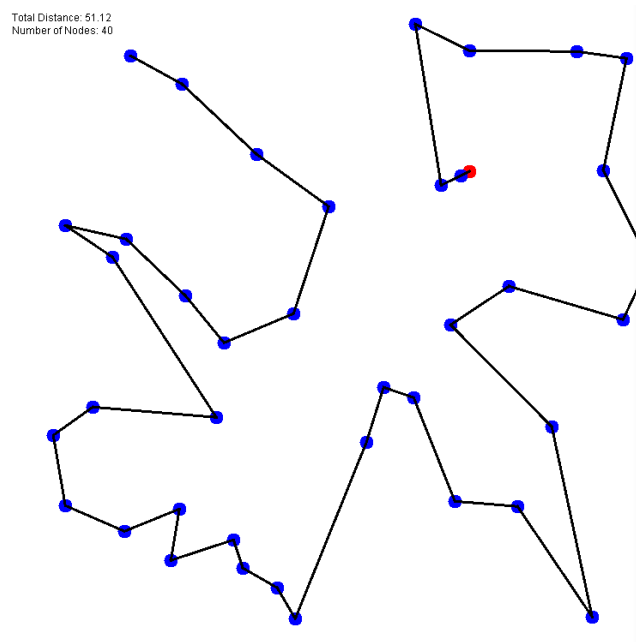
(w) $m = 5$

Abbildung A.5: Insert-Closest: Schlechtes Beispiel

Total Distance: 51.264
Number of Nodes: 40

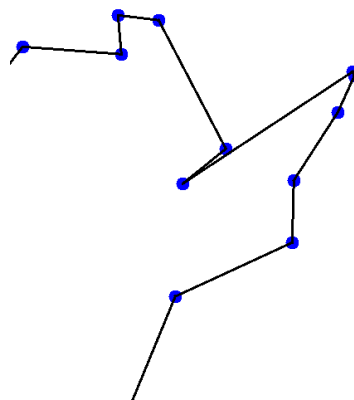


(x) Pfad mit einem Crossover



(a) Pfad mit aufgelöstem Crossover

Abbildung A.7: Pfad aus 40 Knoten mit und ohne Crossover



(a) Teilpfad vor Nachbesserung

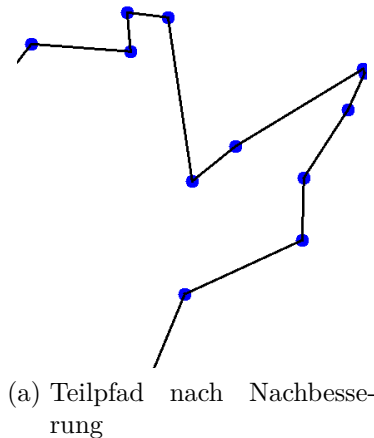


Abbildung A.9: Beispiel für eine Nachbesserung, Teilpfad

A.2 Algorithmen

Algorithmus 6 Einfügen eines neuen Knoten in einen Pfad

Require: Pfad $P = p_1, \dots, p_n$ mit $\forall p \in G$ \triangleright Jedes p ist Knoten in Graph G

Require: Knoten K^* , Index i , $i \leq n + 1$ \triangleright neuer Knoten K^* , einzufügen an Index i

1: **for** $a \leftarrow n$, $a \geq i$, $a \leftarrow a + 1$ **do**

2: $p_{a+1} \leftarrow p_a$

3: **end for**

4: $p_i \leftarrow K^*$

5: **return** P

Algorithmus 7 Tauschen von Knoten auf einem Graph zwischen zwei eingegebenen Knoten

Require: Graph G , Knotenpaare A_1, A_2 und B_1, B_2

Require: $G = k_1, k_2, \dots, k_n$, $n > 4$

1: $i_{A_2} \leftarrow \text{INDEX}(A_2)$

2: $i_{B_1} \leftarrow \text{INDEX}(B_1)$

3: **if** $i_{A_2} > i_{B_1}$ **then**

4: $\text{SWAP}(i_{A_2}, i_{B_1})$ \triangleright SWAP weißt beiden Parametern den Wert des anderen zu

5: **end if**

6: **while** $i_{A_2} < i_{B_1}$ **do**

7: $\text{SWAP}(k_{i_{A_2}}, k_{i_{B_1}})$

8: **end while**

Algorithmus 8 Berechnung der Distanz zwischen zwei Knoten

Require: Knoten A , Knoten B

```

1:  $d \leftarrow \sqrt{|x_A - x_B|^2 + |y_A - y_B|^2}$ 
2: return  $d$ 

```

Algorithmus 9 Berechnung der Gesamtdistanz eines Pfads

Require: Pfad P **Require:** $P = p_1, \dots, p_n, n \geq 2$

```

1:  $sum \leftarrow 0$ 
2: for  $a \leftarrow 2, a \leq n, a \leftarrow a + 1$  do
3:    $sum \leftarrow sum + \text{DISTANCE}(p_{a-1}, p_a)$ 
4: end for
5: return  $sum$ 

```

Algorithmus 10 Erkennen von Überkreuzungen

Require: Knoten A_1, A_2 , Punkt P

```

1:  $score \leftarrow 0$ 
2: if  $x_{A_1} > x_{A_2}$  then
3:   if  $x_P > x_{A_2}$  and  $x_P < x_{A_1}$  then
4:      $score \leftarrow score + 1$ 
5:   end if
6: else
7:   if  $x_P < x_{A_2}$  and  $x_P > x_{A_1}$  then
8:      $score \leftarrow score + 1$ 
9:   end if
10: end if
11: if  $y_{A_1} > y_{A_2}$  then
12:   if  $y_P < y_{A_1}$  and  $y_P > y_{A_2}$  then
13:      $score \leftarrow score + 1$ 
14:   end if
15: else
16:   if  $y_P > y_{A_1}$  and  $y_P < y_{A_2}$  then
17:      $score \leftarrow score + 1$ 
18:   end if
19: end if
20: return ( $score == 2$ )  ▷  $score == 2$  gibt wahr zurück und signalisiert, dass  $P$  im
    Rechteck von  $A_1$  und  $A_2$  ist

```

Algorithmus 11 Tauschen von Knoten auf einem Graph zwischen zwei eingegebenen Knoten

Require: Graph G , Knotenpaare A_1, A_2 und B_1, B_2

Require: $G = k_1, k_2, \dots, k_n, n > 4$

1: $i_{A_2} \leftarrow \text{INDEX}(A_2)$

2: $i_{B_1} \leftarrow \text{INDEX}(B_1)$

3: **if** $i_{A_2} > i_{B_1}$ **then**

4: $\text{SWAP}(i_{A_2}, i_{B_1})$ \triangleright SWAP weißt beiden Parametern den Wert des anderen zu

5: **end if**

6: **while** $i_{A_2} < i_{B_1}$ **do**

7: $\text{SWAP}(k_{i_{A_2}}, k_{i_{B_1}})$

8: **end while**

Ehrenwörtliche Erklärung

Ich versichere hiermit, dass ich die vorliegende Arbeit mit dem Thema: *Variation, Analyse und Verbesserung eines Algorithmus zur heuristischen Lösung des Travelling Salesman Problems* selbstständig verfasst und keine anderen als die angegebenen Quellen und Hilfsmittel benutzt habe. Ich versichere zudem, dass die eingereichte elektronische Fassung mit der gedruckten Fassung übereinstimmt.

Ort, Datum

Benno Grimm