

# Fachprojekt Routingalgorithmen SS2022 - Projektbericht

Gajann Sivarajah

Jan Schulte

Phil Seißelberg

gajann.sivarajah@tu-dortmund.de

phil.seisselberg@tu-dortmund.de

jan3.schulte@tu-dortmund.de

## ABSTRACT

Dieser Bericht enthält die Resultate unserer Gruppenarbeit, welche im Zuge des Fachprojekts Routingalgorithmen im Sommersemester 2022 stattgefunden hat. Die Projekte basieren dabei jeweils auf dem Paper "Traffic engineering with joint link weight and segment optimization" [1] und den zugehörigen Repositories auf GitHub. In Projekt 1 steht dabei die Konzipierung von alternativen Routingalgorithmen und deren Evaluation mithilfe der python-basierten Testumgebung des Base-Papers im Vordergrund. In Projekt 2 werden diese Algorithmen dann alternativ in Mininet-Experimenten auf Basis des Base-Papers evaluiert. Die nachfolgenden Resultate können über die im Readme dieses Repositories zu findenden Links ausgecheckt werden.

## KEYWORDS

JointHeur, waypoints, GreedyWPO

### ACM Reference Format:

Gajann Sivarajah, Jan Schulte, and Phil Seißelberg. 2022. Fachprojekt Routingalgorithmen SS2022 - Projektbericht. In *Proceedings of ACM Conference (Conference'17)*. ACM, New York, NY, USA, 7 pages. <https://doi.org/10.1145/nnnnnnn.nnnnnnn>

## 1 GRUNDLAGEN DER PROJEKTARBEIT

Die hier beschriebene Projektarbeit basiert auf dem schon oben genannten Paper "Traffic engineering with joint link weight and segment optimization" [1], welches im Jahr 2021 veröffentlicht wurde. Das Paper fokussiert sich dabei auf das Thema Traffic Engineering. Hierbei wird der Routingablauf beeinflusst, um eine möglichst geringe Auslastung der Links zu erreichen und "Daten-Staus" zu vermeiden. Dazu schätzt das Paper eine Kombination zweier Ansätze vor. Zum einen können die Gewichtungen der Links modifiziert werden. Dies wird durch den HeurOSPF-Algorithmus ermöglicht. Zum anderen können Waypoints verwendet werden, um den Datenfluss über bestimmte Knoten umleiten zu können. Die Generierung der Waypoints erfolgt hierbei durch den GreedyWPO-Algorithmus. Das Zusammenfügen dieser beiden Lösungsansätze erfolgt in dem

Permission to make digital or hard copies of all or part of this work for personal or classroom use is granted without fee provided that copies are not made or distributed for profit or commercial advantage and that copies bear this notice and the full citation on the first page. Copyrights for components of this work owned by others than ACM must be honored. Abstracting with credit is permitted. To copy otherwise, or republish, to post on servers or to redistribute to lists, requires prior specific permission and/or a fee. Request permissions from [permissions@acm.org](mailto:permissions@acm.org).

Conference'17, July 2017, Washington, DC, USA

© 2022 Association for Computing Machinery.

ACM ISBN 978-x-xxxx-xxxx-x/YY/MM...\$15.00

<https://doi.org/10.1145/nnnnnnn.nnnnnnn>

Paper durch die Einführung des JointHeur-Algorithmus. Dieser Algorithmus ist die Basis aller Projektarbeiten, die in diesem Bericht beschrieben werden. Die Zielfunktion ist dabei, die Maximale Auslastung aller Links (MLU) minimal zu halten [1].

## 2 PROJEKT 1 - PRAKTISCHE IMPLEMENTIERUNGEN IN PYTHON

### 2.1 Einführung

Wir haben uns dazu entschieden, als Basis für unsere Algorithmen den im genannten Paper beschriebenen JointHeur zu verwenden. Einen besonderen Fokus haben wir auf die Anzahl der generierten Wegpunkte gelegt. Als Zielfunktion haben wir weiterhin (eine möglichst niedrige) MLU gewählt. Als Ausgangspunkt für unseren Code diente das zugehörige GitHub-Repository [2], welches zu dem oben genannten Paper [1] zugehörig ist.

### 2.2 kWPO-JointHeur

Die im Paper [1] beschriebene JointHeur-Routine sieht die Wahl von maximal einem Wegpunkt pro Anfrage vor. Um diese Einschränkung zu umgehen, definieren wir eine modifizierte Routine mit dem Namen kWPO-JointHeur. Im Gegensatz zur JointHeur soll hier die Routine zur Generierung von Wegpunkten, GreedyWPO, mehrfach wiederholt werden. Dabei soll in jeder Iteration die durch Wegpunkte modifizierte Anfrageliste der letzten Iteration als Eingabe eingespeist werden. Die Anzahl der Iterationen soll dabei durch einen Parameter  $k$  angegeben werden können. Für  $k = 0$  würde die Ausführung des Algorithmus derer von HeurOSPF, welche eine Gewichtung der Links vornimmt, entsprechen. Der normale JointHeur-Algorithmus aus dem Paper entspricht der Ausführung mit  $k = 1$ . Für Werte  $k > 1$  erzeugt die  $k$ -fache Anwendung maximal  $2^k - 1$  Wegpunkte pro Anfrage [1].

Zur weiteren Optimierung von kWPO-JointHeur betrachten wir die GreedyWPO-Komponente genauer. In dieser Routine werden die Anfragen zunächst nach ihrem Volumen sortiert und dann in dieser Reihenfolge hinsichtlich der Wegpunkte bearbeitet. Es fällt auf, dass die Reihenfolge einen Einfluss auf die Performance haben muss, da bereits gesetzte Wegpunkte nicht gelöscht werden und unbearbeitete Anfragen nicht berücksichtigt werden. Jedoch berücksichtigt das verwendete Sortierkriterium nicht die zugrunde liegende Topologie. Neben dem Anfragevolumen führen wir das zusätzliche Sortierkriterium der Knotenkapazität ein. Die Knotenkapazität eines Knoten sei durch die Summe der verbundenen Kantenkapazitäten gegeben. Wie definieren die Knotenkapazität  $C_v$  wie folgt:

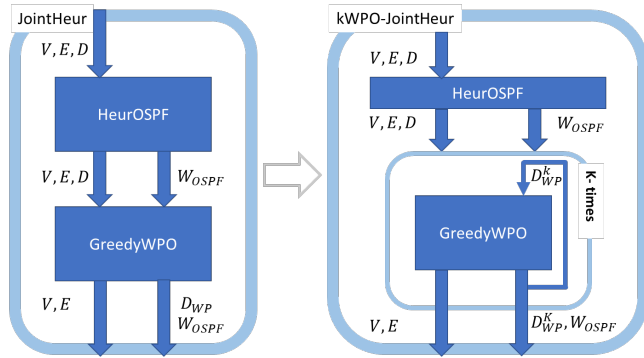


Figure 1: Konzept von kWPO-JointHeur

## GreedyWPO(V,E,D,W):

$U_{min} \leftarrow MLU(V, E, D, W)$

$D_{WP} \leftarrow D$  sorted by demand value

for demand  $\psi = (s, t, d) \in D_{WP}$  do

$wp_{\psi} \leftarrow None$

    for node  $w \in V$  do

$D' \leftarrow D_{WP} \setminus \psi \cup \{(s, w, d), (w, t, d)\}$

$U \leftarrow MLU(V, E, D', W)$

        if  $U < U_{min}$  then

$wp_{\psi} \leftarrow w$

$U_{min} \leftarrow U$

    for each  $wp_{\psi} \neq None$  do

$D_{WP} \leftarrow D_{WP} \setminus \psi \cup \{(s, wp_{\psi}, d), (wp_{\psi}, t, d)\}$

return  $D_{WP}$

Figure 2: Pseudocode zu kWPO-JointHeur

$$c_v = \sum_{e_{v_i} \in E} c(e_{v_i})$$

Im Rahmen von kWPO-JointHeur, sollen die Anfragen nun nach der Summe der Quellen- und Senkenknotenkapazität absteigend sortiert werden. Die Begründung liegt in der Tatsache, dass Knotenpaare mit hoher Kapazität durch alternative Wege hoher Kapazität entsprechend die MLU stärker senken können[1].

Ein erstes Beispiel für die Effektivität dieser Abwandlung kann in Abbildung 4 betrachtet werden. So kann bei einer Sortierung nach Capacity und mit dem Parameter  $k = 4$  auf künstlichen Demands ein besseres Ergebnis erreicht werden als mit dem klassischen JointHeur. In Abbildung 5 werden die Abwandlungen mit den Parametern 1,2,3 und 4 betrachtet. Zusätzlich wird zu jedem dieser Fälle auch die Sortierung nach Capacity gegenübergestellt. Für das Ergebnis wurden echte Anfragen hinsichtlich ihres Volumens skaliert. Neben der Beobachtung, dass die Sortierung nach Capacity durchaus einen Unterschied macht, wird auch deutlich, dass mit

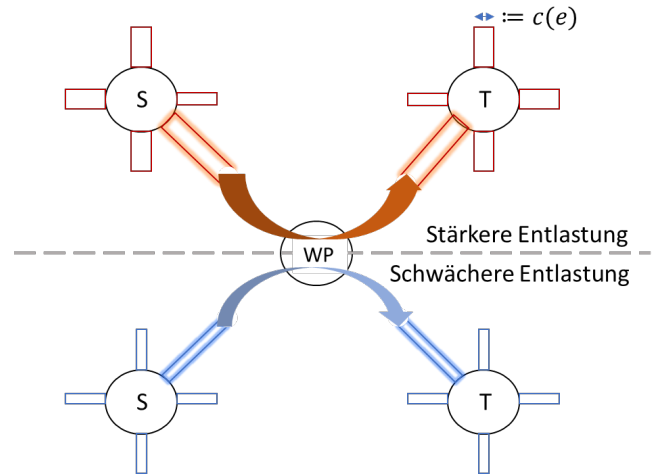


Figure 3: Einfluss der Knotenkapazität auf MLU

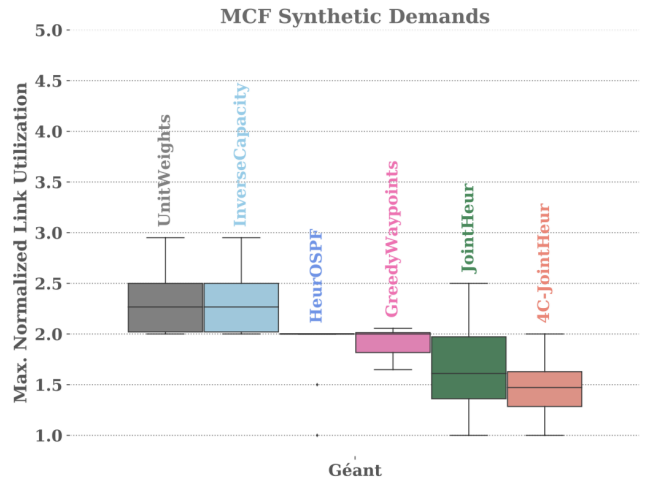


Figure 4: 4C-JointHeur bei Verwendung synthetischer Demands

höheren Werten für  $k$  auch eine bessere MLU einhergeht. In Abbildung 3 wird das Ergebnis für die Abwandlung 4C des JointHeur nochmal auf weiteren Topologien getestet und erreicht fast überall dort bessere Ergebnisse[1].

### 2.3 Topo-kWP-JointHeur

Während wir mit der ersten Idee JointHeur um mehr Waypoints je Demand erweitert haben schränken wir mit Topo-kWP-JointHeur die nutzbaren Waypoints für die gesamte Topologie ein. Durch diese Abwandlung kann der tatsächliche Einfluss der Waypoints auf die Performance von JointHeur besser veranschaulicht werden. Eine Steigerung der Performance, in diesem Fall also der MLU, kann durch diese Abwandlung offensichtlich nicht erwartet werden. Bestenfalls kann, bei entsprechend hohen Werten für die Beschränkung, das gleiche Ergebnis wie beim normalen JointHeur

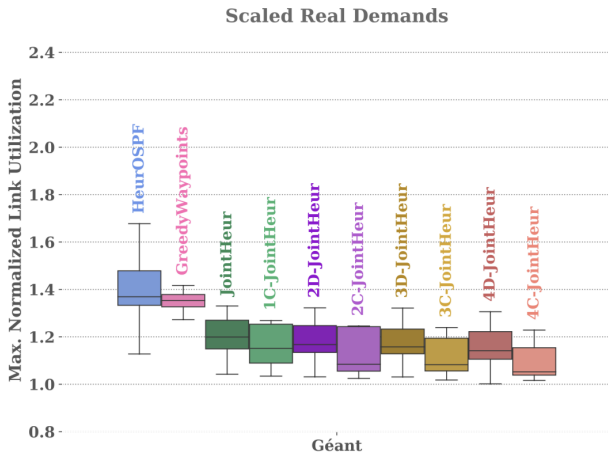


Figure 5: Verschiedene D- und C-JointHeur bei Verwendung tatsächlicher Demands

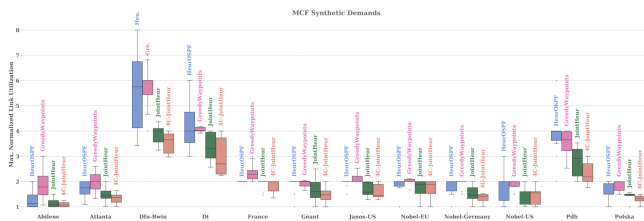


Figure 6: Vergleich von 1D- und 4C-JointHeur auf verschiedenen Topologien

erreicht werden. Daher steht bei dieser Abwandlung eher im Vordergrund, für welche Beschränkungswerte und damit einhergehend wie stark, sich die Performance beeinflussen lässt.

Die praktische Abwandlung im Code ist simpel - Es muss lediglich ein Parameter  $k$  in die GreedyWPO-Komponente des JointHeur-Algorithmus eingepflegt werden.  $k$  fungiert dann als ein runter zählender Counter. Sollte GreedyWPO einen Waypoint wählen, so würde  $k$  verringert, bis  $k$  am Ende 0 beträgt. Somit kann sichergestellt werden, dass nur die erlaubte Anzahl an Wegpunkten erzeugt wird[1,2].

Nach der Implementierung haben wir den abgewandelten Algorithmus für mehrere Werte für  $k$  ausgeführt. Die folgenden Plots stellen die interessantesten Werte dar: Die erste Abbildung dieses Unterkapitels zeigt die Resultate von Topo-kWP-JointHeur mit einer Beschränkung von  $k = 3$ . es würden künstliche Demands und die Topologie Geant verwendet. Offensichtlich kann in diesem Fall mit  $k = 3$  genau die Performance von JointHeur arbeiten. Für höhere Werte von  $k$  wird genau das selbe Ergebnis erzielt, somit nutzt JointHeur in diesem Fall nicht mehr als 3 Wegpunkte auf dem Weg durch die Topologie.

Die darauf folgende Abbildung zeigt dagegen die Verwendung

## GreedyWPO(V,E,D,W,K):

$k \leftarrow K$

$U_{min} \leftarrow MLU(V, E, D, W)$

$D_{WP} \leftarrow D$  sorted by demand value

for demand  $\psi = (s, t, d) \in D_{WP}$  do

$wp_{\psi} \leftarrow None$

if  $k \leq 0$  then break

for node  $w \in V$  do

$D' \leftarrow D_{WP} \setminus \psi \cup \{(s, w, d), (w, t, d)\}$

$U \leftarrow MLU(V, E, D', W)$

if  $U < U_{min}$  then

$wp_{\psi} \leftarrow w$

$U_{min} \leftarrow U$

if  $wp_{\psi} \neq None$  then  $k \leftarrow k - 1$

for each  $wp_{\psi} \neq None$  do

$D_{WP} \leftarrow D_{WP} \setminus \psi \cup \{(s, wp_{\psi}, d), (wp_{\psi}, t, d)\}$

return  $D_{WP}$

Figure 7: Pseudocode zu Topo-kWP-JointHeur

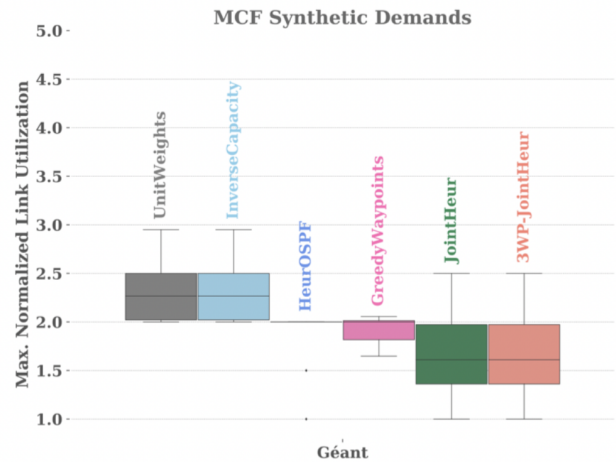


Figure 8: 3WP-JointHeur auf der Topologie Geant mit künstlichen Demands

echter Demands mit mehreren möglichen Werten für  $k$ . Offensichtlich verbessert sich die MLU mit jedem weiteren nutzbaren Waypoint. Die Abbildung verdeutlicht den Einfluss der Waypoints auf die MLU-Performance von JointHeur sehr gut. Um herauszufinden, mit welcher möglichst kleinen Waypoint-Beschränkung eine minimale MLU erreicht werden kann, haben wir die Beschränkungen auch auf mehreren Topologien betrachtet. Dies wird in der nächsten Abbildung dargestellt. Es hat sich dabei herausgestellt, dass mit einer Beschränkung von 3 Wegpunkten in den meisten Fällen die Ergebnisse des unbeschränkten JointHeur erreicht werden können.

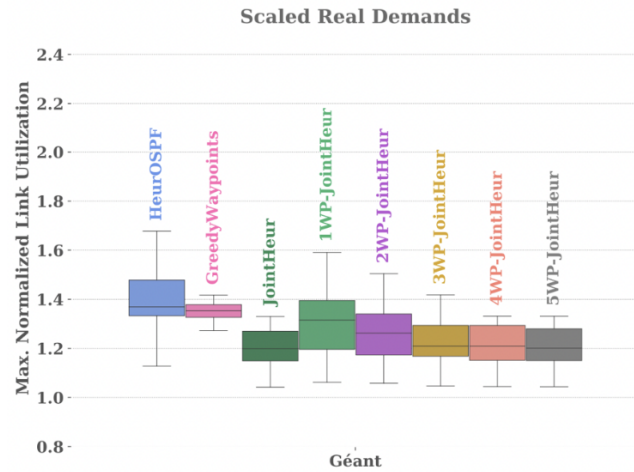


Figure 9: 3WP-JointHeur auf der Topologie Geant mit realen Demands

Es folgt daraus, dass die meisten Topologien höchstens 3 Wegpunkte erzeugen und nutzen. Es gab jedoch auch Topologien, auf welchem 3WP-JointHeur schlechter performt hat, darunter Janos-US, Nobel-Germany oder Polska. In diesem Fall konnten offensichtlich wichtige Wegpunkte aufgrund der Beschränkung nicht erzeugt werden.

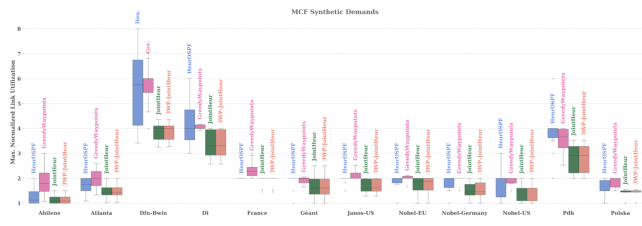


Figure 10: 3WP-JointHeur im Vergleich auf allen Topologien

## 2.4 Nodes-kWP-JointHeur

In unserer dritten Abwandlung betrachten wir ebenfalls eine Beschränkung der nutzbaren Wegpunkte, dieses Mal jedoch auf einzelne Knoten und nicht auf die gesamte Topologie bezogen. Ein Array  $K$  ordnet jedem Knoten  $v$  einen Parameter  $k_v$  (im Folgenden allgemein als  $k$  bezeichnet) zu, welcher angibt, wie oft dieser Knoten als Wegpunkt verwendet werden darf. Hierbei ist insbesondere interessant, welchen Einfluss die verschiedenen Werte für  $k$  auf die Performance haben und ob es sinnvoll und durchsetzbar ist, bestimmte Nodes durch  $k = 0$  zu sperren, sodass diese nicht als Wegpunkt fungieren können.

Ein Problem bei der Implementierung ist jedoch, geeignete Werte für  $K$  zu finden. Welche Werte überhaupt gültig sind, hängt von der Topologie ab und kann somit grundsätzlich nicht verallgemeinert werden. Damit es trotzdem für alle Topologien einheitlich und leicht generierbar ist und weil uns insbesondere das Sperren von

Knoten interessiert hat, haben wir uns in der praktischen Umsetzung dafür entschieden, jeden  $c_{gen}$ -ten (wobei  $c_{gen} \in N$ ) Knoten beliebig oft als Wegpunkt zu erlauben und die anderen Knoten als Wegpunkte zu sperren ( $k = 0$ ). So sind z. B. bei  $c_{gen} = 4$  75% der Knoten gesperrt, während 25% der Knoten beliebig oft als Wegpunkte verwendet werden dürfen. Im Folgenden sprechen wir auch von einer  $\frac{1}{c}$ -JointHeur[1,2].

## GreedyWPO(V,E,D,W,K):

```

 $U_{min} \leftarrow MLU(V, E, D, W)$ 
 $D_{WP} \leftarrow D$  sorted by demand value
for demand  $\psi = (s, t, d) \in D_{WP}$  do
   $wp_\psi \leftarrow None$ 
  for node  $w \in V$  do
    if  $K[w] \leq 0$  then continue
     $D' \leftarrow D_{WP} \setminus \psi \cup \{(s, w, d), (w, t, d)\}$ 
     $U \leftarrow MLU(V, E, D', W)$ 
    if  $U < U_{min}$  then
       $wp_\psi \leftarrow w$ 
       $U_{min} \leftarrow U$ 
  if  $wp_\psi \neq None$  then  $K[wp_\psi] \leftarrow K[wp_\psi] - 1$ 
for each  $wp_\psi \neq None$  do
   $D_{WP} \leftarrow D_{WP} \setminus \psi \cup \{(s, wp_\psi, d), (wp_\psi, t, d)\}$ 
return  $D_{WP}$ 

```

Figure 11: Pseudocode zu Nodes-kWP-JointHeur

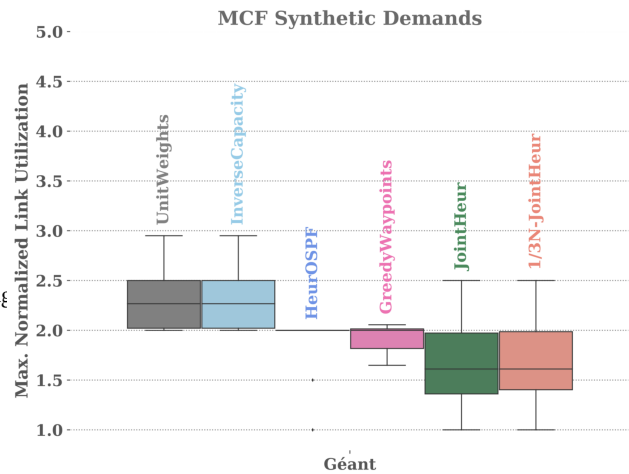


Figure 12: 1/3N-JointHeur auf künstlichen Demands im Vergleich

Wie sich anhand der Durchführung auf der Topologie Geant erkennen lässt, wird, obwohl für ein größeres  $c_{gen}$  der Pool an Wegpunkten kleiner wird, das Ergebnis nicht zwingend schlechter. Der Grund dafür ist, dass auch bei einem größeren  $c_{gen}$  Wegpunkte nicht gesperrt sein können, die bei einem kleineren  $c_{gen}$  gesperrt



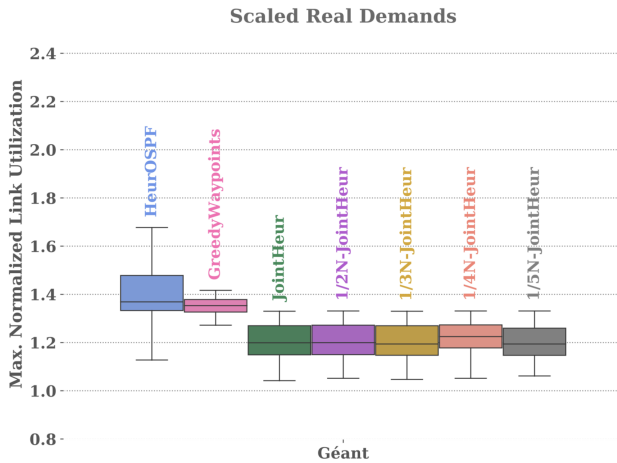


Figure 13: 1/k-JointHeur für verschiedene Werte und realen demands

sind. So sieht man z. B. in Abbildung 10, dass 1/5N-JointHeur besser als 1/4N-JointHeur performt[1].

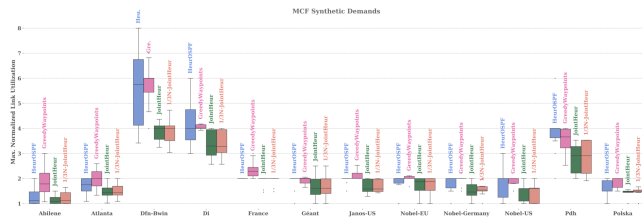


Figure 14: 1/3N-JointHeur auf verschiedenen Topologien getestet

In Abbildung 11 wird nochmal deutlich, dass die 1/3N-JointHeur nicht zwingend schlechter als JointHeur. Es hängt auch von der gewählten Topologie ab.

## 3 PROJEKT 2 - EXPERIMENTE IN MININET

### 3.1 Einführung

Auch die zweite Reihe von Experimenten basiert auf dem genannten Paper. Allerdings stand hier nicht primär die Implementierung in Python im Vordergrund. Ziel der Experimente war es stattdessen, unsere Abwandlungen aus Projekt 1 unter möglichst echten Bedingungen zu testen. Für die Simulation des Netzes haben wir keine tatsächliche Hardware verwendet. Stattdessen haben wir ein in Nanonet implementiertes Simulationsframework genutzt, um im Linux-Kernel ein realistisches Netzwerk abzubilden und das Verhalten der Algorithmen unter realen Bedingungen zu testen. Ziel war es zudem, unsere Ideen durch geeignete Skalierungen möglichst gut dastehen zu lassen[1].

### 3.2 Vorbereitung

Um die beschriebenen Experimente durchzuführen, musste zunächst die Nanonet-Umgebung eingerichtet werden. Die Instruktionen aus

dem zugehörigen GitHub-Repository konnten hierfür genutzt werden, jedoch stießen wir an mehreren Stellen auf Probleme. Unter kamen wir zum Schluss, dass die Linux-Umgebung bestimmte Voraussetzungen erfüllen sollte. Insbesondere konnten wir die Experimente nicht in einer Linux-Umgebung starten, die auf dem Windows-Subsystem basiert.

### 3.3 kWPO-JointHeur

Der Algorithmus kWPO-JointHeur versucht einer Anfrage mehrere Wegpunkte zuzuweisen, um damit die Auslastung zu verbessern. Daher suchen wir eine Topologie, die von mehreren Wegpunkten profitieren kann. Dazu modifizieren wir die Joint-Topologie, die bereits im ursprünglichen Paper verwendet wurde. Durch die Duplizierung eines Teilbereiches dieser Topologie, entsteht eine zweiter Bereich, welcher für Wegpunkte empfänglich wird[1].

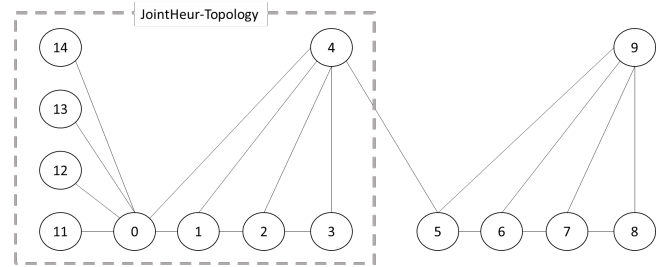


Figure 15: Topologie für kWPO-JointHeur-Experiment

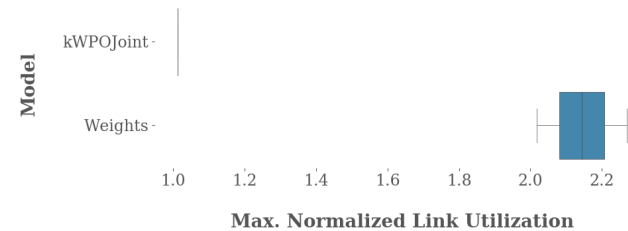


Figure 16: Ergebnis des Experiments

In Abbildung 13 können wir sehen, dass die Konfiguration mit 2 Wegpunkten einen sehr viel besseren MLU-Wert erzeugt, als die Steuerung über die reine Gewichtung von Kanten.

### 3.4 Topo-kWP-JointHeur

Unsere zweite Abwandlung konnte recht einfach implementiert werden. Zur Erinnerung: bei der zweiten Idee geht es um die Beschränkung der nutzbaren Waypoints für die gesamte Topologie. Da diese Abwandlung niemals zu einer besseren MLU führen kann, wird das Resultat dieses Algorithmus nicht besonders gut dargestellt, sondern eher schlecht. Für die Implementierung dieser Idee haben wir die Joint-Topologie verwendet, welche im zugehörigen Repository des Base-Paper gegeben war. In dieser haben wir dann einen Waypoint unbrauchbar gemacht, um eine Beschränkung zu simulieren. Das Resultat kann auf folgender Abbildung betrachtet werden:

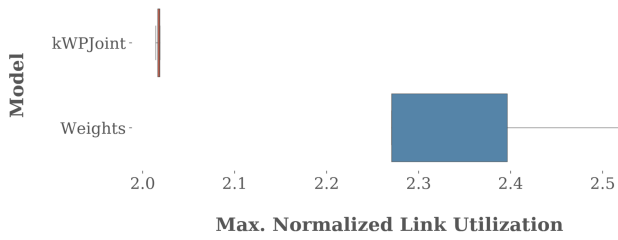


Figure 17: Resultat von kWP-JointHeur

Wie in den Abbildungen 9 und 10 erkennbar Offensichtlich führt die schon das entfernen eines Waypoints zu einer deutlichen Rechtsverschiebung im Plot und somit zu einer Verschlechterung der MLU auf über 2.0.

### 3.5 Nodes-kWP-JointHeur

Der dritte Algorithmus, Nodes-kWP-JointHeur, basiert auch auf der Einschränkung der Wahl der Wegpunkte. Dabei liegt der Fokus nicht auf der Anzahl, sondern der Beschaffenheit der Wegpunkte. Im Rahmen der praktischen Umsetzung für unsere Mininet-Experimente werden wir hier in Anlehnung zum zweiten Algorithmus eine bestimmte Zahl an beliebigen Wegpunkten aus der bereits gegebenen Netzwerk-Instanz für die JointHeur entfernen. Im Gegensatz zum zweiten Algorithmus entfernen wir nun jedoch mehrere Wegpunkte, sodass eine noch schlechtere Auslastung zu erwarten ist.

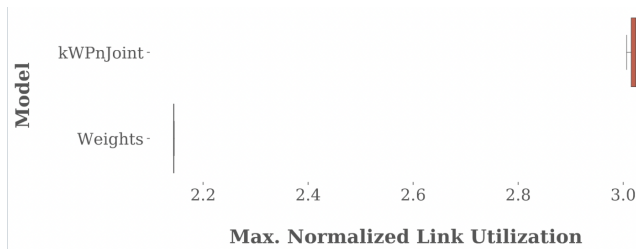


Figure 18: Resultat von kWPn-JointHeur

In Abbildung 18 sind die Ergebnisse der Mininet-Evaluation für dieses Szenario abgebildet. Es fällt auf, dass der dritte Algorithmus eine schlechtere Auslastung vorweist, als die reine Steuerung über die Gewichtung. Dies ist jedoch nicht plausibel, da der Joint-Algorithmus eine Kombination aus idealer Gewichtung und zusätzlichen Wegpunkten darstellt. Durch die Entfernung von Wegpunkten sollte der Algorithmus aber weiterhin besser als die reine Gewichtung sein.

Die fehlerhaften Ergebnisse dürften auf die eingeschränkten Kapazitäten unseres Testrechners zurückzuführen sein.

## 4 REPLIKATION DER ERGEBNISSE EINER ANDEREN GRUPPE

Zu Ende der Bearbeitungszeit fand jeweils ein sogenannter Code-Freeze statt, bei dem die teilnehmenden Gruppen ihre Arbeit untereinander bewerten und replizieren sollten.

### 4.1 Code-Freeze - Projekt 1

Die Gruppe bot dabei zwei Wege an, ihre Experimente zu replizieren. Neben der Bereitstellungsform, in welchem auch der Code des Base-Papers bereitgestellt wird, ist auch eine vorkonfigurierte virtuelle Maschine verfügbar. Die gegebenen Dateien konnten ohne Probleme ausgeführt werden. Typischerweise muss allerdings für die Ausführung auf durchschnittlicher Hardware viel Zeit eingeplant werden. So dauerte die Ausführung des Experiments, welches mehrere Topologien nutzt, mehr als einen Tag. Die aus den Datei gewonnen Plots entsprachen denen, welche die Gruppe selbst angegeben hatte. Zusätzlich zu den bestehenden Plotter wurde auch zusätzlich ein weiteres Diagramm erzeugt, welches die tatsächliche Ausführungszeit der Algorithmen darstellt. Allerdings hätte die Darstellung für die Ausführung bei künstlichen Demands besser skaliert sein können, da einige in der Legende genannten Algorithmen im Plot nicht zu sehen sind, siehe beispielsweise IndependentPathWaypoints [5].

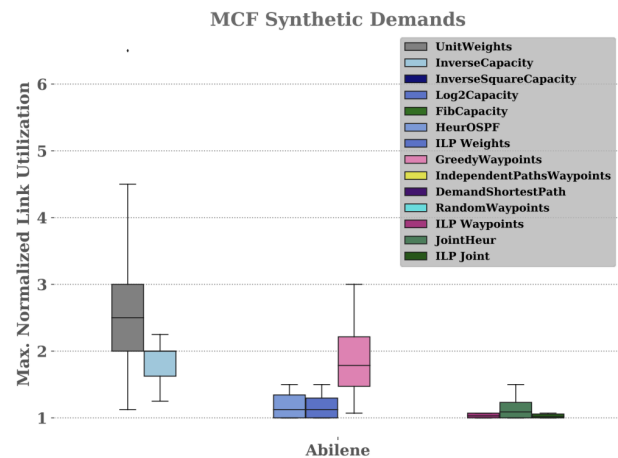


Figure 19: Beispielplot aus der Replikation der anderen Gruppe

### 4.2 Code-Freeze - Projekt 2

Auch das zweite Projekt der anderen Gruppe basierte auf den Grundideen von Projekt 1 und wurde in Form von Experimenten mit Nanonet durchgeführt. Auch hier ist wieder positiv anzumerken, dass der Code wieder zusätzlich zum bestehenden Weg auch über ein vorbereitetes VM-Image direkt ausgeführt werden kann. Die zur Ausführung nötigen Schritte sind zudem nochmal beschrieben. Bei der reinen Ausführung des Codes hatten wir keine Probleme. Allerdings waren nachträglich einige Modifikationen an der Datei nötig, welche zum Plotten der Ergebnisse benötigt wird [6]. Nach den Modifikationen haben wir folgenden Boxplot erhalten:

## 5 ZUSAMMENFASSUNG UND AUSBLICK

Im Rahmen von Projekt 1 haben wir uns mit der Wahl von Wegpunkten beim Routing in Netzwerkinstanzen beschäftigt. Anhand unserer Ergebnisse kann geschlossen werden, dass der Einfluss von Wegpunkten sehr von der Beschaffenheit der Topologie und der

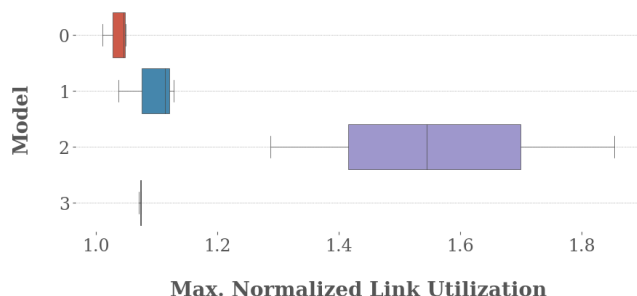


Figure 20: Erzeugter Boxplot aus der zweiten Replikation

Verteilungen der Anfragen abhängt. So konnte unsere Algorithmen in manchen Konstellationen unsere Zielmaße stark verbessern oder verschlechtern, aber in anderen Konstellationen trotz der investierten Rechenzeit keine Reaktion stimulieren.

Im zweiten Projekt konnten wir unsere Algorithmen in einer alternativen Umgebung testen. Hier konnten wir im Einklang mit unseren Erwartungen beim ersten Algorithmus eine optimierte und beim zweiten Algorithmus eine verschlechterte MLU feststellen. Die Ergebnisse zum dritten Algorithmus können wir jedoch aufgrund von mangelnder Plausibilität nicht berücksichtigen.

Für die Zukunft wäre eine Betrachtung der Kombination unserer Ideen interessant. Die Schwächen einer Idee können durch die jeweils anderen Ideen kompensiert werden. Eine Kombination der Algorithmen mit ihren Vorteilen und Nachteilen könnte wie folgt aussehen:

Die erste Idee bringt den Vorteil, dass die Anzahl der verwendeten Wegpunkte nach oben hin offen wird. Hier muss jedoch berücksichtigt werden, dass die Anzahl,  $k$ , der internen Iterationen keine Aussage über die Zahl der tatsächlich generierten Wegpunkte gibt. Es ist also schwer vorhersehbar, wie viele Iterationen die Greedy-WPO Komponente idealerweise laufen sollte, um eine passende Zahl an Wegpunkten zu erhalten.

Hier kann die zweite Idee herangezogen werden. Eine möglichst hohe Zahl an internen Iterationen bei Idee 1 kann mit einer eingeschränkten Zahl an Wegpunkten in Anlehnung an Idee 2 terminiert werden.

Im Rahmen dieser Kombination stellt sich die Frage: Die Zahl der Iterationen von GreedyWPO wird zwar flexibler, aber die zusätzliche Einschränkung kann möglicherweise wichtige Wegpunkte abschneiden und die Zielfunktion negativ beeinflussen. Für eine Beschränkung  $k$  der nutzbaren Waypoints war  $MLU_k$  immer  $\geq MLU$ .

Schließlich kann die dritte Idee herangezogen werden, um der Generierung von Wegpunkten eine Priorisierung einzuprägen. Dadurch können potenziell gute Wegpunkte in der Generierung vorgezogen werden. Es muss jedoch berücksichtigt werden, dass die Kriterien für die Bestimmung der Priorisierung, definiert durch  $K$ , nicht eindeutig sind und situationsbedingt festgelegt werden müssen.

## 6 REFERENCES

1. M.Parham, T.Fenz, N.Süss, K-T Förster, S.Schmid. 2021 Traffic Engineering with Joint Link Weight and Segment Optimization [https://github.com/tfenz/TE\\_SR\\_WAN\\_simulation](https://github.com/tfenz/TE_SR_WAN_simulation)
2. T.Fenz Simulationsframework zur praktischen Implementierung der Algorithmen aus dem Paper in Python [https://github.com/tfenz/TE\\_SR\\_WAN\\_simulation](https://github.com/tfenz/TE_SR_WAN_simulation)
3. N.Süss Simulationsframework zur Durchführung der Experimente in Nanonet [https://github.com/nikolaussuess/TE\\_SR\\_experiments\\_2021](https://github.com/nikolaussuess/TE_SR_experiments_2021)
4. N.Süss Zugehörige Nanonet-Version für die Experimente <https://github.com/nikolaussuess/nanonet>
5. S.Peters, M.Weiler, G.Karamoussanlis Repository Projekt 1 <https://github.com/JorgoJorgo/Fachprojekt>
6. S.Peters, M.Weiler, G.Karamoussanlis Repository Projekt 2 [https://github.com/togir2/TE\\_SR\\_experiments\\_2021](https://github.com/togir2/TE_SR_experiments_2021)

Der gesamte zum Paper [1] zugehörige Code, der die Grundlage unserer Implementierungen ist, kann neben den oben genannten Links zusätzlich nochmal über <https://whatif-tools.net/segment-routing/> aufgerufen werden.