



TECHNISCHE UNIVERSITÄT
CHEMNITZ

Analyse, Modellierung und Verfahren zur Kompensation von CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen in ISP-Netzen

Von der Fakultät für Elektrotechnik und Informationstechnik

der Technischen Universität Chemnitz

genehmigte

Dissertation

zur Erlangung des akademischen Grades

Doktor der Ingenieurwissenschaften (Dr.-Ing.)

vorgelegt

von Diplom-Ingenieur Gerd Windisch

geboren am 17.07.1984 in Schlema

Tag der Einreichung: 26.04.2016

Gutachter: Prof. Dr.-Ing. Thomas Bauschert
Prof. Dr.-Ing. Ralf Lehnert

Tag der Verteidigung: 02.02.2017

Bibliographische Beschreibung

Windisch, Gerd

Analyse, Modellierung und Verfahren zur Kompensation von CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen in ISP-Netzen

Dissertation an der Fakultät für Elektrotechnik und Informationstechnik der Technischen Universität Chemnitz, Dissertation, 2017.

245 Seiten, 82 Abbildungen, 79 Tabellen, 145 Literaturverweise.

Stichworte

Content Delivery Networks (CDNs), YouTube, Verkehrslastverschiebungen, Verkehrsmodellierung, Robustes Routing, Lineare Optimierung

Referat

Ein großer Anteil des Datenverkehrs in „Internet Service Provider“ (ISP)-Netzen wird heutzutage von „Content Delivery Networks“ (CDNs) verursacht. Betreiber von CDNs verwenden Lastverteilungsmechanismen um die Auslastung ihrer CDN-Infrastruktur zu vergleichmäßigen (Load Balancing). Dies geschieht ohne Abstimmung mit den ISP-Betreibern. Es können daher große Verkehrslastverschiebungen sowohl innerhalb eines ISP-Netzes, als auch auf den Verbindungsleitungen zwischen ISP-Netz und CDNs auftreten.

In der vorliegenden Arbeit wird untersucht, welche nicht-kooperativen Möglichkeiten ein ISP hat, um Verkehrslastverschiebungen, welche durch Lastverteilungsmechanismen innerhalb eines CDNs verursacht werden, entgegenzuwirken bzw. abzumildern. Die Grundlage für diese Untersuchung bildet die Analyse des Serverauswahlverhaltens des YouTube-CDNs. Hierzu ist ein aktives Messverfahren entwickelt worden, um das räumliche und zeitliche Verhalten der YouTube-Serverauswahl bestimmen zu können. In zwei Messstudien wird die Serverauswahl in deutschen und europäischen ISP-Netzen untersucht. Auf Basis dieser Studien wird ein Verkehrsmodell entwickelt, welches die durch Änderungen der YouTube-Serverauswahl verursachten Verkehrslastverschiebungen abbildet. Das Verkehrsmodell wiederum bildet die Grundlage für die Bestimmung optimaler Routen im ISP-Netz, welche hohe Robustheit gegenüber CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen aufweisen (Alpha-robuste Routingoptimierung). Für die Lösung des robusten Routing-Optimierungsproblems wird ein iteratives Verfahren entwickelt sowie

eine kompakte Reformulierung vorgestellt. Die Leistungsfähigkeit des Alpha-robusten Routings wird anhand von drei Beispielnetztopologien untersucht. Das neue Verfahren wird mit alternativen robusten Routingverfahren und einem nicht-robusten Verfahren verglichen. Neben der robusten Routingoptimierung werden in der Arbeit drei weitere Ideen für nicht-kooperative Methoden vorgestellt (BGP-, IP-Präfix- und DNS-basierte Methode), um CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen entgegenzuwirken.

Inhaltsverzeichnis

| | |
|---|-------------|
| Abkürzungsverzeichnis | ix |
| Glossar | xiii |
| Formelzeichenverzeichnis | xv |
| Danksagung | xix |
| 1. Einleitung | 1 |
| 2. Verkehrslastverschiebungen in ISP-Netzen | 5 |
| 2.1. Routing-bedingte Verkehrslastverschiebungen | 8 |
| 2.1.1. Auswirkungen auf die Wege in einem ISP-Netz | 13 |
| 2.1.2. Auswirkungen auf die Austrittspunkte | 14 |
| 2.1.3. Auswirkungen auf die Eintrittspunkte | 18 |
| 2.1.4. Messmethoden | 19 |
| 2.1.4.1. Verkehrsmatrizen | 20 |
| 2.1.4.2. Routing-Informationen | 21 |
| 2.2. CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen | 23 |
| 2.2.1. Auswirkungen auf die Austrittspunkte | 26 |
| 2.2.2. Auswirkungen auf die Eintrittspunkte | 27 |
| 2.2.3. Unterschiede in den Auswirkungen einer CDN- und einer Routing- bedingten Verkehrslastverschiebung | 30 |
| 2.2.4. Methoden der CDN-Serverauswahl | 32 |
| 2.2.5. Messmethoden | 34 |
| 2.2.5.1. Aktive Messung des CDN-Serverauswahlverhaltens . . . | 35 |
| 2.2.5.2. Passive Messung des CDN-Serverauswahlverhaltens . . | 36 |
| 2.2.5.3. Weitere Methoden zur Messung des CDN-Serverauswahl- verhaltens | 38 |
| 2.3. Auswahl der für die Arbeit relevanten Szenarien | 39 |

| | |
|--|------------|
| 3. Messstudien zur Analyse der YouTube-Serverauswahl | 41 |
| 3.1. Existierende Messstudien | 41 |
| 3.2. Messverfahren zur CDN-Infrastruktur- und Serverauswahlanalyse | 43 |
| 3.3. Eigene Messstudien | 46 |
| 3.3.1. Europäische Messstudie | 46 |
| 3.3.2. Deutsche Messstudie | 47 |
| 3.4. Messergebnisse bezüglich der YouTube-Infrastruktur | 48 |
| 3.4.1. Servernamensräume | 49 |
| 3.4.1.1. „Anycast“-Namensräume | 50 |
| 3.4.1.2. „Unicast“-Namensräume | 50 |
| 3.4.1.3. Hybride Namensräume | 51 |
| 3.4.1.4. Abhängigkeiten zwischen den Namensräumen | 51 |
| 3.4.2. Geografische Verteilung und Größe der YouTube-Serverstandorte | 53 |
| 3.4.2.1. YouTube-eigene Serverstandorte | 55 |
| 3.4.2.2. YouTube-Serverstandorte in ISP-Netzen | 59 |
| 3.5. Evolution des YouTube-Serverauswahlmechanismus | 62 |
| 3.6. Messergebnisse bezüglich der YouTube-Serverauswahl | 65 |
| 3.6.1. Abhängigkeit von der Tageszeit | 65 |
| 3.6.2. Abhängigkeit von der Position des Endnutzers | 71 |
| 3.6.3. Langzeitverhalten der Serverauswahl | 76 |
| 3.6.3.1. Abhängigkeit von dem Serverauswahlpräfix | 76 |
| 3.6.3.2. Langzeitstabilität der Serverauswahl | 78 |
| 3.6.3.3. Serverstandortnutzung in der Hauptverkehrsstunde und der verkehrsschwächsten Stunde | 80 |
| 3.6.3.4. Auswirkungen der Serverauswahl auf die RTT | 83 |
| 3.7. Zusammenfassung der Analyseergebnisse | 86 |
| 4. Modellierung von CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen in ISP-Netzen | 89 |
| 4.1. Basis-Modell | 91 |
| 4.2. Modellerweiterung für die YouTube-Verkehrslastverschiebungen | 95 |
| 4.3. Verallgemeinerung des Modells für andere Verkehrslastverschiebungen | 100 |
| 4.4. Zusammenfassung | 102 |
| 5. Robustes Routing in ISP-Netzen unter Berücksichtigung von CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen | 105 |
| 5.1. Verwandte Arbeiten | 106 |

| | | |
|-----------|--|------------|
| 5.2. | Das neue robuste Routingverfahren (Alpha-robuster Ansatz) | 110 |
| 5.2.1. | Problembeschreibung | 111 |
| 5.2.2. | Formulierung des Optimierungsproblems | 111 |
| 5.2.3. | Iteratives Verfahren | 113 |
| 5.2.4. | Kompakte Reformulierung | 114 |
| 5.3. | Evaluierung des Alpha-robusten Routingansatzes | 119 |
| 5.3.1. | Verwendete ISP-Netztopologieszenarien | 119 |
| 5.3.2. | Verkehrsszenarien | 122 |
| 5.3.3. | Vergleich des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformu- lierung des Alpha-robusten Routingansatzes | 125 |
| 5.3.4. | Einfluss der Verkehrsszenarien | 129 |
| 5.3.5. | Vergleich mit anderen Ansätzen | 130 |
| 5.3.5.1. | Nicht-robuster Offlineansatz | 130 |
| 5.3.5.2. | „Pipe“-Modell-basierter Routingansatz | 131 |
| 5.3.5.3. | Gamma-robuster Routingansatz | 131 |
| 5.3.5.4. | Ergebnisdiskussion | 133 |
| 5.4. | Modifikation des Alpha-robusten Ansatzes | 138 |
| 5.5. | Zusammenfassung | 141 |
| 6. | Maßnahmen gegen CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen | 143 |
| 6.1. | BGP-basierte Methode | 143 |
| 6.2. | IP-Präfix-basierte Methode | 145 |
| 6.3. | DNS-basierte Methode | 148 |
| 7. | Zusammenfassung | 153 |
| A. | Anhang YouTube-Analyse | 157 |
| A.1. | Liste der für die Messstudien ausgewählten Videos | 157 |
| A.2. | Übersicht der IP-Präfixbereiche und der YouTube-eigene Serverstandorte | 159 |
| A.3. | Übersicht der YouTube-Serverstandorte in ISP-Netzen | 169 |
| A.4. | Diagramme und Tabellen - Analyse des YouTube-Serverauswahlverhaltens | 178 |
| B. | Anhang Beispielnetztopologien | 189 |
| B.1. | Germany17-Netztopologie | 189 |
| B.2. | Germany50-Netztopologie | 192 |
| B.3. | Germany74-Netztopologie | 196 |

| | |
|---|------------|
| C. Anhang Robustes Routing | 201 |
| C.1. Tabellen - Vergleich der iterativen und der kompakten Formulierung . . . | 201 |
| C.1.1. Germany17 | 201 |
| C.1.2. Germany50 | 206 |
| C.1.3. Germany74 | 211 |
| C.2. Diagramme - Gamma-robusten Ansatz | 216 |
| C.3. Tabellen - kombinierte Zielfunktionen | 220 |
| Literaturverzeichnis | 225 |
| Abbildungsverzeichnis | 239 |
| Tabellenverzeichnis | 243 |

Abkürzungsverzeichnis

| | |
|--------------|--|
| ALTO | Application-Layer Traffic Optimization |
| AK | Anschlussknoten |
| AS | Autonomous System |
| BGP | Border Gateway Protocol |
| BR | Border Router |
| B-RAS | Broadband Remote Access Server |
| CATE | Content Aware Traffic Engineering |
| CDN | Content Delivery Network |
| CDNI | Content Delivery Network Interconnection |
| COPE | Common-Case Optimization with Penalty Envelope |
| DNS | Domain Name System |
| DPK | dominanter Peering-Knoten |
| DORA | Dynamic Online Routing Algorithm |
| DSL | Digital Subscriber Line |
| DSLAM | Digital Subscriber Line Access Multiplexer |
| EA | Eintrittspunkt-Austrittspunkt |
| EE | Ende-zu-Ende |
| eBGP | exterior Border Gateway Protocol |
| EGP | Exterior Gateway Protocol |
| FEC | Forwarding Equivalence Class |

| | |
|--------------|--|
| GGC | Google Global Cache |
| HP | Hauptproblem |
| HTTP | Hyper Text Transfer Protocol |
| HVS | Hauptverkehrsstunde |
| IATA | International Air Transport Association |
| iBGP | interior Border Gateway Protocol |
| ID | Identifier |
| IGP | Interior Gateway Protocol |
| IP | Internet Protocol |
| IPFIX | IP Flow Information Export |
| IS-IS | Intermediate System to Intermediate System |
| ISP | Internet Service Provider |
| IXP | Internet Exchange Point |
| LSP | Label Switched Path |
| MATE | Multipath Adaptive Traffic Engineering |
| MED | Multiple Exit Discriminator |
| MLU | Maximum Link Utilization |
| MPLS | Multi Protocol Label Switching |
| NB | Nebenbedingung |
| NP | Nebenproblem |
| NPK | nächstgelegener Peering-Knoten |
| NR | Namensraum |
| OSI | Open Systems Interconnection |
| OSPF | Open Shortest Path First |

| | |
|-----------------|---|
| PaDIS | Provider aided Distance Information System |
| PK | Peering-Knoten |
| QoE | Quality of Experience |
| RIPE | Réseaux IP Européens |
| RSVP-TE | Ressource Reservation Protocol with Traffic Engineering |
| RTT | Round Trip Time |
| TCP | Transmission Control Protocol |
| TEXCP | Traffic Engineering with eXplicit congestion Control Protocol |
| SIP | Semi-Infinite Programming |
| SLS | Service Level Specification |
| u. d. N. | unter den Nebenbedingungen |
| VSS | Verkehrsschwächste Stunde |

Glossar

Anschlussknoten Anschlussknoten stellen den Übergang zwischen Anschlussnetz und Kernnetz dar.

AS Path Prepending Beim „AS Path Prepending“ wird die eigene AS-Nummer mehrmals in das „AS Path“-Attribut an einem BGP-Router eingefügt, um die Route über diesen Übergabepunkt länger und damit weniger attraktiv erscheinen zu lassen.

Dominanter Peering-Knoten Peering-Knoten, dessen Verkehrsaufkommen das der anderen Peering-Knoten in einem ISP-Netz übertrifft.

Eintrittspunkt-Austrittspunkt-Verkehrsmatrix Eine Eintrittspunkt-Austrittspunkt-Verkehrsmatrix repräsentiert den Verkehr der zwischen jedem Eintritts- und Austrittspunkt eines ISP-Netzes fließt.

Ende-zu-Ende-Verkehrsmatrix Eine Ende-zu-Ende-Verkehrsmatrix repräsentiert den Verkehr der zwischen dessen Endpunkten (z. B. Nutzer mit dem selben IP-Präfix) fließt.

Gamma-Robustheit Bei der Gamma-Robustheit ist jede Quelle-Ziel-Beziehung durch einen mittleren Verkehrswert \bar{h}_{ij} sowie die maximal mögliche Abweichung \hat{h}_{ij} definiert. Über den Faktor Γ wird eingestellt wie viele Quelle-Ziel-Verkehre zur gleichen Zeit maximal sein können und somit wie viel Verkehrsunsicherheit berücksichtigt werden soll.

Google Global Cache „Google Global Cache“-Knoten sind von Google betriebene Server innerhalb von ISP-Netzen und werden zur Bereitstellung von Diensten wie YouTube, „Google Maps“ oder „Android Market“ genutzt.

Hose-Modell Im „Hose“-Modell werden nicht die einzelnen Elemente h_{ij} einer Verkehrsmatrix abgebildet, sondern es wird pro Netzknoten der maximal ausfließende Verkehr h_i^{out} bzw. der maximal einfließende Verkehr h_j^{in} angegeben.

- Hot potato Routing** Beim „hot potato“-Routing wird der nächstgelegene Übergabepunkt ausgewählt und entsprechend verlässt der Verkehr das ISP-Netz immer auf dem kürzesten Weg.
- Local Preference** Das „Local Preference“-Attribut wird von BGP-Routern eines ISP-Netzes, basierend auf internen Richtlinien vergeben. Der Netzbetreiber kann damit, ungeachtet anderer Attribute, für ein bestimmtes IP-Präfix den Austrittspunkt aus seinem Netz festlegen.
- Multiple Exit Discriminator** Wenn eine Route über zwei unterschiedliche BGP-Sessions bekannt gemacht wird, kann der annoncierende ISP mittels des „Multiple Exit Discriminator“ festlegen welchen Übergabepunkt er für die Route bevorzugt.
- Nächstgelegener Peering-Knoten** Aus Sicht eines Anschlussknoten nächstgelegener Peering-Knoten, mit welchem er einen substanziellen Verkehrsanteil austauscht.
- Peering-Knoten** Peering-Knoten stellen den Übergang zwischen Kernnetz und Netzen anderer ISPs und CDNs dar.
- Pipe-Modell** Im „Pipe“-Modell wird ein Quelle-Ziel-Verkehr h_{ij} durch seinen Maximalwert h_{ij}^{\max} begrenzt.
- PlanetLab** Das „PlanetLab“ ist ein Zusammenschluss von Servern, zu einem verteilten Forschungsnetz. Jedem Nutzer dieses Forschungsnetzes wird eine „Slice“ des Netzes zur Verfügung gestellt, in dem Experimente durchgeführt werden können. Die Standorte sind zumeist Universitäten und Forschungseinrichtungen großer Unternehmen.
- Seattle Internet Testbed** Das „Seattle Internet Testbed“ ist ein offenes verteiltes Forschungsnetz. Es verwendet eine Software, welche auf einer Vielzahl verschiedener Endgeräte installiert werden kann und im Hintergrund läuft. Entsprechend existieren Seattle-Knoten in einer Vielzahl von Netzen mit verschiedensten Typologien.
- URL-rewriting** Bei einer „URL-rewriting“-basierten Serverauswahl wird die Serverauswahl realisiert, indem der Hostname des ausgewählten Servers in die ausgelieferte HTTP-Antwort geschrieben wird.

Formelzeichenverzeichnis

Mengen

| | |
|--------------|---|
| A | Menge aller berücksichtigten Realisierungen der Verteilungsfaktoren α |
| D | Untermenge aller gerichteter Quelle-Ziel-Beziehungen der Menge Q in welcher die Senken in den Mengen YPK_j enthalten sind. |
| E | Menge aller Verbindungsleitungen |
| F | Menge von Quelle-Zielbeziehungen für welche der Verkehr auf einer Verbindungsleitung maximal ist. |
| M | Menge aller Peering-Knoten im Netz |
| N | Menge aller Anschlussknoten im Netz |
| P_{ij} | Menge aller Pfade zwischen Quelle i und Senke j |
| Q | Menge aller gerichteter Quelle-Ziel-Beziehungen |
| S | Menge aller berücksichtigten Lastverschiebungsursachen |
| SPK_{js}^D | Menge aller Peering-Knoten eines Anschlussknotens j über die der Verkehr für eine Lastverschiebungsursache s in Downstream-Richtung fließen kann. |
| SPK_{js}^U | Menge aller Peering-Knoten eines Anschlussknotens j über die der Verkehr für eine Lastverschiebungsursache s in Upstream-Richtung fließen kann. |
| YPK_j | Menge aller Peering-Knoten eines Anschlussknotens j über die der YouTube-Downstream-Verkehr geleitet werden kann. |
| YPK_j^D | Menge aller Peering-Knoten eines Anschlussknotens j über die der YouTube-Downstream-Verkehr fließen kann. |

YPK_j^U Menge aller Peering-Knoten eines Anschlussknotens j über die der YouTube-Upstream-Verkehr fließen kann.

Parameter

| | |
|------------------------|---|
| α_{ij}^{min} | Untergrenze eines Verteilungsfaktors α_{ij} |
| α_{ij}^{max} | Obergrenze eines Verteilungsfaktors α_{ij} |
| $\tilde{\alpha}_{ija}$ | Konstante Verteilungsfaktoren |
| c_i^{max} | Obergrenze des YouTube-Downstream-Verkehrs welche über einen Peering-Knoten i bereitgestellt werden kann. |
| c_e | Kapazität einer Verbindungsleitung e |
| Γ | Gamma-Faktor zur Einstellung der Verkehrsunsicherheit |
| D_{ij}^{AA} | Verkehr zwischen verschiedenen Anschlussknoten |
| D_{ij}^{ADP} | Verkehr zwischen einem Anschlussknoten und dem dominanten Peering-Knoten |
| D_{ij}^{ANP} | Verkehr zwischen einem Anschlussknoten und einem nächstgelegenen Peering-Knoten |
| D_{ij}^{AP} | Verkehr zwischen einem Anschlussknoten und einem Peering-Knoten |
| D_{ij}^{DPA} | Verkehr zwischen dem dominanten Peering-Knoten und einem Anschlussknoten |
| D_{ij}^{DPP} | Verkehr zwischen dem dominanten Peering-Knoten und einem Peering-Knoten |
| D_{ij}^{NPA} | Verkehr zwischen einem nächstgelegenen Peering-Knoten und einem Anschlussknoten |
| D_{ij}^{PA} | Verkehr zwischen einem Peering-Knoten und einem Anschlussknoten |
| D_{ij}^{PDP} | Verkehr zwischen einem Peering-Knoten und dem dominanten Peering-Knoten |
| D_{ij}^{PP} | Verkehr zwischen verschiedenen Peering-Knoten |
| δ_{ijep} | Mapping zwischen Verbindungsleitung e zu Pfad p für Quelle i zu Senke j |

| | |
|-------------------|---|
| \mathfrak{H} | Verkehrsmatrixraum |
| H | Verkehrsmatrix |
| h_{ij} | Verkehrswert zwischen Quelle i und Senke j |
| \bar{h}_{ij} | Mittlerer Verkehrswert zwischen Quelle i und Senke j |
| \hat{h}_{ij} | Maximale Abweichung vom mittleren Verkehrswert zwischen Quelle i und Senke j |
| h_{ij}^{max} | Maximaler Verkehrswert zwischen Quelle i und Senke j |
| h_{ij}^B | Basisverkehrswert zwischen Quelle i und Senke j |
| h_i^{in} | Maximal einfließender Verkehr eines Knotens i |
| h_i^{out} | Maximal ausfließender Verkehr eines Knotens i |
| h_j^{YD} | YouTube-Verkehrswert in Downstream-Richtung für Anschlussknoten j |
| h_j^{YU} | YouTube-Verkehrswert in Upstream-Richtung für Anschlussknoten j |
| h_{js}^D | Verkehrswert in Downstream-Richtung für Anschlussknoten j und Lastverschiebungsursache s |
| h_{js}^U | Verkehrswert in Upstream-Richtung für Anschlussknoten j und Lastverschiebungsursache s |
| NPK_i | Nächstgelegener Peering-Knoten eines Anschlussknotens i |
| \tilde{x}_{ijp} | Konstante Verkehrsverteilungsfaktoren, welche den Verkehrsanteil zwischen Quelle i und Senke j über die Pfad p angeben. |

Variablen

| | |
|------------------|---|
| α_{ij} | Verteilungsfaktoren |
| α_{ij}^D | Verteilungsfaktoren in Downstream-Richtung |
| α_{ij}^U | Verteilungsfaktoren in Upstream-Richtung |
| α_{ijs}^D | Verteilungsfaktoren in Downstream-Richtung für Lastverschiebungsursache s |
| α_{ijs}^U | Verteilungsfaktoren in Upstream-Richtung für Lastverschiebungsursache s |

| | |
|--------------|---|
| β_{ij} | binäre Variable, 1 wenn Verkehrswert h_{ij} maximal, sonst 0 |
| l_{ije} | Duale Variablen des Gamma-robusten Routingansatzes |
| λ_e | Duale Variablen des Gamma-robusten Routingansatzes |
| ϕ_{je} | Duale Variablen des Alpha-robusten Routingansatzes |
| r | Maximale Verbindungsleitungsauslastung |
| r_{HP} | Maximale Verbindungsleitungsauslastung des Hauptproblems |
| r_{NP} | Maximale Verbindungsleitungsauslastung des Nebenproblems |
| x_{ijp} | Verkehrsverteilungsfaktoren, welche den Verkehrsanteil zwischen Quelle i und Senke j über die Pfad p angeben. |
| x_{ije} | Verkehrsverteilungsfaktoren, welche den Verkehrsanteil zwischen Quelle i und Senke j über die Verbindungsleitung e angeben. |

Danksagung

Die vorliegende Arbeit entstand während meiner Tätigkeit als wissenschaftlicher Mitarbeiter am Lehrstuhl für Kommunikationsnetze an der Technischen Universität Chemnitz. Bedanken möchte ich mich herzlich bei Herrn Prof. Dr.-Ing. Thomas Bauschert, Inhaber des Lehrstuhls für Kommunikationsnetze, der mir die Möglichkeit gegeben hat, diese Arbeit unter seiner Leitung anzufertigen. Vielen Dank für die vielen produktiven Diskussionen, für die Hilfe bei der Zusammenschrift dieser Arbeit und für die Betreuung in den letzten Jahren. Bedanken möchte ich mich außerdem bei Herrn Prof. Dr.-Ing. Ralf Lehnert, Herrn Dr.-Ing. Gerhard Hasslinger und Herrn Dr.-Ing. Andreas Baumgartner für ihre hilfreichen Anmerkungen zu meiner Arbeit.

Ich möchte mich auch bei allen Mitarbeitern des Lehrstuhl für Kommunikationsnetze für die freundschaftliche Arbeitsatmosphäre und die Hilfsbereitschaft bedanken.

Nicht zuletzt möchte ich mich bei meiner Familie für ihre Unterstützung bedanken, insbesondere bei meiner Frau Kerstin Windisch und meinem Opa Heinz Steger. Ohne ihre Geduld und ihr Verständnis, während meines gesamten Studiums und meiner Promotionszeit wäre diese Arbeit nicht zustande gekommen.

1. Einleitung

Im Jahr 1986 nahm das erste Internet Backbone Netz NSFNet seinen Betrieb auf. Es verband die Netze verschiedener Forschungseinrichtungen miteinander [81]. In den 1990er Jahren erfolgte die globale Ausdehnung des Internets. Zugleich verstärkte sich die kommerzielle Nutzung des Internets und es entstanden neue private Netzbetreiber - die sog. „Internet Service Provider“ (ISPs). Dadurch entwickelte sich das Internet von einem staatlich betriebenen Forschungsnetz hin zu einem Zusammenschluss kommerzieller ISP-Netze. Die ISPs stellen i. d. R. sowohl Internet-Zugänge für Endkunden als auch für Inhaltebereitsteller („Content Provider“) zur Verfügung.

Durch die Einführung des „World Wide Web“ in den 1990er Jahren stieg die Anzahl der Internet-Nutzer und ebenso der Datenverkehr. Immer neue Internet-Dienste wie z. B. Peer-to-Peer-Netzwerke, Facebook, Twitter oder Videoportale sind dafür verantwortlich, dass das Wachstum des Datenverkehrs seit nunmehr zwei Jahrzehnten anhält. Die Entwicklung des Internetverkehrs im letzten Jahrzehnt ist sowohl aus den offiziellen Statistiken von Regierungsstellen zahlreicher Länder, wie z. B. Deutschland [22], Australien [10] oder Hong Kong [83], als auch aus den regelmäßigen Veröffentlichungen von Netzausrüstern wie CISCO [31] und Sandvine [108] ersichtlich. Abbildung 1.1 zeigt Internetverkehrskurven aus den genannten Studien. Diese verdeutlichen, dass der Internetverkehr im letzten Jahrzehnt um das Hundertfache angestiegen ist. Maßgebliche Ursache sind neue Multimediendienste, wie Video- oder Bildportale. Verschiedene Messstudien [44, 48, 50, 108] belegen, dass Multimediendienste vorrangig das „Hyper Text Transfer Protocol“ (HTTP) nutzen und über „Content Delivery Networks“ (CDNs) bereitgestellt werden. In 2010 wurde 40% des HTTP-Verkehrs in einem europäischen ISP-Netz in der Hauptverkehrsstunde von den 10 größten CDNs bereitgestellt [48]. In 2011 belief sich der Anteil der Top-10 CDNs am HTTP-Verkehr auf ca. 60% und in 2012 auf ca. 70% [44].

CDNs bestehen aus einer verteilten Server-Infrastruktur, um Inhalte effizient zu verteilen [72]. Große CDN-Betreiber wie YouTube oder Akamai verfügen über eine große Anzahl von Serverstandorten. Sie sind an einem Großteil der weltweit verteilten „Internet Exchange Points“ (IXPs) vertreten und besitzen Übergabepunkte zu den meisten großen ISPs bzw. platzieren ihre Inthalteserver direkt in den ISP-Netzen. Beispielswei-

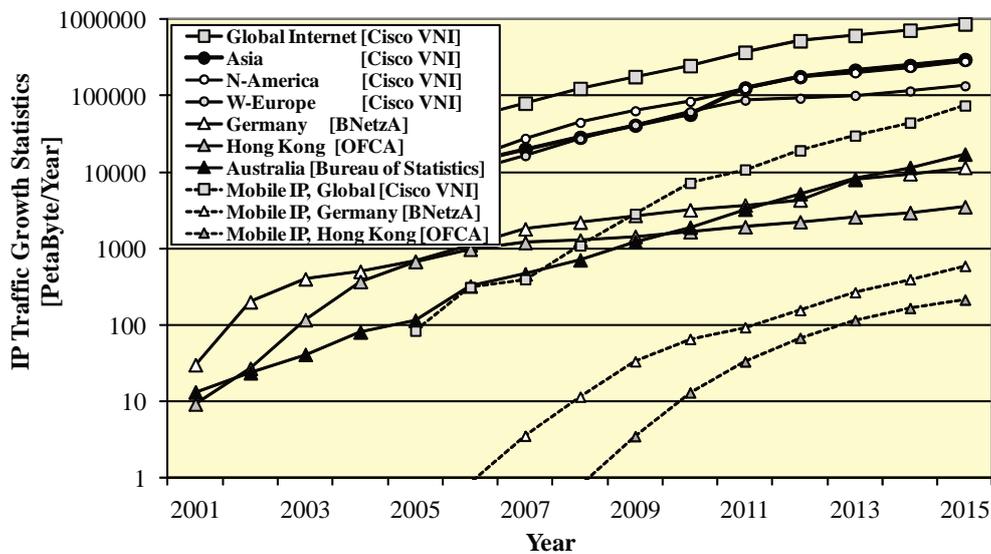


Abbildung 1.1.: Trend des Internetverkehrswachstums, zusammengetragen aus verschiedenen Quellen (aktualisierte Version aus [56])

se ist Akamai mit über 125 000 Servern an über 1 100 Standorten [8] präsent. Andere CDN-Betreiber, wie YouTube oder Limelight, betreiben eine CDN-Infrastruktur mit sehr großen Serverstandorten an zentralen Standorten. YouTube verfügt bspw. über mindestens 70 Serverstandorte [23] und Limelight über 80 Serverstandorte [28, 74] mit mindestens 18 000 Server. Die verteilte Server-Infrastruktur ermöglicht den CDN-Betreibern, je nach Lastsituation der Inhaltserver und der Verbindungsleitungen, die Inhalte von unterschiedlichen Servern und damit auch von unterschiedlichen Standorten auszuliefern, d. h. ein „Load-Balancing“ innerhalb des CDNs zu realisieren. Aus Sicht der an die CDNs angeschlossenen ISP-Netze hat dieses CDN-interne „Load-Balancing“ u. U. große Verkehrsschwankungen an den Übergabepunkten zur Folge.

Ein ISP setzt innerhalb seines Netzes ebenfalls Verkehrssteuerungsverfahren („Traffic Engineering“) ein, um eine gleichmäßige Verkehrsverteilung zu erzielen. Ein mögliches Optimierungskriterium ist hierbei die Minimierung der maximalen Leitungsauslastung. Bei gleichmäßigen Veränderungen der Verkehrsmatrix sind nur geringfügige „Traffic Engineering“-Eingriffe nötig. Diese Annahme ist jedoch nicht mehr erfüllt, wenn ein Großteil des ISP-Verkehrs von wenigen CDNs verursacht wird, und diese ihr internes „Load Balancing“ unabhängig, d. h. ohne Absprache mit dem ISP, durchführen. Ändert sich die Serverauswahl für eine größere Anzahl von Endnutzern eines ISPs, kann dies eine spürbare Verkehrslastverschiebung an den Übergabepunkten und innerhalb des ISP-Netzes hervorrufen. Im schlimmsten Fall lässt sich eine Überlastung einiger Leitungen im ISP-Netz selbst durch „Traffic Engineering“-Eingriffe nicht verhindern mit der Folge einer verrin-

gerten Dienstgüte für die Endnutzer. Eine Abmilderung dieses Problems kann durch eine Abstimmung zwischen CDN-Betreiber und ISP erreicht werden. Beispielsweise durch einen kooperativen „Load-Balancing“-Mechanismus, welcher sowohl die Optimierungsziele des CDN-Betreibers als auch des ISPs berücksichtigt. Da aber CDN-Betreiber und ISPs meist unterschiedliche Geschäftsinteressen verfolgen, wird eine derartige Kooperation in den seltensten Fällen realisiert.

In der vorliegenden Arbeit wird untersucht, welche nicht-kooperativen Möglichkeiten ein ISP hat, um Verkehrslastverschiebungen, welche durch Lastverteilungsmechanismen innerhalb eines CDNs verursacht werden, entgegenzuwirken bzw. abzumildern. Die Grundlage für diese Untersuchung bildet die Analyse des Serverauswahlverhaltens des YouTube-CDNs. Hierzu ist ein aktives Messverfahren entwickelt worden, um das räumliche und zeitliche Verhalten der YouTube-Serverauswahl bestimmen zu können. In zwei Messstudien wird die Serverauswahl in deutschen und europäischen ISP-Netzen untersucht. Auf Basis dieser Studien wird ein Verkehrsmodell entwickelt, welches die durch Änderungen der YouTube-Serverauswahl verursachten Verkehrslastverschiebungen abbildet. Das Verkehrsmodell wiederum bildet die Grundlage für die Bestimmung optimaler Routen im ISP-Netz, welche hohe Robustheit gegenüber CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen aufweisen (Alpha-robuste Routingoptimierung). Für die Lösung des robusten Routing-Optimierungsproblems wird ein iteratives Verfahren entwickelt sowie eine kompakte Reformulierung vorgestellt. Die Leistungsfähigkeit des Alpha-robusten Routings wird anhand von drei Beispielnetztopologien untersucht. Das neue Verfahren wird mit alternativen robusten Routingverfahren und einem nicht-robusten Verfahren verglichen. Neben der robusten Routingoptimierung werden in der Arbeit drei weitere Ideen für nicht-kooperative Methoden vorgestellt (BGP-, IP-Präfix- und DNS-basierte Methode), um CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen entgegenzuwirken.

Die Arbeit ist wie folgt aufgebaut: In Kapitel 2 werden die Ursachen für Verkehrslastverschiebungen in ISP-Netzen betrachtet. Dabei werden nicht nur CDN-bedingte, sondern auch Routing-bedingte Verkehrslastverschiebungen im Detail diskutiert. Kapitel 3 beinhaltet die Analyse des Serverauswahlverfahrens von YouTube. Es werden zunächst das aktive Messverfahren und die beiden durchgeführten Messstudien beschrieben. Darauf aufbauend erfolgt die Analyse der Messdaten und die Interpretation der Ergebnisse. Das Modell zur Abbildung der Verkehrslastverschiebungen ist in Kapitel 4 beschrieben. Neben dem YouTube-Verkehrsmodell wird auch ein verallgemeinertes Verkehrsmodell vorgestellt, welches das Verhalten anderer CDNs bzw. die durch Routingeffekte bedingten Verkehrslastverschiebungen abbilden kann. In Kapitel 5 wird das Alpha-robuste Routingverfahren präsentiert. Die Beschreibung umfasst das Routing-Optimierungsmodell, das iterative Lösungsverfahren und die kompakte Problem-Reformulierung. Die Leis-

tungsfähigkeit des Alpha-robusten Routingverfahrens wird mit alternativen robusten Routingverfahren und einem nicht-robusten Verfahren verglichen. Schließlich werden in Kapitel 6 drei weitere Ideen für nicht-kooperative Methoden vorgestellt, um CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen entgegenzuwirken. Die Arbeit schließt mit der Zusammenfassung in Kapitel 7.

2. Verkehrslastverschiebungen in ISP-Netzen

Die im Folgenden diskutierten Verkehrslastverschiebungen sind vor allem für das Kernnetz eines ISP-Netzes relevant. Die Aufgabe eines Kernnetzes ist die Vermittlung und der Transport des Datenverkehrs über weite Strecken. Der Verkehr wird in das Kernnetz aus Zugangnetzen zugeführt bzw. an Übergabepunkten von anderen ISP-Netzen übergeben. Dabei ist es ausreichend die „Internet Protocol“ (IP)-Schicht zu berücksichtigen. In der IP-Schicht besteht das Kernnetz aus Kernnetzknotten und Kernnetzverbindungsleitungen, dargestellt in Abbildung 2.1, Teil a. Eine Verbindungsleitung wird durch eine unterliegende Netzschicht, wie z. B. einem optischen Transportnetz realisiert [34]. In einem Kernnetzknotten sind im Wesentlichen drei Routertypen vorhanden (vgl. Abbildung 2.1, Teil b) [34]:

1. Anschlussrouter
2. „Border“-Router (BR)
3. Kernnetzrouter

Anschlussrouter stellen den Übergang von Anschlussnetzen zu dem Kernnetz des ISPs dar. Sie sind neben dem Routing von Paketen auch für Anschlussnetz-spezifische Funktionen, wie die Nutzerverwaltung verantwortlich. Je nach Anschlussnetz können unterschiedliche Anschlussrouter verwendet werden. Ein Beispiel ist der „Broadband Remote Access Server“ (B-RAS) für das „Digital Subscriber Line“ (DSL)-Anschlussnetz (vgl. Abschnitt 6.2). In einem Kernnetzknotten sind üblicherweise mehrere Anschlussrouter vorhanden, da zum einem unterschiedliche Anschlussnetze terminieren und zum anderen die Kapazität der Anschlussrouter begrenzt ist. „Border“-Router verbinden ein ISP-Netz mit anderen IP-Netzen. Nur über „Border“-Router kann externer Verkehr in das Netz einfließen bzw. zu externen Zielen ausfließen. Die Kernnetzrouter verbinden die Kernnetzknotten untereinander und terminieren die Kernnetzverbindungsleitungen. Im weiteren Verlauf der Arbeit werden nur die jeweils relevanten Routertypen dargestellt, um die Abbildungen übersichtlicher zu gestalten.

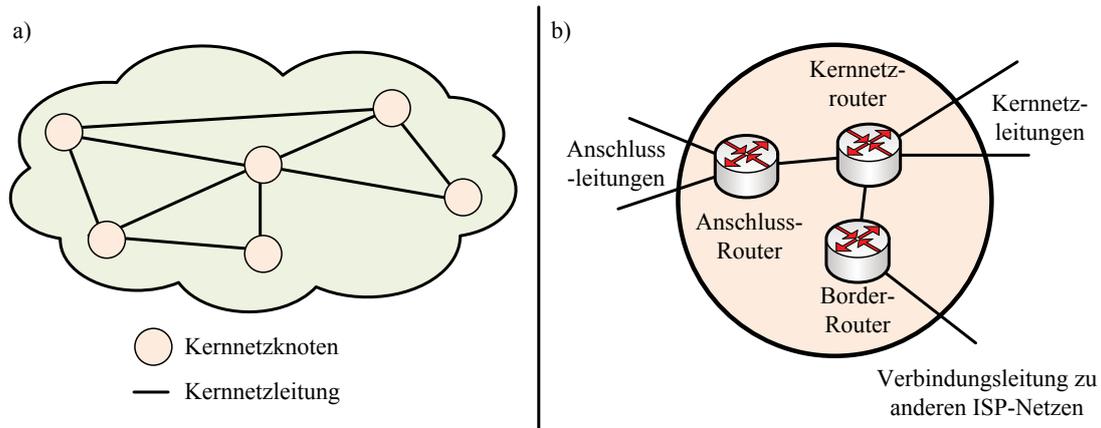


Abbildung 2.1.: Beispiel der IP-Schicht eines ISP-Kernnetzes

Verkehrslastverschiebungen in ISP-Kernnetzen können in zwei Ursachengruppen unterteilt werden:

1. Routing-bedingte Verkehrslastverschiebungen
2. CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen

Diese können zwischen den Eintrittspunkten eines ISP-Netzes, zwischen den Austrittspunkten oder zwischen Wegen innerhalb des ISP-Netzes auftreten. Die unterschiedlichen Fälle werden anhand von Abbildung 2.2 veranschaulicht. In der Abbildung existieren zwei Übergabepunkte zwischen AS10¹ und AS20. Es folgt die Annahme, dass der Verkehr für AS30 über BR11->BR12->BR21->BR23->BR31 fließt. Wenn sich nunmehr durch Ausfall der Peering-Beziehung am Übergabepunkt BR12-BR21 der Weg des Verkehrsflusses zu BR11->BR13->BR22->BR23->BR31 ändert, liegt die Ursache im Inter-Domain-Routing. Dies bewirkt in AS20 eine Verkehrslastverschiebung an den Eintrittspunkten. Aus Sicht von AS10 fand eine Verkehrslastverschiebung durch eine Änderung des Austrittspunktes statt. Wenn der Verkehr für AS30 anstatt an BR22 von AS20 (Pfad 3 in Abbildung 2.2) an BR41 von AS40 (Pfad 4 in Abbildung 2.2) weitergeleitet wird, ist die Auswirkung der Verkehrslastverschiebung auf mehrere ISP-Netze verteilt. Im Beispiel würde in AS20 eine Abnahme der Verkehrslast an BR22 und in AS40 eine Zunahme der Verkehrslast an BR41 festgestellt. Im weiteren Verlauf der Arbeit steht der Fall im Vordergrund, dass sich der Verkehr zwischen den Übergabepunkten zweier ISP-Netze ändert. Die getroffenen Aussagen lassen sich jedoch auch auf die Fälle übertragen, in denen mehr als zwei ISP-Netze involviert sind.

¹Ein „Autonomous System“ (AS) ist ein Zusammenschluss mehrerer Netzwerke unter einer gemeinsamen Verwaltung.

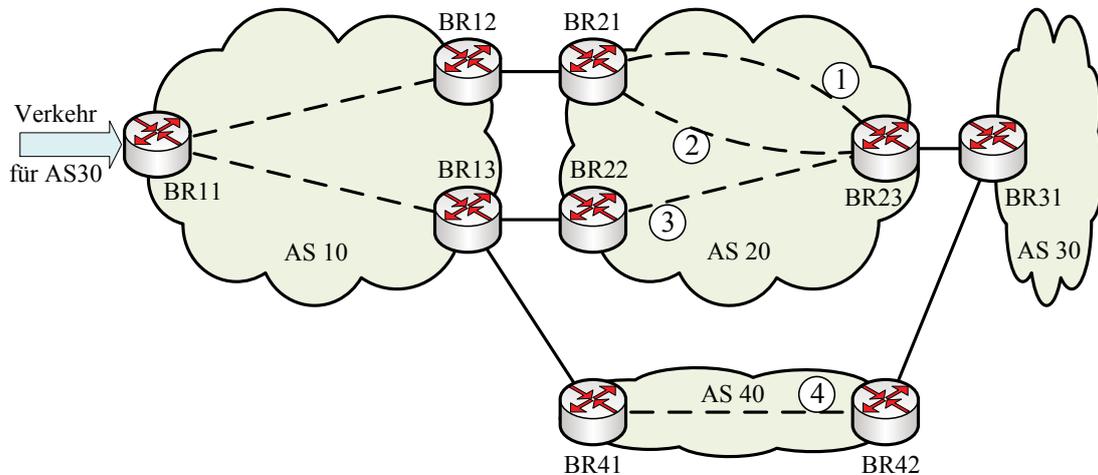


Abbildung 2.2.: Unterschiedliche Arten von Verkehrslastverschiebung

Der Wechsel der Eintritts- und der Austrittspunkte ist in der Eintrittspunkt-Austrittspunkt (EA)-Verkehrsmatrix² sichtbar. Der Verkehr in einem bzw. mehreren Matrixelementen nimmt ab und der Verkehr in einem bzw. mehreren anderen Matrixelementen nimmt zu. Eine Verkehrslastverschiebung durch die Änderung des Pfades innerhalb eines ISP-Netzes ist hingegen nicht in der EA-Verkehrsmatrix sichtbar. Beispielsweise kann der Verkehr, abhängig vom internen Routing, zwischen BR21 und BR23 in Abbildung 2.2 über Pfad 1 oder Pfad 2 fließen. In beiden Fällen sind die Quelle und das Ziel des Verkehrsflusses identisch.

Je nach Ursache und Wirkung lassen sich die Arten von Verkehrslastverschiebungen weiter unterteilen:

- intern verursachte oder extern verursachte Verkehrslastverschiebung,
- geplante oder ungeplante Verkehrslastverschiebung,
- temporäre oder permanente Verkehrslastverschiebung,
- räumliche Auswirkung der Verkehrslastverschiebung (Anzahl der betroffenen Verbindungsleitungen),
- Netzschicht in der die Ursache liegt.

Wenn z. B. in der Abbildung 2.2 durch eine Optimierung der internen Verkehrssteuerung von AS10 der Verkehr für AS30 vom Übergabepunkt BR12-BR21 zu BR13-BR22 verschoben wird, ist dies eine intern verursachte Verkehrslastverschiebung für AS10. Unter

²Eine EA-Verkehrsmatrix repräsentiert den Verkehr der zwischen jedem Eintritts- und Austrittspunkt des ISP-Netzes fließt (vgl. Abschnitt 2.1.4.1).

der Annahme, dass keine Kooperation zwischen den AS besteht und daher auch keine Informationen ausgetauscht werden, ist die Verkehrslastverschiebung für AS20 extern und ungeplant. Je nachdem, wie viel Verkehr für verschiedene andere ISP-Netze (und damit für verschiedene Austrittspunkte) betroffen ist, kann sich die Auswirkung der Verkehrslastverschiebung auf wenige Verbindungsleitungen beschränken oder aber sich auf eine Vielzahl von Verbindungsleitungen in weiten Teilen des ISP-Netzes auswirken. Für einen Netzbetreiber sind dabei extern verursachte, ungeplante und viele Verbindungsleitungen betreffende Lastverschiebungen besonders problematisch.

Im Folgenden werden die zwei Ursachengruppen für Verkehrslastverschiebungen und ihre Auswirkungen vorgestellt. Dabei wird auch auf die existierende Literatur eingegangen, um die Auswirkungen zu quantifizieren. Zusätzlich werden vorhandene Methoden angesprochen, die einem Netzbetreiber zur Verfügung stehen, um die Auswirkungen abzumildern bzw. ihnen entgegenzuwirken.

2.1. Routing-bedingte Verkehrslastverschiebungen

In einem AS wird aufgrund des Routings der Weg eines IP-Paketes innerhalb des Netzes und der Austrittspunkt, über welchen es das Netz verlässt, bestimmt. Die Routing-Entscheidung wird anhand des IP-Präfixes der Ziel-IP-Adresse des IP-Paketes getroffen. Das Routing innerhalb eines ASes bzw. zwischen mehreren ASen erfolgt auf der Granularität der IP-Präfixe. Hierfür werden in einem AS „Interior Gateway Protocols“ (IGP), wie z. B. „Open Shortest Path First“ (OSPF) oder „Intermediate System to Intermediate System“ (IS-IS) verwendet, um den kürzesten Weg für ein IP-Präfix innerhalb des Netzes zu ermitteln. Dies geschieht basierend auf Routing-Metriken. Diese spiegeln die Leistungsfähigkeit oder Attraktivität einer Verbindungsleitung wieder. Die Routing-Metriken können entweder proportional zur Länge der Verbindungsleitung gesetzt werden, umgekehrt proportional zur Kapazität oder so, dass die Verkehrsflüsse innerhalb des ISP-Netzes sich bestmöglich verteilen. Im Gegensatz dazu dienen „Exterior Gateway Protocols“ (EGP), für welche das „Border Gateway Protocol“ (BGP) der de facto Standard ist, dem Austausch von Routing-Informationen der IP-Präfixe zwischen ASen („exterior BGP“ - eBGP) und der Verteilung von Verfügbarkeitsinformationen der externen IP-Präfixe innerhalb des eigenen ISP-Netzes („interior BGP“ - iBGP). Da BGP nur für den Informationsaustausch mit anderen Netzen benötigt wird, sind auch nur die Router an den Netzgrenzen BGP-fähig. Diese werden wie bereits beschrieben als BR bezeichnet. Basierend auf diesen Informationen erstellt jeder Router unabhängig von anderen Routern seine eigene Routing-Tabelle. Eine ausführliche Erläuterung zum Routing innerhalb eines ASes und zwischen mehreren ASen ist unter [70] verfügbar.

Neben dem reinen IP-basierten Routing für ISP-Netze existiert die Möglichkeit, „Multi Protocol Label Switching“ (MPLS) als AS-internes Routing-Protokoll auf Leitungs- und Netzebene zu verwenden [105]. Im Gegensatz zum IP-basierten Routing, in dem der nächste Router anhand der Ziel-IP-Adresse bestimmt wird, folgt ein Paket in einem MPLS-Netz einen vorgegebenen Pfad, dem „Label Switched Path“ (LSP). Infolge dessen ermöglicht MPLS eine verbindungsorientierte Übertragung (entlang der LSPs) in einem verbindungslosen IP-Netz. An der Grenze eines MPLS-Netzes wird einem eintreffenden IP-Paket eine „Forwarding Equivalence Class“ (FEC) und damit einem LSP zugewiesen. Dies erfolgt zum Beispiel anhand der Ziel-IP-Adresse. Es existieren zwei Möglichkeiten LSPs in einem Netz aufzubauen:

- LSPs können implizit aufgebaut werden, indem sie dem kürzesten Pfad, berechnet durch ein IGP, folgen.
- LSPs werden explizit durch ein Signalisierungsprotokoll, wie z. B. dem „Resource Reservation Protocol with Traffic Engineering“ (RSVP-TE) [11], aufgebaut.

Verkehrslastverschiebungen können auftreten, wenn eine Verbindungsleitung innerhalb des ISP-Netzes ausfällt und mittels IGP neue Wege im ISP-Netz berechnet werden oder, im Falle eines MPLS-basierten ISP-Netzes, der Verkehr auf Ersatzpfade umgelenkt wird. Eine solche Verkehrslastverschiebung betrifft normalerweise nur wenige Verkehrsverbindungen innerhalb des ISP-Netzes. Eine weitere Ursache für einen Verkehrslastverschiebung kann der Ausbau einer Verbindungsleitung sein [57] und einer damit verbundenen Anpassung der Routing-Metrik dieser Verbindungsleitung. Dies kann zu einer Neuberechnung der Wege, bzw. zu einer Anpassung der MPLS-Pfade führen, um die erhöhte Kapazität der Verbindungsleitung zu nutzen. Die sich hieraus ergebende Verkehrslastverschiebung ist planbar und somit unproblematisch für den Netzbetreiber. Gemein haben diese zwei Ursachen, dass es sich um Verkehrslastverschiebungen zwischen Wegen innerhalb eines ISP-Netzes handelt.

Eine Verschiebung zwischen den Ein- bzw. Austrittspunkten wird hauptsächlich durch Änderungen im BGP verursacht. Alle BGP-fähigen Router unterhalten eBGP-Sessions, auch Peering-Beziehungen genannt, zu den BGP-Routern benachbarter ISP-Netze, beispielsweise unterhält der Router BR13 in Abbildung 2.2 jeweils eine BGP-Session zu Router BR22 und BR41. Über diese Sessions werden Erreichbarkeitsinformationen der IP-Präfixe durch „Route Advertisements“ ausgetauscht. Jeder dieser „Route Advertisements“ hat neben dem eigentlichen IP-Präfix noch eine Reihe assoziierter Attribute, wie z. B. der „Hop-Count“, der „Next-Hop“, der AS-Pfad und der „Multiple Exit Discriminator“ (MED). Ein BGP-Router verwendet Filter um unerwünschte Routen zu verwerfen oder anhand von lokalen Richtlinien die Attribute der Routen zu manipulieren.

- | |
|---|
| <ol style="list-style-type: none">1. Highest Local Preference2. Lowest AS Path Length3. Lowest Origin Type4. Lowest MED (with same next-hop AS)5. eBGP-learned over iBGP-learned6. Lowest IGP distance to egress point7. Lowest Router-ID of BGP Speaker8. Lowest Network Address of BGP Speaker |
|---|

Tabelle 2.1.: BGP-Entscheidungsprozess [101]

Die lokalen Richtlinien der einzelnen BGP-Router werden durch BGP-Route-Reflektoren synchronisiert und sind daher konsistent in einem ISP-Netz. Wenn einem BGP-Router mehrere Routen zu einem externen IP-Präfix bekannt sind, wählt er exakt eine „beste“ Route zu diesem aus. Diese Auswahl wird mit Hilfe des BGP-Entscheidungsprozesses [101] getroffen, dargestellt in Tabelle 2.1. Der erste Schritt darin ist die Auswertung des „Local Preference“-Attributes, welches von anderen iBGP- Routern, basierend auf internen Richtlinien, vergeben werden kann. Der Netzbetreiber ist in Folge dessen in der Lage, ungeachtet anderer Attribute, für ein bestimmtes IP-Präfix den Austrittspunkt aus dem eigenen Netz festzulegen. Im zweiten Schritt werden alle Routen mit derselben minimalen Pfadlänge ausgewählt. Wobei die Pfadlänge die Anzahl von AS ist, die der Verkehr passieren muss, um das Besitzer-AS des IP-Präfixes zu erreichen. Der dritte Schritt beinhaltet die Auswahl der Routen mit den niedrigsten „Origin“-Attributen. Das „Origin“-Attribut gibt an, wie die Route zu dem IP-Präfix initial von einem BGP-Router des eigenen Netzes gelernt wurde. Ferner findet der Vergleich der MED-Werte der Routen statt (Schritt 4) Der Vergleich ist nur zwischen Routen möglich, welche von einem Nachbarn über unterschiedliche BGP-Sessions gelernt wurden. Damit ist ein Nachbarnetz in der Lage, den bevorzugten Übergabepunkt für den Verkehr zu einem IP-Präfix anzugeben. Im fünften Schritt werden bevorzugt von eBGP-Sessions gelernte Routen ausgewählt. Darauf folgend wird die interne Distanz zu den Routern, welche die Route mitgeteilt haben, im sechsten Schritt verglichen und der nächstgelegene Router ausgewählt. Dies ist nur relevant, wenn die Route nur über iBGP gelernt wurde, da sonst im Schritt fünf die eBGP-gelernten Routen ausgewählt und die iBGP-gelernten Routen abgewählt wurden. Falls danach immer noch mehrere Routen zur Wahl stehen, wird der Router-„Identifier“ (ID) der BGP-Partner, über die die Route gelernt wurde, verglichen und die niedrigste ausgewählt (Schritt 7). Im letzten Schritt in Tabelle 2.1 wird die Route ausgewählt, die von dem BGP-Router mit der niedrigsten IP-Adresse gelernt wurde (Schritt 8).

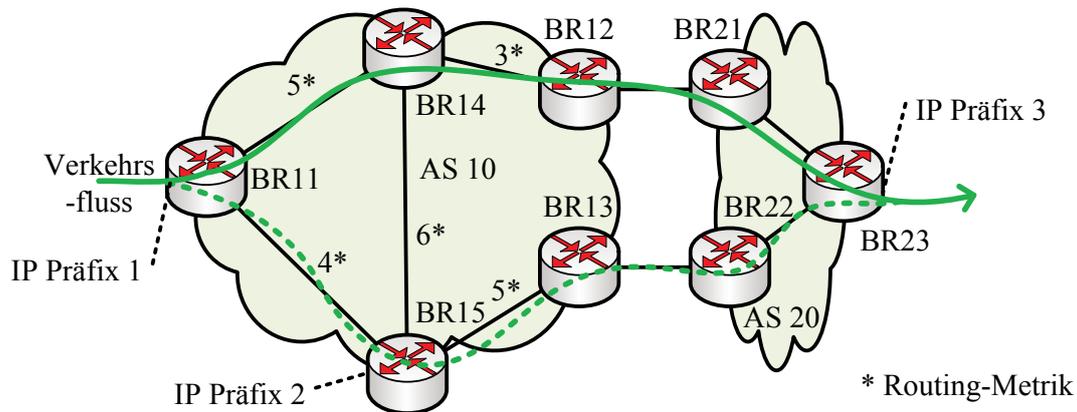


Abbildung 2.3.: Durch Änderungen im BGP verursachte Verkehrslastverschiebung

Der BGP-Entscheidungsprozess wird am Beispiel von IP-Präfix 3 und BR11 in Abbildung 2.3 veranschaulicht. Für BR11 sind zwei Routen, über BR12 und über BR13, für das IP-Präfix 3 bekannt. Unter der Annahme, dass das „Local Preference“-Attribut nicht gesetzt wurde und die MED-Attribute identisch sind, sind beide Routen bis einschließlich Schritt 5 im Entscheidungsprozess als gleichwertig anzusehen. In Schritt 6 wird die IGP-Distanz zwischen BR11 und den zwei Austrittsroutern verglichen. Diese setzt sich aus den einzelnen Routing-Metriken der Verbindungsleitungen, welche sich in den Pfaden zwischen den jeweiligen Routern befinden, zusammen. Da die Distanz zu BR12 acht und zu BR13 neun ist, wird die Route über BR12 ausgewählt (grün durchgezogene Linie in Abbildung 2.3). Zum Vergleich: Von BR15 würde die Route über BR13 ausgewählt, da zu diesem die IGP-Distanz fünf und zu BR12 neun ist.

Wenn zwei ISP-Netze über mehrere gemeinsame Übergabepunkte verfügen, kann es unter bestimmten Bedingungen zwischen diesen Übergabepunkten zu Verkehrslastverschiebungen kommen. Eine mögliche Ursache für Änderungen im BGP ist der Ausfall einer BGP-Session. Dabei ist es unerheblich ob die Verbindungsleitung zwischen den Routern, einer der BGP-Router oder die BGP-Session selbst ausfällt. Durch den Wegfall des Übergabepunktes muss ein Router für alle IP-Präfixe, deren Verkehre über diesen Übergabepunkt geleitet wurden, neue Übergabepunkte auswählen. Wenn z. B. in Abbildung 2.3 die Verbindung zwischen BR12 und BR21 ausfällt, muss in den Routern BR11 und BR14 in AS10 der BGP-Entscheidungsprozess für IP-Präfix 3 neu durchlaufen werden. Da nur noch die Route über BR13 verfügbar ist, wird diese z.B. von BR11 für den Verkehr zu IP Präfix 3 ausgewählt und der Verkehr verschiebt sich von der grünen durchgezogenen Linie in Abbildung 2.3 zu der grün gestrichelten Linie. Der Router BR15 ist von dem Ausfall nicht betroffen, da er auch vor dem Ausfall die Route über BR13

nutzte. Da durch einen solchen Ausfall alle über AS20 erreichbare IP-Präfixe betroffen sind, kann der Ausfall der BGP-Session eine große Verschiebung in der Verkehrsmatrix sowohl von AS10 als auch von AS20 verursachen. Für beide ASes ist die Ursache der Verkehrslastverschiebung extern und ungeplant. Die Verkehrslastverschiebung kann sich auf viele Verbindungsleitungen auswirken, je nachdem wie viel Verkehr betroffen ist. Eine zweite Ursache stellt der Aufbau eines neuen Übergabepunktes dar. Dies wirkt sich ähnlich aus wie der Ausfall eines Übergabepunktes. Der Unterschied ist, dass der Aufbau eines Übergabepunktes eine geplante Aktion ist und dementsprechend die ISP-Netze darauf vorbereitet werden können. Des Weiteren kann eine Verkehrslastverschiebung an den Austrittspunkten eines ISP-Netzes auch durch Ausfälle in weiter entfernten ASen verursacht werden. Beispielsweise wird der Verkehr für AS30 von AS10 in Abbildung 2.2 über den Übergabepunkt BR12-BR21 und damit über AS20 geleitet. Wenn aber der Übergabepunkt BR23-BR31 ausfällt, ist AS30 nicht mehr über AS20 erreichbar. Folglich verlässt der Verkehr für AS30 von nun an AS10 über den Übergabepunkt BR13-BR41, da AS30 noch über AS40 erreichbar ist. Diese Verkehrslastverschiebung ist für AS10 ungeplant und extern verursacht. Da für AS20 der Verkehr an dem Eintrittspunkt BR21 sprunghaft abnimmt und für AS40 der Verkehr an dem Eintrittspunkt BR41 sprunghaft ansteigt, sind für diese zwei ASes keine Verkehrslastverschiebungen zu sehen, sondern nur ein Anstieg, bzw. ein Abfall der Verkehrslast.

Eine weitere Ursache für BGP-bedingte Verkehrslastverschiebungen kann die Änderung des MED-Attributes sein. Wenn z. B. in Abbildung 2.3 aus Gründen der internen Verkehrssteuerung AS20 beginnt, die Route zu IP-Präfix 3 über BR22 mit einem niedrigeren MED-Wert als über BR21 zu bewerben, erfolgt von da an die Übergabe des gesamten Verkehrs über den Übergabepunkt BR13-BR22. Diese Verkehrslastverschiebung ist für AS20 geplant und für AS10 ungeplant. Je nachdem wie viel Verkehr zu diesem IP-Präfix fließt bzw. ob auch Anpassungen der MED-Werte für andere IP-Präfixe vorgenommen wurden, kann dies eine große Änderung in der Verkehrsmatrix zur Folge haben. Eine zweite Methode zur Beeinflussung der Eintrittspunkte für ein AS ist die künstliche Verlängerung des AS-Pfades für ein IP-Präfix. Diese Methode wird als „AS Path Prepending“ bezeichnet. Dabei wird die eigene AS-Nummer mehrmals in das „AS Path“-Attribut an einem BGP-Router eingefügt, um die Route über diesen Übergabepunkt länger und damit weniger attraktiv erscheinen zu lassen. Die Auswirkungen sind vergleichbar mit der Änderung des MED-Attributes. AS10 kann die Wahl des Übergabepunktes durch die Änderung des „Local Preference“-Attributes beeinflussen. Dieses Attribut wird als erstes im BGP-Entscheidungsprozess ausgewertet und hat daher die höchste Priorität. Wenn in Abbildung 2.3 im AS10 eine Anpassung des „Local Preference“-Attributes vorgenommen wird, ist die resultierende Verkehrslastverschiebung für AS20 ungeplant und für AS10

geplant.

Eine letzte in diesem Abschnitt betrachtete Ursache ergibt sich aus dem Zusammenspiel aus IGP und BGP. Im sechsten Schritt des BGP-Entscheidungsprozesses ist die kürzeste IGP-Distanz zum Ausgangsrouter das Entscheidungskriterium. Dieses Verhalten wird als „hot potato“-Routing bezeichnet, da der Verkehr über den nächstgelegenen Austrittsrouter geleitet wird. Infolge dessen kann eine Änderung der IGP-Distanz zu einer Änderung des Austrittsrouters führen. Zum einen erfolgt dies durch Ausfall bzw. Ausbau einer Verbindungsleitung. Zum anderen kann dies durch Anpassung der Routing-Metriken [6] hervorgerufen werden. Wenn z. B. in Abbildung 2.3 die Routing-Metrik der Verbindungsleitung zwischen BR15 und BR13 von 5 auf 3 verringert wird, ist aus Sicht von BR11 die Route für IP-Präfix 3 über BR13 kürzer als über BR12 und der Weg des Verkehrs verschiebt sich (Abbildung 2.3: Wechsel grün durchgezogenen Linie auf grün gestrichelte Linie). Für AS10 kann davon ausgegangen werden, dass die resultierende Verkehrslastverschiebung geplant ist. Für AS20 ist die resultierende Verkehrslastverschiebung an den Eingangsroutern ungeplant und extern verursacht. Der Verkehr von IP-Präfix 3 in Richtung IP-Präfix 1 in Abbildung 2.3 ist von dieser Änderung nicht betroffen. Die Entscheidung wie der Verkehr von IP-Präfix 3 zu IP-Präfix 1 geroutet wird, trifft der BGP-Entscheidungsprozess in den Routern von AS20. Dementsprechend hat die Änderung der IGP-Distanzen in AS10 keinen Einfluss auf diese Entscheidung und die Verkehrsflüsse in Hin- und Rückrichtung zwischen zwei Netzen können als unabhängig betrachtet werden.

In Abschnitt 2.1.1 wird erläutert, welche Auswirkungen Routing-bedingte Verkehrslastverschiebungen zwischen den Wegen auf das ISP-Netz haben. Die gleiche Betrachtungen werden im Abschnitt 2.1.2 die Austrittspunkte und im Abschnitt 2.1.3 für die Eintrittspunkte durchgeführt.

2.1.1. Auswirkungen auf die Wege in einem ISP-Netz

Routing-bedingte Verkehrslastverschiebungen zwischen den Wegen innerhalb des ISP-Netzes sind dadurch charakterisiert, dass sie aus Sicht des Netzbetreibers eine interne Ursache haben. Infolge dessen ist es für den Netzbetreiber möglich, die Ursache der Verkehrsverschiebung selbst zu beseitigen (z. B. durch Instandsetzung der ausgefallenen Verbindungsleitung). Die Auswirkungen von durch Verbindungsleitungsausfälle verursachte Verkehrslastverschiebungen können aufgrund des Einsatzes geeigneter Verkehrssteuerverfahren [58, 46] minimiert werden.

Der Ausbau von Verbindungsleitungen kann eine Verkehrslastverschiebungen zur Folge haben. Diese ist aber von einem Netzbetreiber gewollt, um mehr Übertragungskapazität

im Netz zur Verfügung zu stellen. Dabei ist anzumerken, dass der Ausbau selbst keine Verkehrslastverschiebung verursacht. Erst durch eine Anpassung der Routing-Metriken für die ausgebaute Verbindungsleitung stellt sich eine Verkehrslastverschiebung ein. Eine Variante ist beispielsweise die Routing-Metriken umgekehrt proportional zu der Leitungskapazität zu wählen. Um die zusätzliche Kapazität bestmöglichst zu nutzen, können die Verkehrsflüsse durch geeignete Verkehrssteuermechanismen optimiert werden [57]. Für reine IP-basierte ISP-Netze [45, 102, 133], als auch für MPLS-basierte ISP-Netze [49, 38, 132], wurden zahlreiche Verkehrssteuermechanismen entwickelt, mit denen die Optimierung des Netzes durchgeführt werden kann. Das Ziel dieser Mechanismen ist vordergründig, das ISP-Netz für eine gegebene Verkehrsmatrix nach bestimmten Kriterien wie z. B. die Minimierung der maximalen Last auf den Verbindungsleitungen zu optimieren.

2.1.2. Auswirkungen auf die Austrittspunkte

Bei Routing-bedingten Verkehrslastverschiebungen an den Austrittspunkten liegt immer eine Änderung in der BGP-Routenauswahl zugrunde. Die Änderung kann dabei, wie in Abbildung 2.3 beschrieben, verschiedene Gründe haben. Grundsätzlich ändert sich bis zu 200 000-mal täglich die Routenauswahl in einem BGP-Router [118]. Der Einfluss der BGP-Routenänderungen auf die Verkehrsmatrix in ISP-Netzen wurde bereits in zahlreichen Messstudien untersucht. Im Fokus dieser Studien standen die Netze von Sprint [6, 5, 118] und AT&T [103, 118, 119, 121, 120, 140]. Ein Großteil dieser Änderungen hat einen zu vernachlässigenden Einfluss auf die Verkehrsverteilung innerhalb des ISP-Netzes. Dies hat drei Gründe:

1. Die Änderungen treten in einem weiter entfernten AS auf und haben keine Anpassung des Austrittspunktes im ISP-Netz zur Folge [5, 140]. Wenn beispielsweise in Abbildung 2.4 der Verkehr für IP-Präfix 1 nach einem Ausfall in AS30 über AS40 und AS50 fließt, sendet AS20 eine Routenänderung für IP-Präfix 1 an AS10. Diese Änderung der Routeninformation hat jedoch keine Änderung des Ausgangspunktes zur Folge, da für AS10 die beste Route für IP-Präfix 1 unverändert über AS20 führt.
2. Es sind von den meisten Routenänderungen nur wenige IP-Präfixe betroffen. Dies zeigt sich beispielsweise in der Form, dass bei einem Ausfall der Verbindung zwischen AS20 und AS80 (Abbildung 2.4) lediglich die Route für IP-Präfix 2 betroffen ist.
3. IP-Präfixe bei denen sich die Routen oft ändern, verursachen wenig Verkehr [5, 103].

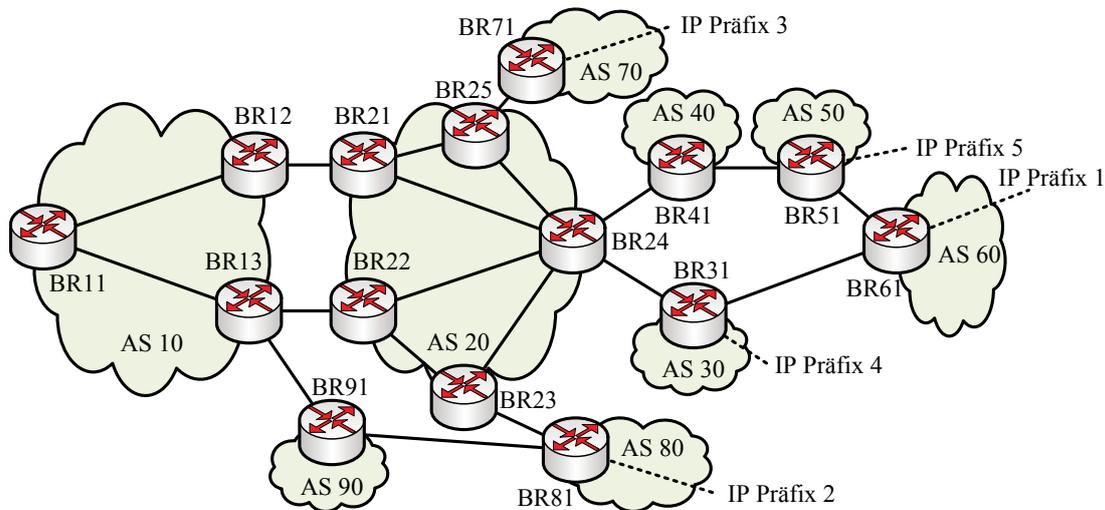


Abbildung 2.4.: Beispieltopologie für Auswirkungen von Routenänderungen

IP-Präfixe, die einen Großteil des Verkehrs auf sich vereinen, haben über Tage oder Wochen stabile Routen. In [103] wurde nachgewiesen, dass im Netzwerk von AT&T 0,25% aller IP-Präfixe 50% des Verkehrs verursachen, aber nur für 0,1% der Routenänderungen verantwortlich sind. Hingegen werden 50% aller Routenänderungen von 4,5% aller IP-Präfixe verursacht. Diese IP-Präfixe vereinen aber nur 1,5% des Verkehrs auf sich.

Ausfälle von BGP-Sessions zwischen einem ISP-Netz und einem benachbarten Netz sind selten, können aber eine Vielzahl von IP-Präfixen betreffen und damit eine große Lastverschiebung zwischen den Austrittspunkten verursachen [140]. Wenn z. B. in Abbildung 2.4 eine BGP-Session zwischen AS10 und AS20 ausfällt, kann dies die Änderung der Routen für die IP-Präfixe 1 bis 5 zur Folge haben. Diese Verkehrslastverschiebungen sind aufgrund eines direkten Wiederaufbaues der BGP-Session nach dem Ausfall meist von kurzer Dauer (im Bereich von mehreren Minuten) [140]. Falls die Ursache aber ein Verbindungsleitungsausfall bzw. die Abschaltung eines Routers ist, kann die Verkehrslastverschiebung länger anhalten. Die resultierende Lastverschiebung an den Austrittspunkten ist extern verursacht. Daher ist es für einen Netzbetreiber nicht möglich, die Ursache direkt zu beeinflussen. Es besteht nur die Möglichkeit, sich an die Verschiebung anzupassen bzw. bedingt durch ihre zumeist kurze Dauer abzuwarten, bis die Verkehrsmatrix wieder ihre ursprüngliche Verteilung angenommen hat.

Eine Änderung der Routing-Metriken kann eine größere und länger anhaltende Verkehrslastverschiebung an den Austrittspunkten hervorrufen als der Ausfall einer BGP-

Session zu den Nachbarnetzwerken [140]. Gründe dafür sind unter anderem, dass bei einer Änderung von internen Routing-Metriken Lastverschiebungen an mehreren Austrittspunkten auftreten können. Studien [121] haben gezeigt, dass nur 0,5% der Änderungen des internen Routings eine spürbare Verkehrslastverschiebung an den Austrittspunkten verursachen. Es stellte sich zudem in [121] heraus, dass die Anfälligkeit eines Routers innerhalb des Netzes gegenüber „hot potato“-bedingten Änderungen des Austrittspunktes von seiner Position innerhalb des Netzes bzw. von der Anzahl seiner BGP-Sessions mit Nachbarnetzen abhängt. Eine Erhöhung der Routing-Metrik zwischen BR11 und BR12 innerhalb von AS10 in Abbildung 2.4 bewirkt, dass BR11 den Verkehr für IP-Präfix 1-5 von nun an über den Übergabepunkt BR13-BR22 schickt. Die Änderung der Routing-Metriken hat keine Auswirkung auf die Erreichbarkeit der IP-Präfixe 1 bis 5 für BR12. Ein Router mit vielen eigenen Peering-Beziehungen zu Nachbarnetzen ist unempfindlicher gegenüber Änderungen der Routing-Metriken als ein Router mit wenigen Peering-Beziehungen. Ein Vergleich in [121] zeigt, dass eine Änderung des Austrittspunktes für bis zu 80% des Verkehrs eines Routers ohne Peering-Beziehungen zu anderen ISP-Netzen auftreten kann. Dagegen sind im schlechtesten Fall weniger als 10% des Verkehrs eines Router mit vielen Nachbarschaftsbeziehungen betroffen. Ein ISP-Netz in dem alle Router möglichst viele Verbindungen zu Nachbarnetzwerken haben, ist daher robuster gegenüber „hot potato“-bedingten Verkehrslastverschiebungen an den Austrittspunkten. Die Anfälligkeit eines ISP-Netzes für „hot potato“-bedingte Verkehrslastverschiebungen an Austrittspunkten hängt zudem auch von der Topologie ab. Wenn z. B. zwei Übergabepunkte zu einem Nachbarnetz eine vergleichbare IGP-Distanz zu einem Router haben, kann bereits eine kleine Änderung in den Routing-Metriken eine Verkehrslastverschiebung an den Austrittspunkten hervorrufen.

In [99, 122] werden Modelle vorgestellt, mit denen die Auswirkungen von Verbindungsleitungsausfällen und Routerausfällen auf die Austrittspunktauswahl untersucht werden können. Anhand solcher Untersuchungen kann ein Netzbetreiber abschätzen, welche Router, bedingt durch ihre Platzierung und Anbindung an andere Netze, besonders anfällig für Verkehrslastverschiebungen sind bzw. bei welchen Verbindungsleitungen oder Routern ein Ausfall besonders kritisch ist. Um die Auswirkungen von Verbindungsleitung- oder Routerausfällen zu begrenzen und damit das Netzwerk robuster gegenüber ungewollten Verkehrslastverschiebungen zu machen, können besonders kritische Verbindungsleitungen besonders geschützt werden, z. B. durch Backup-Leitungen. Die Modelle können auch verwendet werden, um die Auswirkungen von neuen BGP-Übergabepunkten auf die Verkehrsverteilung im ISP-Netz zu untersuchen. Im Fokus dieser Untersuchungen kann beispielsweise das Auffinden von unanfälligen Standorten für ungewollte Verkehrslastverschiebungen stehen, bzw. die Suche nach Standorten, die

in einer besseren Verkehrsverteilung innerhalb des ISP-Netzes resultieren. Des Weiteren wurden Verkehrssteuerverfahren für ISP-Netze entwickelt, die durch Änderungen der Routing-Metriken verursachten Verkehrslastverschiebungen an den Austrittspunkten, berücksichtigen [6, 12, 13, 73]. In diesen zeigt sich, dass die maximale Auslastung der Verbindungsleitungen um bis zu 20% von der berechneten Auslastung abweicht [6], wenn die durch Änderungen der Routing-Metriken verursachten Verkehrslastverschiebungen an den Austrittspunkten nicht berücksichtigt werden.

Um Verkehrslastverschiebungen an den Austrittspunkten durch Änderungen des „Local Preference“-Attributes zu verursachen, muss ein Netzbetreiber in die Konfiguration seiner BGP-Router eingreifen. Daher ist anzunehmen, dass die daraus resultierenden Verkehrslastverschiebungen von einem Netzbetreiber geplant sind. Das „Local Preference“-Attribut wird als erstes im BGP-Entscheidungsprozess (Tabelle 2.1) ausgewertet. Das hat zur Folge, dass der gesamte Verkehr für ein IP-Präfix über einen einzigen Austrittspunkt gezwungen wird. Andere Kriterien wie „hot potato“-Routing haben keine Auswirkungen mehr. Dies kann zu einem höheren Verkehrsaufkommen im ISP-Netz führen, da der Verkehr nicht mehr am nächstgelegenen möglichen Übergabepunkt aus dem Netz abgeleitet wird.

Durch Änderungen des MED-Attributes bzw. durch „AS Path Prepending“ in einem Nachbarnetz verursachte Verkehrslastverschiebungen an den Austrittspunkten sind für einen Netzbetreiber ungeplant. Bei der Verwendung des MED-Attributes und BGP-Route-Reflektoren in einem Netz kann es aber passieren, dass zwei Austrittspunkte fortlaufend alternierend für eine Route ausgewählt werden [53]. Der Verwendung des MED-Attributes liegt zudem üblicherweise eine Vereinbarung zwischen den Netzbetreibern zugrunde [98]. Die Steuerung des eingehenden Verkehrs durch „AS Path Prepending“ wird dagegen von zahlreichen Netzbetreibern eingesetzt. Beispielsweise wurde bei 38% der Routen zu externen IP-Präfixen im Netzwerk von AT&T die AS-Pfadlänge von einem anderen AS verändert [42]. In [130] wurden die Daten von „Route Views“ [106] analysiert. In diesen Datensätzen beträgt der Anteil von Routen mit „AS Path Prepending“ 12%. In mehr als 60% der Fälle wird für diese Routen, „AS Path Prepending“ direkt vom AS durchgeführt, welches das IP-Präfix besitzt und in mehr als 40% der Fälle von einem AS im Pfad des IP-Präfixes. Die Summe dieser zwei Prozentsätze kann mehr als 100% betragen, da für ein IP-Präfix sowohl das ursprüngliche AS als auch ein AS in dem Pfad „AS Path Prepending“ durchführen kann. Die Auswirkungen von Änderungen des MED-Attributes bzw. durch „AS Path Prepending“ auf die Verschiebung der Austrittspunkte eines benachbarten Netzwerkes wurden in keiner der verfügbaren Messstudien [6, 5, 103, 118, 119, 121, 120, 140] dargestellt.

2.1.3. Auswirkungen auf die Eintrittspunkte

Eine Verkehrslastverschiebung an den Austrittspunkten eines ISP-Netzes hat immer Auswirkungen auf die Verkehrslasten an den Eintrittspunkten benachbarter ISP-Netze. Daher werden Verkehrslastverschiebungen durch Änderung des Eintrittspunktes prinzipiell von denselben Effekten verursacht, wie die Verkehrslastverschiebungen an den Austrittspunkten. Der grundlegende Unterschied ist, dass bei einer Verkehrslastverschiebung am Eintrittspunkt die Einflussmöglichkeiten des Netzbetreibers geringer sind, da die Ursachen (bis auf wenige Ausnahmen) außerhalb des ISP-Netzes liegen. Wie bereits in Abschnitt 2.1.2 beschrieben, ist eine Verkehrslastverschiebung durch Ausfall einer BGP-Session selten und dauert zumeist nur wenige Minuten an. Die Ursache liegt für beide Netzbetreiber des betroffenen Übergabepunktes außerhalb ihres Einflussbereiches.

Änderungen der Routing-Metriken in einem benachbarten ISP-Netz können langanhaltende Verkehrslastverschiebungen, wie bereits in Abschnitt 2.1.2 beschrieben, verursachen. In [6] wurde der Einfluss von internen Verkehrssteuermechanismen, welche auch die Auswirkungen auf die externe Verkehrsverteilung berücksichtigen, im Netz von Sprint auf die Verkehrsverteilung an den Eintrittspunkten benachbarter Netze untersucht. Durch die Optimierung im eigenen Netz kann sich für bis zu 25% des übergebenen Verkehrs der Übergabepunkt ändern und somit eine Verkehrslastverschiebung an den Eintrittspunkten der benachbarten ISP-Netze verursachen. Besonders die Peering-Beziehungen zu anderen großen Netzbetreibern sind für solche Verschiebungen anfällig, da mit diesen an mehreren Standorten Übergabepunkte vorhanden sind und große Verkehrsmengen ausgetauscht werden. Die Anfälligkeit hängt von der Struktur der Übergabepunkte (Anzahl und Entfernung der Standorte zueinander) und den gewählten Richtlinien an den Übergabepunkten ab. Ein Netzbetreiber hat aufgrund der externen Ursache keine direkte Einflussmöglichkeit auf die Verkehrslastverschiebung. Um die Verkehrssteuerung zwischen ISP-Netzen zu koordinieren, wurden eine Vielzahl von kooperativen Verkehrssteuermechanismen [75, 76, 96, 114] entwickelt. Mit diesen Mechanismen hat ein Netzbetreiber die Möglichkeit, die Verkehrsverteilung an seinen Eintrittspunkten zu beeinflussen. Eine kooperative Verkehrssteuerung setzt voraus, dass nur ein Minimum an Informationen ausgetauscht werden muss. Netzbetreiber stehen in einem Wettbewerbsverhältnis und sind daher nicht gewillt, sensible Information über ihr Netz einem Mitbewerber preiszugeben. Ein weiterer Punkt für die Erhöhung der Komplexität einer kooperativen Verkehrssteuerung ist, dass die Interessen der Netzbetreiber gegenläufig sein können. Beispielsweise kann der optimale Verkehrsfluss für den einen Betreiber einen suboptimalen Verkehrsfluss für den anderen Betreiber zur Folge haben. Eine mögliche Realisierung einer kooperativen Verkehrssteuerung ist die Verwendung einer automatisierten Methode

zum Aushandeln der Wege für Verkehrsströme [75, 76]. In [76] wird eine Heuristik verwendet, um während der Verhandlung die bestmögliche Verteilung der Verkehrsströme zu finden. Das Konzept wird von Shrimali et al. in [114] aufgegriffen und ein spieltheoretischer Ansatz, zur Erzielung einer optimalen Platzierung der Verkehrsströme verwendet. Ein weiterer Vorschlag beinhaltet virtuelle BGP-Peerings [96]. Dieses Konzept sieht vor, mithilfe von Tunnelmechanismen BGP-Verbindungen zwischen ISP-Netzen aufzubauen, die keine direkte Verbindung besitzen.

Für einen Netzbetreiber sind die Auswirkungen einer Änderung des „Local Preference“-Attributes in einem benachbarten ISP-Netz auf die Verkehrslastverteilung an den Eintrittspunkten identisch zu den Auswirkungen von Routing-Metrikänderungen in einem benachbarten ISP-Netz. Daher stehen ihm dieselben Methoden zur Verfügung, um auf diese Änderung zu reagieren.

Durch Änderungen des MED-Attributes bzw. durch „AS Path Prepending“ verursachte Verkehrslastverschiebungen an den Eintrittspunkten erfordern eine Anpassung der BGP-Routerkonfiguration. Insofern ist anzunehmen, dass die resultierende Verkehrslastverschiebung geplant ist. Das MED-Attribut wird nur zwischen den vom selben Nachbar-ISP gelernten Routen verglichen. Es kann nur zur Beeinflussung der Verkehrslast an den Eintrittspunkten verwendet werden, wenn an den Übergabepunkten eine Verbindung zu demselben Nachbarnetz besteht. Die Beeinflussung mithilfe von „AS Path Prepending“ wird auch zwischen von unterschiedlichen Nachbar-ISPs gelernten Routen verglichen und besitzt daher ein breiteres Anwendungsgebiet. Der Haupteinsatzzweck für „AS Path Prepending“ ist die Lastverteilung zwischen Eintrittspunkten von „Stub“-ISP-Netzen³ [97] und wird nicht koordiniert mit der internen Verkehrssteuerung eingesetzt.

2.1.4. Messmethoden

Eine naheliegende Möglichkeit, um Verkehrslastverschiebungen zu finden, ist die Messung und Analyse von Verkehrsmatrizen. Mit der Analyse der Verkehrsmatrizen lassen sich Aussagen über die quantitativen Auswirkungen von Verkehrslastverschiebungen treffen. Ohne zusätzliche Informationen ist es aber nicht möglich, Aussagen über deren Ursachen zu treffen. Um Routing-bedingte Verkehrslastverschiebungen eindeutig identifizieren zu können, ist es notwendig zusätzlich auch die Änderungen im Routing des ISP-Netzes aufzuzeichnen. Im Folgenden werden Methoden vorgestellt, um die Verkehrsmatrix (Abschnitt 2.1.4.1) sowie Änderungen im Routing (Abschnitt 2.1.4.2) zu messen.

³Ein „Stub“-ISP-Netz ist ein ISP, welcher keinem Transitverkehr transportiert.

2.1.4.1. Verkehrsmatrizen

Eine Verkehrsmatrix repräsentiert den Verkehr, welcher von jedem Eintrittspunkt zu jedem Austrittspunkte des ISP-Netzes fließt. Sie wird daher als EA-Verkehrsmatrix bezeichnet und hat 3 Dimensionen:

1. Eintrittspunkte
2. Austrittspunkte
3. Zeit

Abhängig von der verwendeten Transporttechnologie im ISP-Netz gibt es verschiedene Ansätze, die EA-Verkehrsmatrix zu messen. In MPLS-basierten ISP-Netzen mit explizit reservierten Pfaden ist für jeden Pfad ein Bytezähler verfügbar [110]. Somit kann im Falle eines vollvermaschten Pfaddesigns die EA-Verkehrsmatrix direkt aus diesen Bytezählern abgeleitet werden. Wenn in einem MPLS-Netz keine explizit gerouteten Pfade verwendet werden, sondern nur die kürzesten Pfade der internen Routing-Metriken nachgebildet werden, kann die EA-Verkehrsmatrix aus den FEC-Statistiken berechnet werden [110].

In reinen IP-basierten ISP-Netzen kann die EA-Verkehrsmatrix anhand der Verbindungsleistungsstatistiken abgeschätzt werden. Die Beziehung zwischen den Messwerten der Verbindungsleitungen und der EA-Verkehrsmatrix ist durch das lineare Gleichungssystem $Y = AX$ bestimmt, wobei Y die Verkehrswerte der Verbindungsleitungen in Vektorform sind. A steht für die Routingmatrix und X für die EA-Verkehrsmatrix in Vektorform. Um eine Verkehrsmatrix in ihre Vektorform zu überführen, werden die Spalten der Matrix untereinander angeordnet anstatt nebeneinander. Ein Element a_{ij} der Routingmatrix A ist 1, wenn der EA-Verkehr j über die Verbindungsleitung i geroutet wird. Sofern dies nicht der Fall ist, gilt $a_{ij} = 0$. Die Routingmatrix kann aus der aktuellen Netzkonfiguration berechnet werden, z. B. ist die Berechnung der Routingmatrix mittels des Dijkstra-Algorithmus, basierend auf den internen Routing-Metriken, möglich. Die Problematik dabei ist, dass es sich um ein unterbestimmtes lineares Gleichungssystem handelt, da es wesentlich mehr EA-Verkehre als Verbindungsleitungen gibt. Es existieren verschiedene Methoden, um trotz dieser Unterbestimmtheit eine EA-Verkehrsmatrix abschätzen zu können. Die Grundidee ist immer, zusätzliche Informationen zu verwenden. Eine Reihe von Publikationen verwenden statistische Schätzverfahren. Diese nehmen an, dass die Verkehrswerte einer Wahrscheinlichkeitsverteilung folgen. Basierend auf einer initialen Matrix und den Messwerten der Verbindungsleitung wird die aktuelle EA-Verkehrsmatrix abgeschätzt [25, 127]. Infolge dessen hat die Wahl der initialen Matrix einen entscheidenden Einfluss auf die Genauigkeit der Schätzung [77]. Die Schätzmethoden haben alles das Problem, dass in der Praxis beliebige und unkontrollierbar hohe

Abweichungen auftreten können [55].

Die Verkehrsmatrix in einem IP-basierten ISP-Netz kann auch aus den Messwerten eines IPFIX-Systems [107] berechnet werden. Eine Beispiel-Implementation für ein IPFIX-System ist Netflow [30]. Ursprünglich wurde Netflow von CISCO entwickelt. Es wird mittlerweile aber auch von anderen Netzausrüstern in ihren Systemen eingesetzt. Ein IPFIX-System misst Verkehrsaufkommen zwischen zwei IP-Präfixen und somit eine Ende-zu-Ende (EE)-Verkehrsmatrix. Sie ist detaillierter als die EA-Verkehrsmatrix und beinhaltet den Verkehr zwischen den IP-Präfixen und nicht zwischen Ein- und Austrittspunkten. Zudem ist sie netzunabhängig. Die zwei Eigenschaften werden in Abbildung 2.5 veranschaulicht. Im Beispielnetz (Abbildung 2.5) umfasst die EE-Verkehrsmatrix 90 Einträge (zwischen allen roten Punkten). Die EA-Verkehrsmatrix enthält hingegen nur 20 Einträge (zwischen allen grünen Punkten). Im Allgemeinen umfassen Verkehrsmatrizen $N * (N - 1)$ Einträge. Bei einer EE-Verkehrsmatrix ist N gleich der Anzahl der IP-Präfixe. Im Falle einer EA-Verkehrsmatrix ist N gleich der Anzahl von Anschlussroutern und „Border Routern“. Die Verwendung von IPFIX in einem Router kann zu einer starken Beanspruchung des Prozessors dieses Routers führen. Daher werden IPFIX-Messungen in der Regel nur zeitlich begrenzt und an ausgewählten Routern durchgeführt [6]. Des Weiteren kann es zu Problemen bei der Messung führen, wenn in einem ISP-Netz sehr viele kleine und beliebig verteilte IP-Präfixe verwendet werden. Dies hat zur Folge, dass auf ein einzelnes IP-Präfix nur noch kleine Verkehrsmengen entfallen und bedingt durch das Messprinzip, dass nur jedes 10/100/... Paket gemessen wird, es zu erhöhten Messungenauigkeiten kommt.

Um eine EE-Verkehrsmatrix in eine EA-Verkehrsmatrix zu überführen, werden die Routing-Informationen des Netzes benötigt. Es muss für jedes IP-Präfix bekannt sein, über welchen Router der Verkehr für das IP-Präfix das ISP-Netz verlässt. Für die Anschlussrouter wird diese Information aus der Netzkonfiguration extrahiert, da die Zuweisung von IP-Präfix auf die Anschlussrouter innerhalb des ISP-Netzes erfolgt. Welches externe IP-Präfix über welchen BR erreichbar ist, lässt sich nur aus dem aktuellen BGP-Status erkennen. Dadurch wird auch ersichtlich, dass eine EA-Verkehrsmatrix nicht nur Verkehrsinformationen, sondern auch Netzinformationen enthält.

2.1.4.2. Routing-Informationen

Um die netzweiten Routing-Informationen in einem ISP-Netz zu bestimmen, können die Routing-Tabellen und die aktuelle Konfiguration der Router exportiert werden [43]. Basierend auf diesen Router-spezifischen Tabellen kann eine netzweite Sicht auf das Routing und die Erreichbarkeit von IP-Präfixen erstellt werden. Darin sind alle Informa-

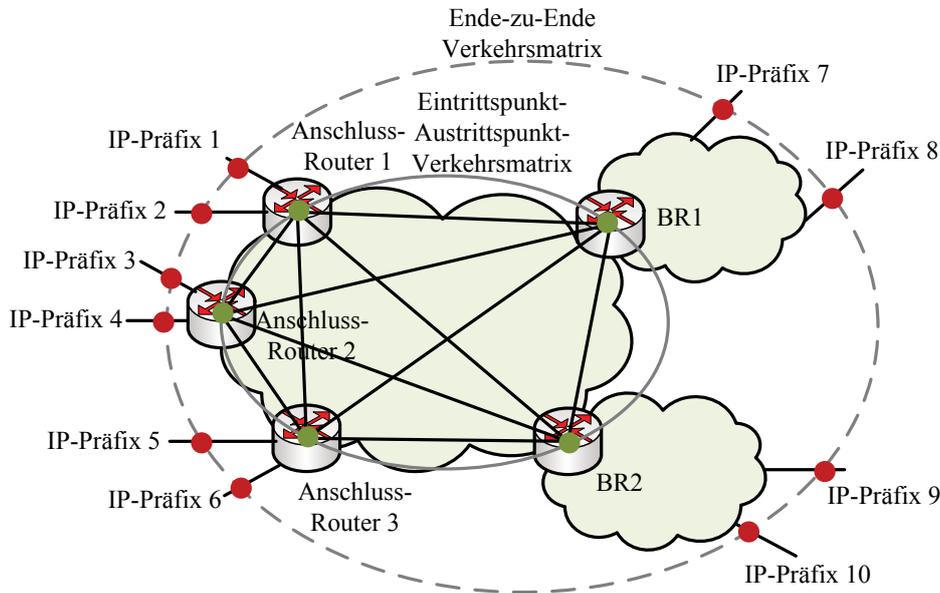


Abbildung 2.5.: Vergleich Ende-zu-Ende- und Eintrittspunkt-Austrittspunkt-Verkehrsmatrix

tionen enthalten, die mittels IGP und EGP verteilt wurden. Eine weitere Möglichkeit ist das Abfangen von IGP-Nachrichten. Diese werden zwischen Routern im ISP-Netz ausgetauscht, um sich gegenseitig über die Erreichbarkeit von IP-Präfixen zu informieren [113, 121]. Da die IGP-Nachrichten mittels Flooding im gesamten Netz verteilt werden, ist es ausreichend, an einem Router des ISP-Netzes eine Messprobe zu platzieren. Basierend auf diesen Nachrichten lässt sich mittels eines kürzesten Pfadalgorithmus (z. B. Dijkstra-Algorithmus) die aktuelle Pfadauswahl des internen Routings bestimmen. Das Abfangen der IGP-Nachrichten hat gegenüber der ersten Methode den Vorteil, dass kein zusätzlicher Verkehr durch das Auslesen der Routing-Tabellen im Netz erzeugt wird.

Um Informationen über die Erreichbarkeit von externen IP-Präfixen zu erhalten, besteht die Möglichkeit, eine Messprobe in die iBGP-Struktur des ISP-Netzes einzubinden [6, 121]. Die BGP-Router eines Betreibers bauen untereinander eine Vollvermaschung auf. Eine Messprobe muss daher auch eine Beziehung zu jedem BGP-Router aufbauen. Falls BGP-Route-Reflektoren in einem Netz eingesetzt werden, ist es ausreichend die Messprobe als Klient eines BGP-Route-Reflektors zu konfigurieren. Da ein BGP-Router nur seine beste Route zu einem Präfix anderen Routern via iBGP mitteilt, lassen sich auch nur diese von der Messprobe messen.

2.2. CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen

Wie bereits eingangs beschrieben, verfügen CDNs über eine hohe Anzahl von weltweit verteilten Serverstandorten. Welcher Inhalte-Server in welchem Serverstandort eines CDNs welchen Endnutzerstandort bedient, wird von einem CDN über den Serverauswahlmechanismus gesteuert. CDNs verwenden meist einen zweistufigen Auswahlmechanismus [82]. In der ersten Stufe wird ein Serverstandort des CDNs ausgewählt. Der zweite Schritt beinhaltet die Auswahl des Inhalte-Servers innerhalb des Serverstandortes. Aus Sicht des ISP ist dabei besonders der erste Schritt von Interesse, da die Auswahl des Serverstandortes die geographische Position und damit den Weg des Verkehrs festlegt. Der Auswahlmechanismus kann je nach CDN unterschiedliche Auswahlkriterien berücksichtigen [32]. Tabelle 2.2 listet mögliche Kriterien für die Serverauswahl auf. Dabei sind CDN-spezifische Kriterien, Nutzer-spezifische Kriterien und Inhalte-spezifische Kriterien zu unterscheiden. Die einfachste Methode, die Last auf verschiedene Serverstandorte zu verteilen, ist durch festgelegte statische Faktoren. Diese können z. B. proportional zur Anzahl der Server eines Standortes sein. Die Infrastruktur des CDNs wird infolgedessen gleichmäßig ausgelastet. Jedoch kann dies je nach ausgewähltem Serverstandort für einen Endnutzer eine hohe Verzögerung oder eine niedrige Übertragungskapazität bedeuten. Ein weiteres mögliches Kriterium ist das zeitabhängige Umschalten zwischen den Serverstandorten, z. B. kann von Nachts bis Mittags, wenn wenige Nutzer aktiv sind, ein kleiner Serverstandort verwendet werden. Nachmittags und abends, wenn viele Nutzer Inhalte abrufen, können größere Serverstandorte genutzt werden. Um Überlasten bei einzelnen Servern oder ganzer Serverstandorte zu vermeiden, kann auch die aktuelle Last des Serverstandortes in die Auswahl einfließen. Wenn die Last in einem Serverstandort eine Schwelle überschreitet, werden diesem Serverstandort keine neuen Nutzeranfragen zugewiesen. Es werden stattdessen weniger belastete Serverstandorte ausgewählt.

Neben diesen CDN-spezifischen Kriterien kann auch die Position des Nutzers, z. B. in welchem Land er sich befindet, in die Auswahl einfließen. Für bestimmte geografische Bereiche kann im Vorfeld bestimmt werden, von welchem Serverstandort sie bedient werden. Ziel dabei ist es, die Verzögerung zwischen Endnutzer und Serverstandort zu minimieren und so die Dienstgüte zu maximieren. Der ISP des Nutzers kann auch in die Auswahl einfließen, wenn z. B. ISPs unterschiedliche Verträge mit dem CDN-Betreiber haben und somit Nutzer unterschiedlicher ISPs unterschiedlich behandelt werden. Ein häufig verwendetes Kriterium ist die aktuelle Verzögerung (gemessen als „Round Trip Time“ - RTT) zwischen dem Endnutzer und dem Serverstandort. Dabei wird kontinuierlich die RTT zwischen einem Endnutzerstandort und dem Serverstandort des CDNs gemessen und der Serverstandort mit der geringsten Verzögerung ausgewählt. Infolge

| CDN-spezifische Kriterien |
|--|
| Statische Lastverteilungsfaktoren |
| Statische zeitabhängige Lastverteilung |
| Momentane Auslastung des Serverstandortes |
| Nutzer-spezifische Kriterien |
| geographischer Standort des Endnutzers |
| ISP des Endnutzers |
| RTT zwischen Endnutzer und Serverstandort |
| Inhalte-Spezifische Kriterien |
| Verfügbarkeit des angefragten Inhaltes |
| Inhalte-spezifische Faktoren (Video-Auflösung, Art des Inhaltes, etc.) |

Tabelle 2.2.: Mögliche Auswahlkriterien für den CDN-Serverauswahlmechanismus

dessen kann auf Überlasten auf den Wegen zwischen Endnutzern und Serverstandort reagiert werden.

Auch der angefragte Inhalt kann die Serverauswahl beeinflussen. Kalte Inhalte⁴ sind meistens nicht in allen Serverstandorten vorhanden, sondern nur in einigen größeren zentralen Serverstandorten. Heiße Inhalte sind hingegen auf allen bzw. auf den Serverstandorten in einer Region vorhanden. Da die Abfragehäufigkeit von Inhalten im Internet einer Zipf-Verteilung folgt [20, 40, 56], ist es nicht notwendig, die kalten Inhalte in allen Serverstandorten zur Verfügung zu stellen, um einen Großteil der Inhalteanfragen und damit des Verkehrs zu verteilen. Die einfachste Möglichkeit Inhalte in heiß und kalt einzuteilen, ist die Ermittlung der Abfragehäufigkeit in der Vergangenheit, bzw. wie lange die letzte Abfrage zurück liegt. Dazu existieren Cachingstrategien, die kalte Inhalte entsprechend dem „Least Frequently Used“- bzw. dem „Least Recently Used“-Prinzip aus dem Speicher verdrängen. Alternativ können die Inhalte auch basierend auf Vorhersagen verteilt werden. Dies geschieht in der Erwartung, dass bestimmte Inhalte in naher Zukunft heiß werden, vor allem für neue Inhalte in einer Anfangsphase steigender Popularität nach der Veröffentlichung. Die unterschiedlichen Inhalteverteilstrategien sind ein eigenes Forschungsfeld und werden hier nicht näher betrachtet.

Neben den oben genannten Aspekten können auch die Eigenschaften des angefragten Inhaltes die Serverauswahl beeinflussen. Wenn ein Video beispielsweise in mehreren Auflösungen vorhanden ist, kann je nach angefragter Videoauflösung ein anderer Inhalte-

⁴Wenig angefragte Inhalte werden auch als „kalte Inhalte“ bezeichnet und stark nachgefragte Inhalte werden als „heiße Inhalte“ bezeichnet.

Server ausgewählt werden.

Grundsätzlich fließen mehrere dieser Kriterien in die Auswahl eines Serverstandortes ein. Eine Möglichkeit ist beispielsweise, dass pro geografischer Region eine Untermenge der verfügbaren Serverstandorte verwendet wird und die Anfragen aus der Region per Lastverteilungsfaktoren oder basierend auf der aktuellen RTT auf diese Untermenge von Serverstandorten verteilt werden. Ein anderes Szenario ist, dass während der Nebenverkehrsstunden (Nachts bis Mittag) bestimmte Regionen von einem Serverstandort bedient werden, aber nach dem Erreichen einer Lastschwelle, welche den Übergang in die Hauptverkehrsstunden signalisiert, die Last auch zusätzlich auf weitere Serverstandorte verteilt wird. Der ursprüngliche Serverstandort wird so entlastet. Akamai verwendet beispielsweise als Kriterium für seine Serverauswahl eine Kombination aus RTT und der Lastsituation der Inhalte-Server und Serverstandorte [116]. Die RTT kombiniert Informationen über die Entfernung zwischen Endnutzer und Serverstandort und der aktuellen Lastsituation im Transportnetz. Daher hat die Verwendung der RTT immer auch zur Folge, dass geographisch nahe Serverstandorte ausgewählt werden. Kriterien für die Serverauswahl im YouTube-CDN sind unter anderem die geographische Position des Endnutzers und die Tageszeit [93, 123].

In Abbildung 2.6 wird gezeigt, wie eine CDN-bedingte Verkehrslastverschiebung entsteht. Im Ausgangszustand werden die Endgeräte in AS30 von dem CDN-Server 1 versorgt. Der Verkehr nimmt damit den Pfad über den Übergabepunkt BR11-BR21 (Abbildung 2.6: grün durchgezogene Linie). Wenn aber der CDN-Betreiber z. B. aus Gründen der Lastverteilung beginnt, die Endgeräte in AS30 über CDN-Server 2 zu versorgen, wechselt auch der Pfad des Verkehrs. Es wird folglich der Übergabepunkt BR12-BR22 verwendet (Abbildung 2.6: grün gestrichelte Linie). Für AS20 ist die daraus resultierende Verkehrslastverschiebung ungeplant und extern verursacht. In AS10 tritt eine Verkehrslastverschiebung an den Austrittspunkten auf. Im Falle, dass die Serverauswahl nicht mit der Netzsteuerung koordiniert wird, kann dies für den Betreiber von AS10 eine ungeplante Verkehrslastverschiebung sein. Dies ist aber nur relevant, falls der CDN-Betreiber über kein eigenes Transportnetz verfügt und seine Server innerhalb eines anderen ISP platziert sind. Wenn der CDN-Betreiber über sein eigenes Transportnetz verfügt, kann angenommen werden, dass ein Serverwechsel keine negativen Auswirkungen auf das Transportnetz hat.

Es können somit die folgenden drei Ursachen für CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen in einem ISP-Netz identifiziert werden:

1. Die aktuelle Last des ursprünglichen Servers ist zu hoch. Wenn die Serverauslastung einen Schwellwert übersteigt, können neue Anfragen von einem anderen Server

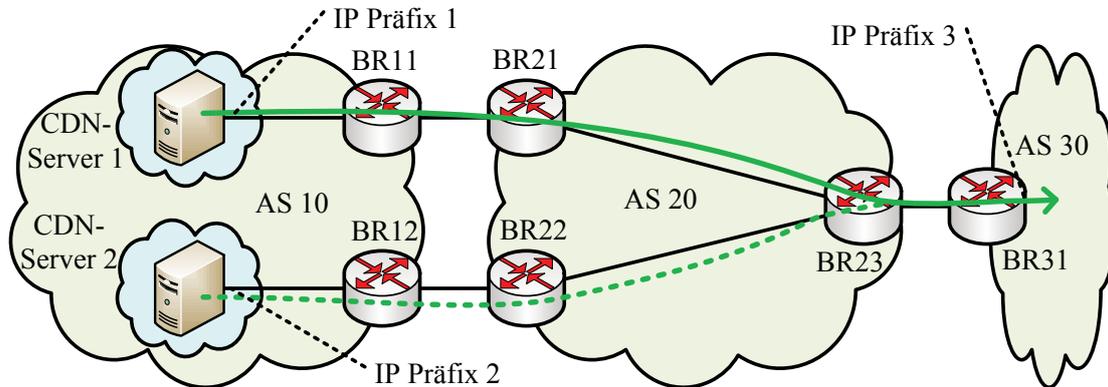


Abbildung 2.6.: Durch Änderungen im CDN-Serverauswahlverhalten verursachte Verkehrslastverschiebung

bedient werden, um den hoch belasteten Server zu entlasten. Dieser Wechsel ist zumeist kurzzeitig.

2. Durch eine CDN-interne Optimierung wird die Zuweisung von CDN-Serverstandorten zu versorgten Regionen geändert.
3. Unterschiedliche Kapazitäten der Serverstandorte. Dann besteht die Möglichkeit, dass während der Niederlastphasen die Anfragen hauptsächlich von kleinen und geographisch nahen Standorten und in den Hauptverkehrszeiten die Anfragen zusätzlich von großen Standorten bedient werden.

In Abschnitt 2.2.1 wird erläutert welche Auswirkungen CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen an den Austrittspunkte auf ein ISP-Netzes haben. Danach wird in Abschnitt 2.2.2 dieselbe Betrachtung für die Eintrittspunkte eines ISP-Netzes durchgeführt. Es existiert kein Kapitel über CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen zwischen Verkehrswegen in einem ISP-Netz, da sich Ursachen in CDN nur auf die Ein- und Austrittspunkte eines ISP-Netzes auswirken.

2.2.1. Auswirkungen auf die Austrittspunkte

Ob sich eine durch Änderungen in der CDN-Serverauswahl verursachte Verkehrslastverschiebung an den Austrittspunkten auf ein ISP-Netz auswirkt, hängt davon ab, ob das CDN über ein eigenes AS verfügt oder ob die Server in den Netzen von ISPs platziert werden. Die Strategie von Akamai z. B. ist, die Server direkt in den ISP-Netzen zu platzieren, um so nahe wie möglich an die Endgeräte heranzukommen. Dabei ist es auch möglich, dass ein Inhalte-Server in einem ISP-Netz die Endgeräte eines benachbarten ISP-Netzes versorgt. Eine Änderung des CDN-Serverauswahlverhaltens kann somit für

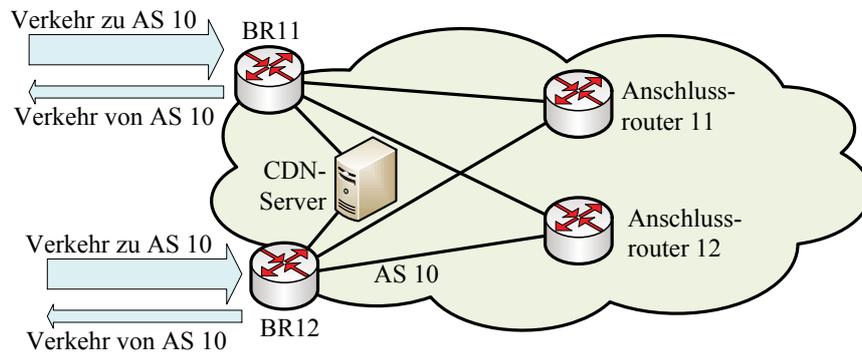


Abbildung 2.7.: Beispieltopologie für Auswirkungen von Änderungen im CDN-Serverauswahlverhalten auf den ausgehenden Verkehr

den ISP, in dem der Inhalte-Server platziert ist, den Verkehr an den Austrittspunkten beeinflussen. Die Auswirkungen dieser Änderungen können aber aus den folgenden Gründen als unproblematisch angesehen werden: Zum einen existieren viele Serverstandorte. Der Beitrag eines einzelnen CDN-Standortes am gesamten Verkehrsvolumen ist insofern gering. Zum anderen ist, besonders in kleinen ISP-Netzen, eine Asymmetrie zwischen hineinfließendem und herausfließendem Verkehr vorhanden. Da diese Netze viele Endkunden (verbunden mit den Anschlussroutern des ISP-Netzes) und wenige Inhalte-Server besitzen, ist der Verkehrsfluss in das Netz hinein wesentlich größer als aus dem Netz hinaus (siehe Abbildung 2.7). Der zusätzliche Verkehr des CDN-Servers fließt in die weniger ausgelastete Richtung der Übergabepunkte. Der ISP hat darüber hinaus die Möglichkeit, den Weg des Verkehrs zu beeinflussen. Beispielsweise kann AS10 in Abbildung 2.7 den Verkehr des CDNs anstatt über BR11 über BR12 leiten. Eine andere Variante wäre jedoch auch, den Pfad vom CDN-Server zu den Austrittspunkten, mithilfe der internen Verkehrssteuerung auf andere Verbindungsleitungen zu verschieben. Wenn der CDN-Betreiber (z. B. YouTube oder Limelight) über ein eigenes Transportnetz verfügt, kann davon ausgegangen werden, dass eine Verkehrsverschiebung an den Austrittspunkten durch Änderungen des CDN-Serverauswahlverhaltens unproblematisch ist.

2.2.2. Auswirkungen auf die Eintrittspunkte

Die Auswirkungen von CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen an den Eintrittspunkten können problematischer für ein ISP-Netz sein als die möglichen Auswirkungen an den Austrittspunkten. Wie in Tabelle 2.2 ersichtlich, kann ein CDN bei der Serverauswahl viele zum Teil gegenläufige Kriterien berücksichtigen. Je nach Zielstellung des CDNs können bestimmte Auswahlrichtlinien auch gegen die Interessen eines einzelnen

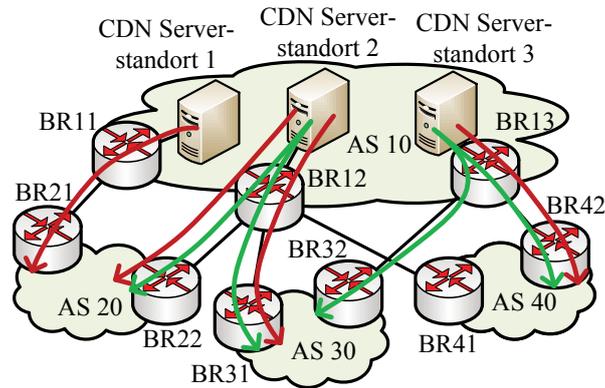


Abbildung 2.8.: Beispiel einer durch eine CDN-interne Optimierung verursachte Verkehrslastverschiebung

ISP sein. In Abbildung 2.8 ist ein solches Szenario dargestellt. Dafür wird angenommen, dass ein übermäßigen Verkehrswachstums in AS40 aufgetreten ist. Um die zusätzliche Last zwischen seinen Serverstandorten zu verteilen, führt der CDN-Betreiber (AS10) eine Neuordnung durch, welches AS von welchem Serverstandort bedient wird. Vor der Umstellung wurde AS20 von Serverstandort 2 versorgt, AS30 zu gleichen Teilen von Serverstandort 2 und 3 und AS40 von Serverstandort 3 (Abbildung 2.8: grüne Pfeile). Nach der Umstellung wird AS20 zusätzlich von Serverstandort 1 und AS30 nur noch von Serverstandort 2 versorgt (Abbildung 2.8: rote Pfeile). Die notwendigen Anpassungen der Lastverteilungsfaktoren sind in Tabelle 2.3 dargestellt. Die Anpassungen haben für AS20 und AS30 eine Verkehrslastverschiebung an den Eintrittspunkten zur Folge.

Andere Gründe für Anpassungen der Lastverteilungsfaktoren können das Upgrade eines Serverstandortes, das Upgrade einer Verbindungsleitung im CDN-Transportnetz oder Änderungen in der von Kunden eines ISPs verursachten Last im CDN sein. Solche Verkehrslastverschiebungen an seinen Eintrittspunkten sind für einen ISP ungeplant und haben eine langfristige Änderung zur Folge. Es sind keine Messstudien verfügbar, welche das langfristige Serverauswahlverhalten von CDNs und dessen Auswirkungen auf die Verkehrsverteilung in ISP-Netzen untersuchen.

Wenn sich die Serverauswahl aufgrund von Überlastsituationen ändert, ist die resultierende Verkehrslastverschiebung für einen ISP-Betreiber ungeplant. Die Verschiebung ist jedoch nur von kurzer Dauer. In einer Messung des Akamai-Verkehres innerhalb eines ISP-Netzes [124] stellte sich heraus, dass es während der Hochlastphase wiederholt zu kurzen Einbrüchen im Verkehr von Messpunkten in dem Netz zu einem Akamai-Serverstandort kam. Dies deutet darauf hin, dass der Akamai-Standort ausgelastet ist. Um diesen Standort zu entlasten, werden von der Serverauswahl Server in anderen Stand-

| | vor Umstellung | | | nach Umstellung | | |
|------|-------------------|-------------------|-------------------|-------------------|-------------------|-------------------|
| | Server-standort 1 | Server-standort 2 | Server-standort 3 | Server-standort 1 | Server-standort 2 | Server-standort 3 |
| AS20 | 0 | 100% | 0 | 25% | 75% | 0 |
| AS30 | 0 | 50% | 50% | 0 | 100% | 0 |
| AS40 | 0 | 0 | 100% | 0 | 0 | 100% |

Tabelle 2.3.: Prozentuale Verkehrsverteilung zwischen Serverstandorten und ISP-Netzen vor und nach der Umstellung

orten zugewiesen. Die Gesamtdauer, in denen die Einbrüche auftreten, beträgt nur wenige Stunden.

Eine weitere Ursache für CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen ist eine tageszeitabhängige Serverauswahl. Aus den folgenden zwei Gründen kann sie als unproblematisch für ein ISP-Netz angesehen werden:

1. Es besteht die Möglichkeit, sich auf eine solche Verschiebung einzustellen, da sie sich täglich wiederholt.
2. Für ein ISP-Netz ist die Verkehrsverteilung in der Hauptverkehrsstunde von Bedeutung, da dieser Zeitabschnitt relevant für die Netzoptimierung und Planung ist.

Wie ein ISP auf die Änderungen in der Serverauswahl in einem CDN und damit auf Verkehrslastverschiebungen an seinen Eintrittspunkten reagieren kann, wurde in einigen wissenschaftlichen Artikeln [48, 64, 69, 79, 88, 112, 143] untersucht. Da die Serverauswahl unter der Kontrolle des CDNs liegt, kann der ISP nicht direkt darauf Einfluss nehmen. Eine Möglichkeit der indirekten Einflussnahme besteht durch die Verwendung von kooperativen Mechanismen wie „Application-Layer Traffic Optimization“ (ALTO) [88, 112], „Content Aware Traffic Engineering“ (CATE) [48] oder „Content Delivery Network Interconnection“ (CDNI) [89].

ALTO ist ein Dienst um Informationen über ein ISP-Netz (z. B. verfügbare Bandbreiten, bevorzugte Wege) Anwendungen, für eine bessere Quellenauswahl, zur Verfügung zu stellen [112]. Es wurde ursprünglich spezifiziert um „Peer to Peer“-Verkehr zu optimieren, kann aber auch zur Optimierung von CDN-Verkehr eingesetzt werden [88]. CATE wurde entwickelt um Netzinformationen eines ISPs in die Serverauswahl eines CDN-Betreibers einbeziehen zu können.

ALTO und CATE unterstützen jeweils mehrere Varianten, wie der ISP in die Serverauswahl mit einbezogen werden kann. Zum Beispiel kann ein ISP Informationen über die Pfadkosten (oder andere Kostenmetriken) zwischen den Endnutzerstandorten und

den Übergabepunkten dem CDN zur Verfügung stellen. Diese Informationen sollten so strukturiert sein, dass ein ISP keine sensiblen topologischen Informationen nach außen gibt. Alternativ kann das CDN in einem Zwischenschritt der Serverauswahl dem ISP eine Liste mit möglichen Servern übergeben. Der ISP sortiert diese Liste nach seiner Präferenz und gibt die sortierte Liste dem CDN zurück. Mit diesen kooperativen Mechanismen lässt sich die maximale Auslastung der Verbindungsleitungen reduzieren. In [48] wurde gezeigt, dass sich im Einzelfall die Auslastung um bis zu 70% reduzieren lässt. Es bedarf aber weiteren Untersuchungen um zu prüfen ob solche hohen Gewinne auch in anderen Szenarien erreichbar sind oder ob es sich nur um ein extremes Beispiel handelt.

CDNI beschreibt keinen Kooperationsmechanismus zwischen ISPs und CDNs, sondern eine Menge von Schnittstellen um zwei unabhängige CDNs miteinander zu verbinden [89]. Folglich kann CDNI nur verwendet werden, wenn der ISP ein eigenes CDN betreibt, beispielsweise um sein Dienstangebot um Multimediadienste, wie „Video on Demand“ zu erweitern. Ein möglicher Anwendungsfall für CDNI ist in diesem Zusammenhang, dass das ISP-interne CDN als „Downstream“-CDN des externen CDNs dient. Damit wird aus Sicht der Endnutzer der Dienst des externen CDNs (z. B. Video-Streaming) von dem internen CDN bereitgestellt. Der ISP-Netzbetreiber hat den Vorteil, dass er die Kontrolle über die Verkehrsflüsse in seinem Netz zurückgewinnt. Für den CDN-Betreiber besteht der Nutzen darin, dass seine eigenen Server entlastet werden. Er behält aber die Kontrolle über die Inhalte, beispielsweise ist es möglich nicht mehr aktuelle Inhalte auf den „Downstream“-CDN-Servern zu löschen und erhält über die CDNI-Schnittstelle die Nutzungsstatistiken seiner Dienste, z. B. wie oft ein Video angesehen wurde. Ein weiterer positiver Effekt ist die Reduzierung der Verkehrsmenge an den Übergabepunkten, da die Inhalte direkt im ISP gespeichert sind.

Andere Konzepte [64, 79] sehen vor, die Verkehrssteuerung innerhalb des ISPs mit der Serverauswahl des CDNs zu kombinieren.

2.2.3. Unterschiede in den Auswirkungen einer CDN- und Routing-bedingten Verkehrslastverschiebung auf die Verkehrsmatrix

Routing- und CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen können ähnliche Auswirkungen auf die Verkehrsmatrix haben. Angenommen es existiert ein Verkehrsfluss von IP-Präfix 1 in Richtung von IP-Präfix 3 in Abbildung 2.3 (respektive Abbildung 2.6). Die resultierende Verkehrsmatrix zwischen den Ein- und Austrittspunkten in AS20 vor einer Verkehrslastverschiebung ist in Tabelle 2.4 Teil a dargestellt. Nach einer Routing-bedingten Verkehrslastverschiebung an den Eintrittspunkten (vgl. Abbildung 2.3: Änderung des Weges von der grünen durchgezogenen Linie auf die grüne gestrichelte Linie) ändert sich

| <p>a,</p> <table border="1" style="margin-left: auto; margin-right: auto;"> <thead> <tr> <th></th> <th>BR21</th> <th>BR22</th> <th>BR23</th> </tr> </thead> <tbody> <tr> <th>BR21</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>10</td> </tr> <tr> <th>BR22</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> <tr> <th>BR23</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> </tbody> </table> | | BR21 | BR22 | BR23 | BR21 | 0 | 0 | 10 | BR22 | 0 | 0 | 0 | BR23 | 0 | 0 | 0 | <p>d,</p> <table border="1" style="margin-left: auto; margin-right: auto;"> <thead> <tr> <th></th> <th>IPP1</th> <th>IPP2</th> <th>IPP3</th> </tr> </thead> <tbody> <tr> <th>IPP1</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>10</td> </tr> <tr> <th>IPP2</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> <tr> <th>IPP3</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> </tbody> </table> | | IPP1 | IPP2 | IPP3 | IPP1 | 0 | 0 | 10 | IPP2 | 0 | 0 | 0 | IPP3 | 0 | 0 | 0 |
|--|------|------|------|------|------|---|---|----|------|---|---|----|------|---|---|---|--|--|------|------|------|------|---|---|----|------|---|---|----|------|---|---|---|
| | BR21 | BR22 | BR23 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| BR21 | 0 | 0 | 10 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| BR22 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| BR23 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| | IPP1 | IPP2 | IPP3 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| IPP1 | 0 | 0 | 10 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| IPP2 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| IPP3 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| <p>b,</p> <table border="1" style="margin-left: auto; margin-right: auto;"> <thead> <tr> <th></th> <th>BR21</th> <th>BR22</th> <th>BR23</th> </tr> </thead> <tbody> <tr> <th>BR21</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> <tr> <th>BR22</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>10</td> </tr> <tr> <th>BR23</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> </tbody> </table> | | BR21 | BR22 | BR23 | BR21 | 0 | 0 | 0 | BR22 | 0 | 0 | 10 | BR23 | 0 | 0 | 0 | <p>e,</p> <table border="1" style="margin-left: auto; margin-right: auto;"> <thead> <tr> <th></th> <th>IPP1</th> <th>IPP2</th> <th>IPP3</th> </tr> </thead> <tbody> <tr> <th>IPP1</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>10</td> </tr> <tr> <th>IPP2</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> <tr> <th>IPP3</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> </tbody> </table> | | IPP1 | IPP2 | IPP3 | IPP1 | 0 | 0 | 10 | IPP2 | 0 | 0 | 0 | IPP3 | 0 | 0 | 0 |
| | BR21 | BR22 | BR23 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| BR21 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| BR22 | 0 | 0 | 10 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| BR23 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| | IPP1 | IPP2 | IPP3 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| IPP1 | 0 | 0 | 10 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| IPP2 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| IPP3 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| <p>c,</p> <table border="1" style="margin-left: auto; margin-right: auto;"> <thead> <tr> <th></th> <th>BR21</th> <th>BR22</th> <th>BR23</th> </tr> </thead> <tbody> <tr> <th>BR21</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> <tr> <th>BR22</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>10</td> </tr> <tr> <th>BR23</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> </tbody> </table> | | BR21 | BR22 | BR23 | BR21 | 0 | 0 | 0 | BR22 | 0 | 0 | 10 | BR23 | 0 | 0 | 0 | <p>f,</p> <table border="1" style="margin-left: auto; margin-right: auto;"> <thead> <tr> <th></th> <th>IPP1</th> <th>IPP2</th> <th>IPP3</th> </tr> </thead> <tbody> <tr> <th>IPP1</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> <tr> <th>IPP2</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>10</td> </tr> <tr> <th>IPP3</th> <td>0</td> <td>0</td> <td>0</td> </tr> </tbody> </table> | | IPP1 | IPP2 | IPP3 | IPP1 | 0 | 0 | 0 | IPP2 | 0 | 0 | 10 | IPP3 | 0 | 0 | 0 |
| | BR21 | BR22 | BR23 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| BR21 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| BR22 | 0 | 0 | 10 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| BR23 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| | IPP1 | IPP2 | IPP3 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| IPP1 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| IPP2 | 0 | 0 | 10 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| IPP3 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |

Tabelle 2.4.: Verkehrsmatrizen vor und nach einer Verkehrslastverschiebung

die Verkehrsmatrix zu Tabelle 2.4 Teil b. Eine CDN-bedingte Verkehrslastverschiebung an den Eintrittspunkten (vgl. Abbildung 2.6: Änderung des Weges von der grünen durchgezogenen Linie auf die grüne gestrichelte Linie) resultiert in der Verkehrsmatrix Tabelle 2.4 Teil c. Die Verkehrsmatrizen Tabelle 2.4 Teil b und Tabelle 2.4 Teil c sind identisch, da aus Sicht von AS20 die Quelle des Verkehrs der eigene Eingangsrouter ist und nicht die ursprüngliche Quelle. Wird hingegen die Verkehrsmatrix zwischen den Quell- und Ziel-IP-Präfixen (die EE-Verkehrsmatrix) betrachtet, wird der Unterschied deutlich. In Tabelle 2.4 Teil d ist die EE-Verkehrsmatrix vor der Verkehrslastverschiebung dargestellt. Nach einer Routing-bedingten Verkehrslastverschiebung ist keine Änderung in der EE-Verkehrsmatrix sichtbar (siehe Tabelle 2.4 Teil e). Bei einer CDN-bedingten Verkehrslastverschiebung ist jedoch ein Veränderung sichtbar (siehe Tabelle 2.4 Teil f). Der Unterschied liegt darin begründet, dass bei einer CDN-bedingten Verkehrslastverschiebung die gleichen Inhalte von mehreren Quellen verfügbar sind und es sich daher in der Internetschicht um unterschiedliche Verkehrsströme handelt. Erst ist in der Anwendungsschicht wird sichtbar, dass es sich bei unterschiedlichen CDN-Servern um eine Quelle (das CDN) handelt. Dies ist ein wesentlicher Unterschied zwischen Routing-bedingten und CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen.

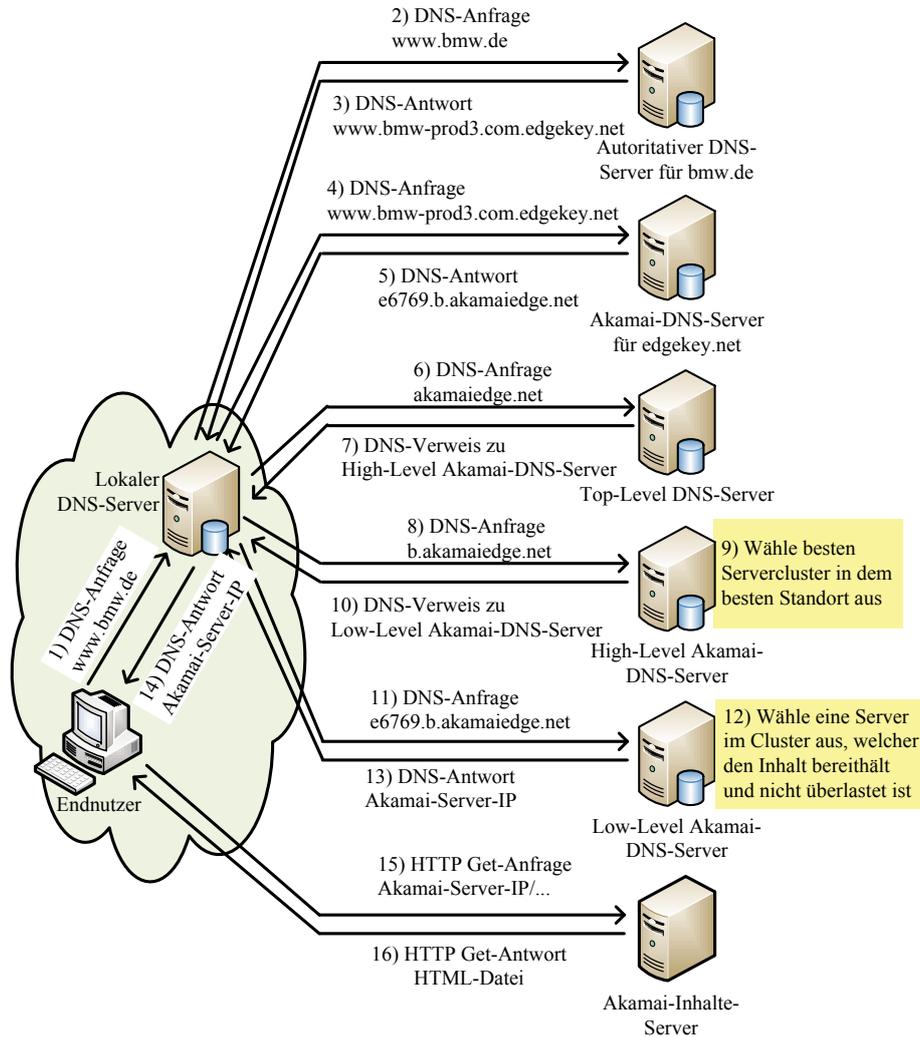


Abbildung 2.9.: DNS-basierte Serverauswahl am Beispiel von Akamai

2.2.4. Methoden der CDN-Serverauswahl

Eine Möglichkeit, CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen zu analysieren, ist das Serverauswahlverhalten von CDNs zu messen. Eine Übersicht über verschiedene Methoden zur Serverauswahl ist in [14] verfügbar. Die populärste Methode, um die Nutzeranfragen einem Server innerhalb eines CDNs zuzuweisen, ist die „Domain Name System“ (DNS)-basierte Serverauswahl. Die Abbildung 2.9 zeigt einen solchen Mechanismus, beispielhaft für das CDN von Akamai. Die Abbildung basiert auf den Studien [82] und [116]. Die konkrete Realisierung der Serverauswahl kann sich für andere CDNs von der hier dargestellten unterscheiden. Wenn eine CDN unterstützte Ressource (z. B. die Webseite „www.bmw.de“) angefragt wird, muss zuerst die Ermittlung der IP-Adresse des Servers,

auf dem die Webseite verfügbar ist, erfolgen. Dazu sendet das Nutzergerät eine DNS-Anfrage an seinen lokalen DNS-Server (Schritt 1 in Abbildung 2.9). Ein lokaler DNS-Server ist Bestandteil des ISP-Netzes und wird einem Endnutzer vom ISP zugewiesen. Es besteht aber auch die Möglichkeit für einen Endnutzer alternative DNS-Server, beispielsweise OpenDNS zu nutzen. In Schritt 2 leitet der lokale DNS-Server die DNS-Anfrage an den autoritativen DNS-Server von „www.bmw.de“ weiter. Dieser befinden sich im Netz des Webseitenbetreibers und ist für die Domäne „www.bmw.de“ verantwortlich. Der autoritative DNS-Server antwortet mit dem Alias „www.bmw-prod3.com.edgekey.net“ (Schritt 3 in Abbildung 2.9). Der lokale DNS-Server startet eine weitere Anfrage an den DNS-Server für die Domäne „edgekey.net“ (Schritt 4 in Abbildung 2.9). In den Schritten 6 bis 13 erfolgt die Zuordnung, welcher Server die Nutzeranfrage bearbeitet. Die Akamai-Architektur sieht dafür zwei Hierarchiestufen vor. Zuerst ermittelt der lokale DNS-Server den DNS-Server für die Domäne „akamai.net“. Der so ermittelte „High-Level“ Akamai-DNS-Server gehört zur ersten Hierarchiestufe. Dieser bestimmt den Akamai-Servercluster, der aus Sicht des CDNs am besten geeignet ist, die Nutzeranfrage zu bedienen und gibt die IP-Adresse eines „Low-Level“ Akamai-DNS-Servers zurück. Dieser befindet sich im Standort des ausgewählten Serverclusters (Schritte 8 bis 10 in Abbildung 2.9). Der „Low-Level“ Akamai-DNS-Server gehört zur zweiten Hierarchiestufe und ist dafür verantwortlich, einen Server für die Nutzeranfrage zu bestimmen und gibt dessen IP-Adresse an den lokalen DNS-Server zurück. Die Entscheidung, welcher Server verwendet wird, hängt von der Last der Server innerhalb des Clusters ab und der Wahrscheinlichkeit, dass sich die angefragte Webseite auf dem Server befindet (Schritte 11 bis 13 in Abbildung 2.9). Die so ermittelte IP-Adresse gibt der lokale DNS-Server an das Nutzergerät zurück (Schritt 14 in Abbildung 2.9). Dieses kontaktiert den Server, um die Webseite zu erhalten (Schritte 15 und 16 in Abbildung 2.9).

Dass die Akamai-DNS-Server iterativ und nicht rekursiv abgefragt werden, dient zur Lastreduzierung der Akamai-DNS-Server. Zum einen erhöht eine rekursive Arbeitsweise die Serverlast der „High-Level“ DNS-Server, da diese die DNS-Abfrage der „Low-Level“ DNS-Server durchführen und somit für jede Anfrage die doppelte Anzahl von DNS-Nachrichten versenden müssen. Zum anderen können in der iterativen Arbeitsweise die Zwischenergebnisse gespeichert werden. Die Antworten der „High-Level“ DNS-Server besitzen eine wesentlich höhere Gültigkeitsdauer, als die Antworten der „Low-Level“ DNS-Server. Infolge dessen können die Antworten der „High-Level“ DNS-Server länger im lokalen DNS-Server zwischengespeichert werden und müssen seltener angefragt werden.

Während die meisten CDNs einen DNS-basierten Mechanismus einsetzen, verwendet YouTube für die Zuweisung von Video-Servern einen „URL-rewriting“-basierten Mechanismus [138]. Dieser ist in Abbildung 2.10 dargestellt. Jedes Video des YouTube-

CDN verfügt über eine eindeutige 11 Zeichen-lange alphanumerische Kennung („Video-ID“). Diese ist z. B. Bestandteil der Video-URL (www.youtube.com/watch?v=Video-ID). Wenn ein Nutzergerät eine Video-Webseite anfordert, wählt der YouTube-HTTP-Frontend-Webserver⁵ einen Video-Server in dem aus YouTube-Sicht besten Standort aus und bettet die Server-spezifische URL in die Video-Webseite ein (Schritte 1 bis 3 in Abbildung 2.10). Diese Auswahl kann auf verschiedenen Kriterien basieren, u. a. der Entfernung zwischen Server und Nutzer oder der Serverlast. Die Video-Server-URL wird infolge dessen mittels DNS zu einer IP-Adresse aufgelöst. Im Gegensatz zu dem DNS-basierten Auswahlmechanismus ist diese Auflösung statisch, daher wird immer dieselbe IP-Adresse zurückgegeben (Schritte 4 bis 7 in Abbildung 2.10). Das Nutzergerät ist nun in der Lage, die Video-Datei von dem angegebenen Video-Server abzurufen (Schritte 8 und 9 in Abbildung 2.10). Dieser „URL-rewriting“-basierte Mechanismus hat den Vorteil, dass ein Nutzer anhand seiner IP-Adresse lokalisiert werden kann. Im Gegensatz dazu kann bei dem DNS-basierten Mechanismus die Position des Nutzers nur anhand seines lokalen DNS-Servers geschätzt werden. Diese Abschätzung basiert auf der Annahme, dass ein lokaler DNS-Server sich nahe dem Endgerät befindet [61]. In einigen Fällen kann dies ungenau sein, z. B. wenn mehrere Übergabepunkte zu einem ISP-Netz existieren und die lokalen DNS-Server nur in zentralen Punkten des Netzes vorhanden sind. Wenn ein Nutzer anstatt seines lokalen DNS-Servers einen öffentlichen DNS-Server (z. B. OpenDNS) nutzt, kann die Distanz zwischen DNS-Server und Nutzer beträchtlich sein und ein DNS-basierter Mechanismus leitet die Nutzeranfrage zu einem suboptimalen Server [85]. Der „URL-rewriting“-basierten Mechanismus hat den Nachteil, dass nur weiterführende Anfragen innerhalb einer Webseite bearbeitet werden können. Die initiale Anfrage (die Webseite, welche die Video-Server-URL beinhaltet) muss nach wie vor durch einen DNS-basierten Mechanismus verteilt werden.

2.2.5. Messmethoden

Im Folgenden werden verschiedene Methoden vorgestellt, um die CDN-Serverauswahl zu messen. Diese lassen sich in aktive (Abschnitt 2.2.5.1) und passive Messmethoden (Abschnitt 2.2.5.2) unterteilen. Mit den Ergebnissen dieser Messmethoden, lassen sich Aussagen treffen welcher Serverstandort den CDN-Verkehr bereitgestellt hat. Um diese Aussagen auf die Verkehrsverteilung innerhalb eines ISP-Netzes zu übertragen, ist es notwendig, die Messergebnisse mit den Ergebnissen von Verkehrsmatrixmessungen (siehe Abschnitt 2.1.4.1) und Routing-Informationen (siehe Abschnitt 2.1.4.2) zu kombinieren.

⁵Der HTTP-Frontend-Server ist für die Auslieferung der Webseite „www.youtube.com“ verantwortlich.

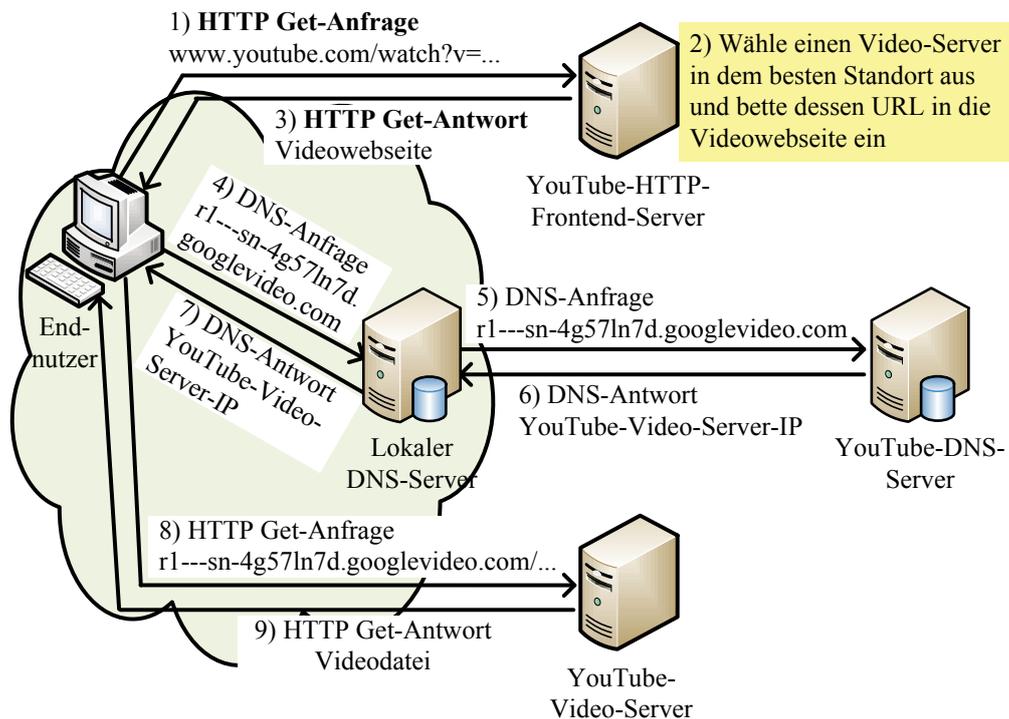


Abbildung 2.10.: „URL-rewriting“-basierte Video-Serverauswahl von YouTube

2.2.5.1. Aktive Messung des CDN-Serverauswahlverhaltens

Die Messung des Serverauswahlverhaltens kann durch DNS-basierte Methoden bzw. auf der Anwendungsebene gemessen werden, da die CDN-Serverauswahlmechanismen in dieser Ebene arbeiten. In einer aktiven Messung wird ein Messwerkzeug verwendet, welches periodisch Inhalte abrufen und den verwendeten Serverstandort des CDNs aufzeichnet. Der Auslieferungmechanismus ist CDN-spezifisch und demzufolge ist es notwendig, CDN-spezifische Messwerkzeuge zu verwenden. Des Weiteren ist es sinnvoll, das Messsystem geographisch zu verteilen, da CDNs eine weit verteilte Infrastruktur besitzen. Für die CDNs von Akamai [62, 116], YouTube [1, 67, 93, 100] und Limelight [62] existieren Messwerkzeuge, um das Serverauswahlverhalten zu messen. Ein Großteil der Messkonzepte [1, 62, 116] verwendet die Infrastruktur des „PlanetLab“-Projektes [91], um die Messpunkte geographisch zu verteilen. Das „PlanetLab“ ist ein Zusammenschluss von Servern, zu einem verteilten Forschungsnetz. Jedem Nutzer dieses Forschungsnetzes wird eine „Slice“ des Netzes zur Verfügung gestellt, in dem Experimente durchgeführt werden können. Es besteht aus über 1000 Servern in über 500 Standorten. Die Standorte sind zumeist Universitäten und Forschungseinrichtungen großer Unternehmen. Neben den „PlanetLab“-Knoten verwenden diese Messwerkzeuge zusätzlich offene DNS-Server,

um die geografische Messbasis zu erweitern. Dies ist jedoch nur möglich, wenn ein CDN einen DNS-basierten Serverauswahlmechanismus verwendet. Für YouTube wurden weitere Messwerkzeuge entwickelt. Ein Messkonzept [100] basiert auf dem „Seattle Internet Testbed“ [111]. Das „Seattle Internet Testbed“ ist ein offenes verteiltes Forschungsnetz. Es verwendet eine Software, welche auf einer Vielzahl verschiedener Endgeräte installiert werden kann und im Hintergrund läuft. Dadurch existieren Seattle-Knoten in einer Vielzahl von Netzen mit verschiedensten Typologien. Mit Messkonzepten, basierend auf der „PlanetLab“- oder der „Seattle Internet Testbed“-Infrastruktur lässt sich das CDN-Serverauswahlverhalten im globalen Maßstab messen. Damit sich unterschiedliches Serverauswahlverhalten in einem ISP-Netz messen lässt, muss sichergestellt werden, dass genügend Messpunkte in dem entsprechenden Netz vorhanden sind.

Ein weiterer Messansatz für YouTube ist „Pytomo“ [67, 93]. Dieses Messwerkzeug simuliert den Video-Player von YouTube, um neben dem Serverauswahlverhalten auch die Videoqualität an einem Messpunkt erfassen zu können. Im Gegensatz zu den anderen Messwerkzeugen läuft „Pytomo“ nicht verteilt, sondern misst nur das Serverauswahlverhalten an einem Messpunkt. Eine geografische Verteilung kann somit nur bereitgestellt werden, indem „Pytomo“ auf mehreren verteilten Messproben ausgeführt wird.

2.2.5.2. Passive Messung des CDN-Serverauswahlverhaltens

Eine passive Messung des CDN-Serverauswahlverhaltens kann erfolgen, indem die DNS-Nachrichten der Endgeräte innerhalb des ISP-Netzes aufgezeichnet werden. Die Wege der DNS-Abfragen und deren Hierarchie sind schematisch in Abbildung 2.11 dargestellt. Messproben zur passiven Messung des CDN-Serverauswahlverhaltens können dabei an drei möglichen Standorten positioniert werden.

Der Messpunkt 1 in Abbildung 2.11 liegt zwischen den lokalen DNS-Servern und den DNS-Servern des CDNs. Für den Messpunkt wird eine Messprobe benötigt, die DNS-Nachrichten als IP-Paket-Mitschnitte aufzuzeichnen kann [135, 144]. Die Aufzeichnung der DNS-Antworten (Schritt 13 in Abbildung 2.9 bzw. Schritt 6 in Abbildung 2.10) ist dabei ausreichend, da diese die IP-Adressen als auch den angefragten Hostnamen enthalten. Die physische Platzierung der Messproben kann entweder direkt an den lokalen DNS-Servern erfolgen oder an den Übergabepunkten, zwischen dem ISP-Netz und dem Netzwerk des CDNs. In Messpunkt 1 werden nur DNS-Anfragen gesehen, die sich nicht im Zwischenspeicher der lokalen DNS-Server befinden. Wenn zwei Endgeräte kurz nacheinander eine DNS-Anfrage für den selben Hostnamen stellen, wird nur die Antwort der ersten DNS-Anfrage aufgezeichnet, da die zweite aus dem Zwischenspeicher des lokalen DNS-Servers beantwortet wird. Im Messpunkt 1 enthalten die DNS-Nachrichten als

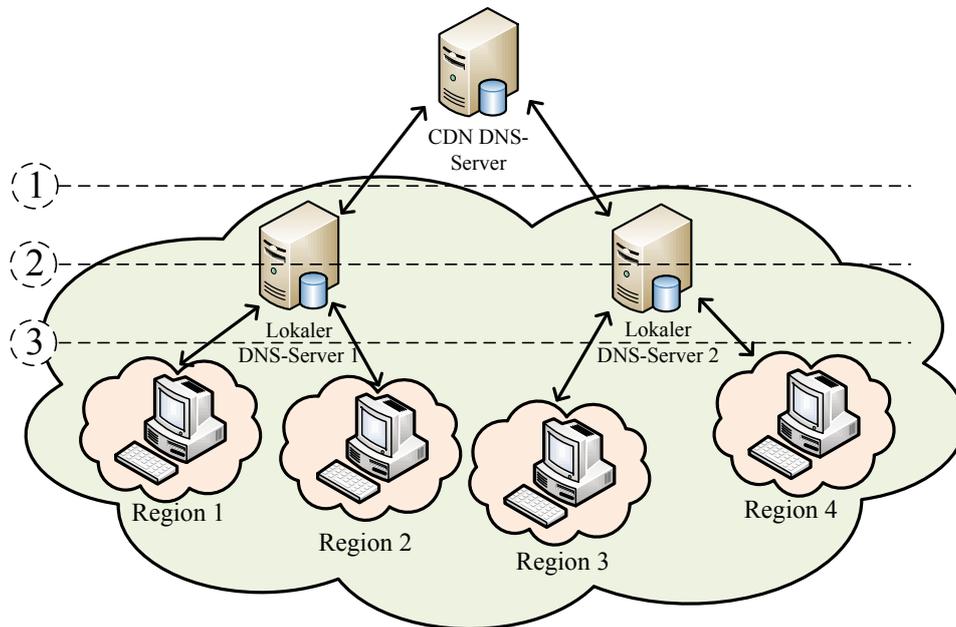


Abbildung 2.11.: Mögliche Messpunkte für eine passive Messung des CDN-Serverauswahlverhaltens

Absender- bzw. Empfangs-IP-Adresse die IP-Adresse des lokalen DNS-Servers. Somit lässt sich nicht mehr die Region des ISP-Netzes bestimmen, aus welcher diese DNS-Anfrage ursprünglich kam. In Abbildung 2.11 ist es beispielsweise unmöglich zu unterscheiden, ob die DNS-Anfrage von dem lokalen DNS-Server 1 ursprünglich aus Region 1 oder Region 2 kam. Dies ist unproblematisch für CDNs mit DNS-basierten Serverauswahlmechanismen, da bei diese für die Serverauswahl die IP-Adresse des lokalen DNS-Servers verwendet wird.

Bei der Verwendung von „URL-rewriting“-basierten Auswahlmechanismen ist diese Vorgehensweise zu ungenau, da für die Serverauswahl die IP-Adresse des Endnutzengerätes verwendet wird und somit Unterschiede zwischen den Regionen hinter einem DNS-Server auftreten können.

Der Messpunkt 2 in Abbildung 2.11 bezeichnet einen Messpunkt direkt in den lokalen DNS-Servern. Da eine solche Schnittstelle nicht vorgesehen ist, muss eine Modifikation des DNS-Servers erfolgen. In [95] wird eine Architektur vorgestellt, die eine solche Erweiterung beinhaltet. Eine weitere Möglichkeit besteht darin den Zwischenspeicher des DNS-Servers und die darin enthaltenen gespeicherten Hostnamen-zu-IP-Adressauflösungen periodisch auszulesen. Beim Auslesen ist es nicht mehr möglich, nachzuverfolgen aus welcher Region des ISP-Netzes die DNS-Anfrage ursprünglich gesendet wurde.

Messpunkt 2 hat den Vorteil, dass keine Komponenten für IP-Paket-Mitschnitte benö-

tigt werden. Nachteilig ist, dass entweder Änderungen an der Software des DNS-Servers notwendig sind oder aber zumindest weitere Prozesse direkt auf der Hardware des Servers ausführt werden müssen. Dies kann die Ausfallsicherheit der DNS-Server beeinträchtigen.

Messpunkt 3 in Abbildung 2.11 liegt zwischen den lokalen DNS-Servern und den Endgeräten (Schritt 14 in Abbildung 2.9 bzw. Schritt 7 in Abbildung 2.10). Wie für Messpunkt 1 wird eine Messprobe mit IP-Paket-Mitschnitt-Fähigkeiten benötigt. Der Hauptunterschied zu Messpunkt 1 ist, dass die DNS-Nachrichten als Ziel- oder Quell-IP-Adresse die IP-Adressen der Endgeräte beinhalten. Somit lässt sich die Region des ISP-Netzes bestimmen, aus der die DNS-Anfrage kommt. Potenziell kann an diesem Messpunkt mehr DNS-Verkehr auftreten, da auch die Nachfragen gesehen werden, die aus dem Cache des DNS-Servers beantwortet werden. Ein geeigneter Punkt für die Platzierung einer Messprobe ist nahe an den lokalen DNS-Servern, um die Anzahl der benötigten Messproben gering zu halten. Je weiter die Messprobe in Richtung der Endgeräte platziert wird, desto mehr Messproben werden benötigt.

Sollen das CDN-Serverauswahlverhalten in mehreren ISP-Netzen betrachtet werden, müssen Messproben in jedem Netz platziert werden. Dies ist ein Nachteil gegenüber aktiven Messungen, Ein Vorteil gegenüber einem aktiven Messansatz ist, dass durch die passive Messung das für einen Endnutzer sichtbare Auswahlverhalten gemessen wird.

2.2.5.3. Weitere Methoden zur Messung des CDN-Serverauswahlverhaltens

Die nachfolgend beschriebenen Methoden besitzen den Vorteil, dass bereits Informationen über die Verkehrsmengen enthalten sind. Eine Methode basiert darauf, dass CDN-Serverauswahlverhalten aus einer detaillierten Verkehrsmessung zu bestimmen. Mit spezialisierter Messhardware z. B. von Endace [39] kann der komplette Verkehr in einem Teil bzw. im gesamten ISP-Netz aufgezeichnet werden. Dieser wird analysiert, um den CDN-relevanten Verkehr zu extrahieren [48]. Messwerkzeuge wie Tstat [78] sind in der Lage, in einem Schritt Verkehre mitzuschneiden und zu klassifizieren, um nur die CDN-Verkehrsströme aufzuzeichnen [123]. Insofern können auch die Verkehrsmengen bestimmt werden, welche durch eine Änderung im Serverauswahlverhalten verschoben werden. Da die Messverfahren große Datenmengen verursachen, sind sie nicht für Langzeitmessungen geeignet. Zudem benötigen sie leistungsfähige Spezialhardware, welche einen flächendeckenden Einsatz in einem ISP-Netz erschwert.

Eine weitere Möglichkeit besteht darin, das CDN-Serverauswahlverhalten aus IPFIX-Messungen abzuleiten. Hierfür wird der CDN-Verkehr ausschließlich an der Quell- bzw. Ziel-IP-Adresse der Verkehrsströme erkannt. Wenn ein CDN ein eigenes AS besitzt, kann der Verkehr anhand der IP-Präfixe des CDN-Betreibers erkannt werden [3]. Problema-

tisch sind hochgradig verteilte CDN wie Akamai, mit Serverstandorten in vielen ISP-Netzen, die demzufolge auch IP-Adressen aus dem Adressbereich dieser ISP-Netze verwenden. Um die Verkehre zuverlässig zuordnen zu können, müssen alle IP-Adressen des CDNs in allen ISP-Netzen bekannt sein.

2.3. Auswahl der für die Arbeit relevanten Szenarien

Die in Abschnitt 2.1 und Abschnitt 2.2 beschriebenen Ursachen für eine Verkehrslastverschiebung sind in Tabelle 2.5 zusammengefasst. Bei Änderungen des Austrittspunktes und des Weges liegen die Ursachen bis auf wenige Ausnahmen, innerhalb des ISP-Netzes. Dadurch ist es für einen ISP möglich, die Ursache direkt zu beeinflussen. Bei Änderungen des Eintrittspunktes ist ein Großteil der Ursachen extern und zudem ungeplant. Für einen ISP ist dies besonders kritisch, da die Änderungen überraschend eintreten und die Ursache nicht direkt beeinflusst werden kann. Daher liegt der Fokus dieser Arbeit auf Verkehrslastverschiebung an den Eintrittspunkten. Durch den stetig steigenden Anteil von CDN-Verkehr nimmt der Einfluss der CDNs auf die Verkehrsflüsse innerhalb eines ISPs zu. Demzufolge sind durch Änderungen im CDN-Serverauswahlverhalten verursachte Verkehrslastverschiebungen von Interesse. Besonders das Langzeitverhalten des Serverauswahlverhaltens wurde bis jetzt noch nicht in der Literatur berücksichtigt.

2. Verkehrslastverschiebungen in ISP-Netzen

| Ursache | Art | Intern/ Extern | Geplant/ Ungeplant | Dauer | Räumliche Auswirkung | Ref- modell- schicht |
|---|---------------------|-------------------|-----------------------|--------|-------------------------|----------------------------|
| Ausfall Verbindungsleitung | Weg | intern | ungeplant | mittel | klein | 2 |
| Ausfall Router | Weg | intern | ungeplant | kurz | mittel | 3 |
| Ausbau Verbindungsleitung | Weg | intern | geplant | lang | klein | 2 |
| Ausfall einer BGP-Session | Austritts- punkt | extern | ungeplant | kurz | mittel/groß | 3 |
| Änderungen der Routing-Metriken im eigenen Netz | Austritts- punkt | intern | geplant | mittel | groß | 3 |
| Änderungen des „Local Preference“-Attributes | Austritts- punkt | intern | geplant | lang | klein/mittel | 3 |
| Änderungen des MED-Attributes in einem Nachbarnetz | Austritts- punkt | extern | ungeplant | lang | klein/mittel | 3 |
| Einsatz von „AS Path Prepending“ in einem Nachbarnetz | Austritts- punkt | extern | ungeplant | lang | klein/mittel | 3 |
| Änderungen des CDN- Serverauswahlverhal- tens im eigenen Netz | Austritts- punkt | intern | geplant | lang | mittel/groß | 5 |
| Ausfall einer BGP-Session | Eintritts- punkt | extern | ungeplant | kurz | mittel/groß | 3 |
| Änderungen der Routing-Metriken in einem Nachbarnetz | Eintritts- punkt | extern | ungeplant | mittel | groß | 3 |
| Änderungen des „Local Preference“-Attributes in einem Nachbarnetz | Eintritts- punkt | extern | ungeplant | lang | klein/mittel | 3 |
| Änderungen des MED-Attributes | Eintritts- punkt | intern | geplant | lang | klein/mittel | 3 |
| Einsatz von „AS Path Prepending“ | Eintritts- punkt | intern | geplant | lang | klein/mittel | 3 |
| Anpassung der Serverzuteilung in einem CDN | Eintritts- punkt | extern | ungeplant | lang | mittel/groß | 5 |
| Änderung der CDN- Serverauswahl aufgrund von Überlast | Eintritts- punkt | extern | ungeplant | kurz | mittel | 5 |
| Tägliche Änderung der CDN-Serverauswahl | Eintritts- punkt | extern | geplant | lang | mittel | 5 |

Tabelle 2.5.: Zusammenfassung der Ursachen für Verkehrslastverschiebungen

3. Messstudien zur Analyse der YouTube-Serverauswahl

Wie in Kapitel 2 erläutert, liegt der Fokus dieser Arbeit auf durch Änderungen im CDN-Serverauswahlverhalten verursachten Verkehrslastverschiebungen an den Eintrittspunkten. Dabei wurde das Serverauswahlverhalten anhand zweier Messstudien analysiert. Als Studienobjekt wurde das CDN von YouTube ausgewählt, da es eine der größten Verkehrsquellen für europäische ISP-Netze darstellt [44, 50].

3.1. Existierende Messstudien

Wissenschaftliche Arbeiten zum Thema YouTube lassen sich in zwei Kategorien unterteilen: Studien über das Nutzerverhalten, z. B. [29, 145] und Studien, in denen die YouTube-Plattform selbst analysiert wird, z. B. [2, 123]. Im Folgenden wird nur auf die relevanten Arbeiten in der zweiten Kategorie eingegangen.

Adhikari et al. [1, 2, 4] befassen sich mit dem „Reverse Engineering“ der YouTube-Plattform. Sie nutzen einen aktiven Messansatz mit 843 offenen rekursiven DNS-Servern und 471 „PlanetLab“-Knoten, platziert in 271 weltweit verteilten Standorten. Es ist beschrieben, wie die Zuordnung von Video-ID zu Servernamen erfolgt und die Namensraumhierarchie der YouTube-Video-Server gestaltet ist. Der Hauptbeitrag von [2] ist die Analyse der Namensauflösungen und HTTP-Weiterleitungen und deren Bedeutung für die Lastverteilung. In [4] beschreibt dieselbe Forschergruppe die geografischen Positionen der YouTube-Serverstandorte. Die Auswirkungen der Verkehrsdynamik des YouTube-CDNs auf die Verkehrsmatrix eines ISPs wird in [3] analysiert. In der Studie steht die räumliche Verteilung des Verkehrs im Vordergrund. Der zeitliche Aspekt wurde nicht betrachtet. YouTube nutzt laut dieser Studie eine statische Lastverteilungsstrategie, ohne die geographische Position der Endnutzer zu berücksichtigen. Dabei werden die Nutzeranfragen proportional zur Größe der Serverstandorte immer über alle Serverstandorte verteilt. Im Gegensatz dazu beschreiben alle anderen Studien, dass die geographische Position der Endnutzer Einfluss auf die Serverauswahl hat. Die Diskrepanz lässt sich damit erklären, dass die Studie [3] im Jahr 2008 durchgeführt wurde, bevor

YouTube von Google gekauft wurde.

Torres et al. analysieren in der Messstudie [123] die Serverauswahlstrategien von YouTube anhand von fünf Messkampagnen, die in Europa und in den USA durchgeführt wurden. IP-Adressen von YouTube können nicht mit Hilfe von IP-Adressdatenbanken lokalisiert werden. Daher bestimmen sie zuerst die geographischen Positionen der YouTube-Servern. Dafür wurde von Ihnen die RTT zwischen den YouTube-Servern und „PlanetLab“-Knoten gemessen. Mit einer linearen Funktion wurde anschließend die physische Distanz zwischen den YouTube-Servern und den „PlanetLab“-Knoten geschätzt[54]. Ein Ergebnis ihrer Studien ist, dass der bevorzugte Serverstandort von YouTube in der Regel der mit der geringsten RTT ist. In 10% der Fälle wird hingegen die Serverauswahl auch von anderen Parametern beeinflusst als von der kürzesten RTT. Als Einflussfaktoren werden u. a. die Tageszeit und die Serverlast genannt.

Rafetseder et al. [100] nutzen das „Seattle Testbed“, um das Serverauswahlverhalten von YouTube zu studieren. Ihr Hauptbeitrag ist die Analyse, wie die YouTube-HTTP-Frontend-Server ausgewählt und welche IP-Adressbereiche für diese verwendet werden.

Plissonneau et al. [93] analysieren das YouTube Serverauswahlverhalten in Hinblick auf dessen Auswirkung auf die „Quality of Experience“ (QoE) der Nutzer. Sie verwenden das Messwerkzeug „Pytomo“, um ihre Messstudie direkt auf Endnutzengeräten durchzuführen. Nach ihren Ergebnissen haben die Serverlast und die vertraglichen Vereinbarungen zwischen YouTube und dem ISP einen stärkeren Einfluss auf die QoE des Endnutzers als die RTT. Eine weitere Erkenntnis ist, dass die geografische Nähe zwischen einem Serverstandort und dem Endnutzer nur eine untergeordnete Rolle gegenüber anderen Faktoren (wie z. B. der Tageszeit) bei der Serverauswahl spielt.

Die in Abschnitt 3.3 vorgestellten Messstudien unterscheiden sich zu den oben genannten Arbeiten in folgenden Punkten:

1. Es wird das Serverauswahlverhalten in vielen verschiedenen ISP-Netzen gemessen und klassifiziert.
2. Es werden die Unterschiede zwischen verschiedenen Messpunkten innerhalb eines ISP-Netzes berücksichtigt.
3. Es werden keine „PlanetLab“-Knoten verwendet. Da diese an Universitäten bzw. Forschungszentren mit hochbitratigen Verbindungen platziert sind, kann das Serverauswahlverhalten von dem in einem ISP-Netz abweichen.
4. Im Gegensatz zu den oben zitierten Arbeiten wird das Langzeitverhalten analysiert.

3.2. Messverfahren zur CDN-Infrastruktur- und Serverauswahlanalyse

Die Messstudien wurden mit einem aktiven Messverfahren durchgeführt. Dafür war es notwendig, ein eigenes Messwerkzeug zu entwickeln. Es unterstützt zwei Betriebsmodi: verteilt und zentralisiert.

- Im verteilten Betriebsmodus wird das Messwerkzeug auf kleinen Messproben ausgeführt, wie z. B. einem RaspberryPi, da dieser Linux unterstützt, klein und kostengünstig ist. Damit lässt sich das CDN-Serverauswahlverhalten direkt an Internetanschlüssen von Endkunden aufzeichnen.
- Im zentralisierten Betriebsmodus wird das Messwerkzeug auf einem Server ausgeführt. Es analysiert das CDN-Serverauswahlverhalten durch Kommunikation mit einer Reihe von HTTP-Proxy-Servern¹ bzw. DNS-Servern. Listen von öffentlichen HTTP-Proxy-Servern sind z. B. unter <http://www.xroxy.com/proxylist.htm> verfügbar.

Das Messwerkzeug wurde in der Skriptsprache Python implementiert und ist modular aufgebaut (siehe Abbildung 3.1). Alle blau hinterlegten Module und Listen in Abbildung 3.1 werden für die verteilte Ausführung benötigt. Die orange hinterlegten kommen nur während der zentralisierten Ausführung zum Einsatz. Die zentrale Komponente des Messwerkzeugs ist das Steuermodul. Die Hauptaufgabe dieses Moduls ist, entsprechend eines vorgegebenen zeitlichen Ablaufes, die anderen Module (siehe Abbildung 3.1) aufzurufen. Die angegebenen Intervalle an den Pfeilen sind lediglich Beispiele. Es ist möglich, beliebige Ausführungsintervalle zu konfigurieren. Die Abbildung 3.2 zeigt den Unterschied der verteilten und zentralisierten Ausführungsmethode des Messwerkzeugs.

Das Modul „DNS-Resolver“ löst einen vorgegebenen Satz von Hostnamen zu IP-Adressen auf. Es kann für die Aufzeichnung des DNS-basierten Serverauswahlverhaltens beliebiger CDN verwendet werden. Die aufzulösenden Hostnamen werden dem Modul mittels der URL-Liste übergeben. Im verteilten Betriebsmodus wird für die Namensauflösung nur der automatisch zugewiesene lokale DNS-Server des Internetanschlusses verwendet. In einem weiteren Schritt wird im dezentralisierten Modus die RTT gemessen. Die RTT-Messung erfolgt mittels des ping-Tools („Echo Request“ und „Echo Reply“-Nachrichten). Dabei wurde für jede IP-Adresse die Messung viermal wiederholt und die minimale, die

¹Ein HTTP-Proxy-Server befindet sich auf dem Kommunikationsweg zwischen einem Nutzer und einem Webserver. Sie verbergen den anfragenden Nutzer, indem sie die IP-Adresse des Nutzers in abgehenden Paketen durch ihre eigene ersetzen und somit als Endpunkt gegenüber dem Webserver auftreten.

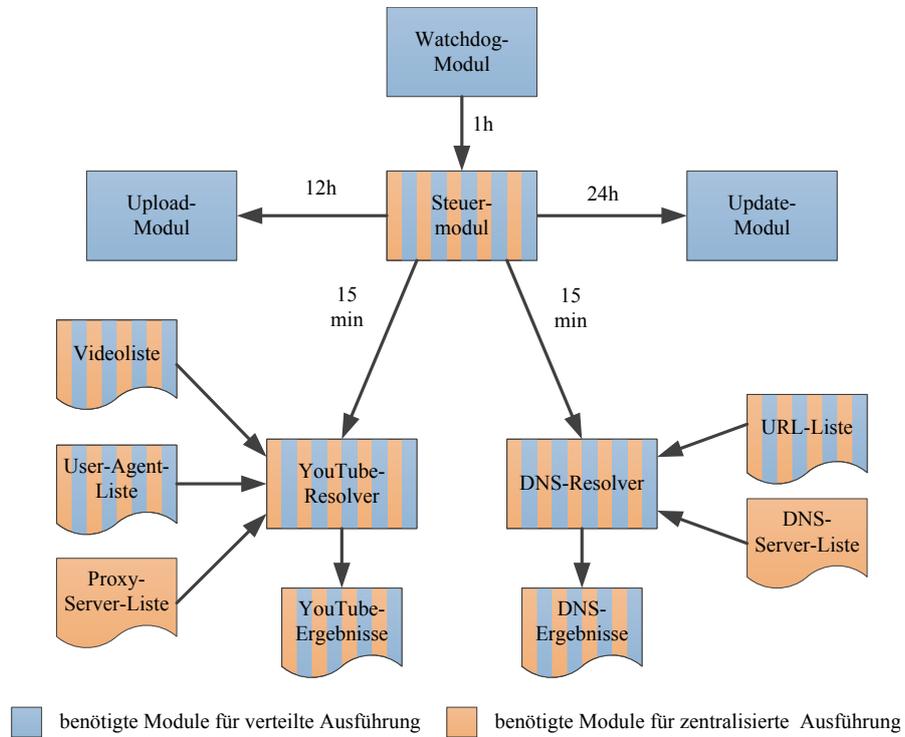


Abbildung 3.1.: Blockschaltbild Messwerkzeug

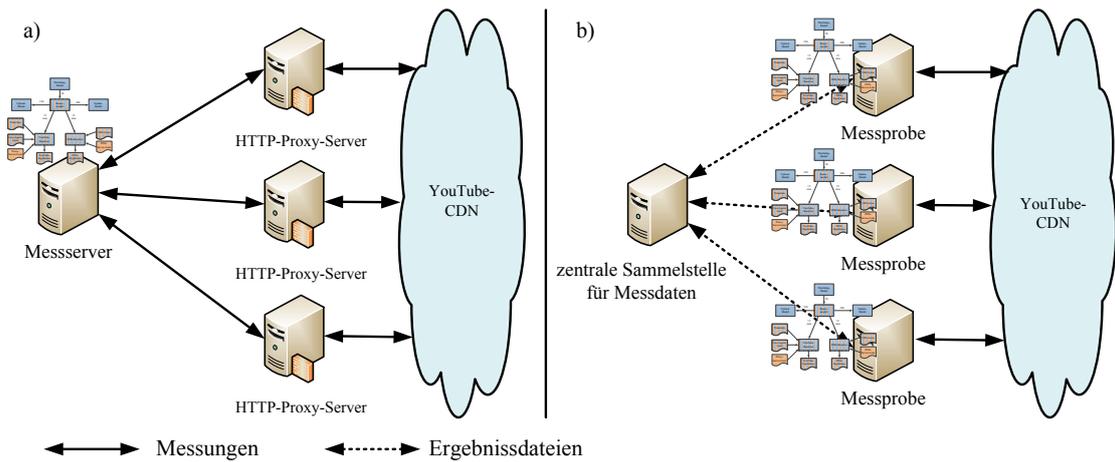


Abbildung 3.2.: Unterschied zwischen zentralisierter und verteilter Ausführung des Messwerkzeugs

mittlere und die maximale RTT gespeichert. Der zentralisierte Betriebsmodus benötigt eine zusätzliche Liste (DNS-Server-Liste) mit den hinterlegten IP-Adressen aller DNS-Server, über welche die Auflösungen durchgeführt werden sollen. In diesem Modus ist es prinzipbedingt nicht möglich, die RTT-Messung durchzuführen. Die Resultate der Auflösungen werden tageweise in eine Ergebnisdatei (DNS-Ergebnisse) abgespeichert.

Für YouTube wird ein eigenes Modul benötigt, da es einen „URL-rewriting“-basierten Serverauswahlmechanismus verwendet (vgl. Abschnitt 2.2.4). Der „YouTube-Resolver“ arbeitet dabei wie folgt: Für einen vorgegebenen Satz von Videos wird die Webseite, welche das Video beinhaltet, von dem YouTube-HTTP-Frontend-Webserver abgerufen. In der Webseite befindet sich ein Konfigurationsfeld für den YouTube-Videooplayer. Dieses Konfigurationsfeld enthält die Hostnamen der Video-Server, auf welchen das Video abgelegt ist. Wenn das Video in mehreren Auflösungen und Kodierungen verfügbar ist, kann das Konfigurationsfeld für jede Kombination von Auflösung und Kodierung einen separaten Hostnamen enthalten. Für die extrahierten Hostnamen werden im nächsten Schritt die IP-Adressen aufgelöst und die RTT zu diesen IP-Adressen bestimmt. Die abzurufenden Videos werden dem Modul mittels der Video-Liste übergeben. Die User-Agent-Liste² enthält verschiedene User-Agent-Kennungen, aus denen pro Video-Anfrage eine Kennung zufällig ausgewählt wird. Die zufällige Auswahl einer User-Agent-Kennung dient der Verschleierung, dass es sich um eine automatisierte Abfrage handelt. Der zentralisierte Betriebsmodus benötigt eine zusätzliche Liste (HTTP-Proxy-Server-Liste). In dieser sind die IP-Adressen aller HTTP-Proxy-Server hinterlegt, über die die Videoabfragen durchgeführt werden sollen. Wie bereits beschrieben, ist es prinzipbedingt nicht möglich, im zentralisierten Modus eine RTT-Messung durchzuführen und infolge dessen entfällt sie. Die Resultate der Auflösungen werden tageweise in eine Ergebnisdatei (YouTube-Ergebnisse) abgespeichert.

Die Aufgabe einer weiteren Komponente des „YouTube-Resolvers“ ist die Webseite „redirector.c.youtube.com/report_mapping“ abzurufen und das Ergebnis der Abfrage in eine separate Ergebnisdatei abzuspeichern. Die Webseite gibt den Servernamen zurück, der zu diesem Zeitpunkt eine Videoanfrage von dem anfragenden Endgerät bedient hätte.

Die Module „Upload-Modul“, „Update-Modul“ und „Watchdog-Modul“ werden nur für den verteilten Betriebsmodus benötigt. Das „Upload-Modul“ ist für die Zusendung der Ergebnisdateien des Vortages an eine zentrale Sammelstelle verantwortlich. Es stellt damit die Daten für die Auswertung zur Verfügung. Mit dem „Update-Modul“ können Software-Updates des Messwerkzeugs auf die verteilt platzierten Messproben aufgespielt werden. Dazu wird das „Update-Modul“ einmal am Tag von den Messproben aufgerufen

²Der User-Agent ist Bestandteil des HTML-Kopfes und wird verwendet, um Informationen über das Endgerät an den Webserver zu vermitteln.

und prüft, ob neue Updates verfügbar sind. Das „Watchdog-Modul“ prüft einmal in der Stunde, ob das Steuermodul noch ausgeführt wird und startet es gegebenenfalls neu.

3.3. Eigene Messstudien

Es wurden zwei Messstudien für das YouTube-CDN durchgeführt. Die erste Messstudie nutzt Informationen von HTTP-Proxy-Servern in europäischen ISP-Netzen. Bei der zweiten Messstudie wurden mehrere Messproben im Netz eines deutschen ISP-Netzes platziert und ausgelesen.

3.3.1. Europäische Messstudie

Ziel der europäischen Messstudie ist, das Serverauswahlverhalten des YouTube-CDNs in den Netzen europäischer ISPs zu analysieren. Hierfür wurden zehn Messkampagnen durchgeführt, bei denen das in Abschnitt 3.2 beschriebene Messverfahren im zentralisierten Betriebsmodus verwendet wurde. Für die Messstudie wurden die, unter der Webseite „www.xroxy.com“ [141] frei verfügbaren, offenen HTTP-Proxy-Server verwendet. Vor jeder Messkampagne wurde eine Liste mit allen aktuell verfügbaren HTTP-Proxy-Servern innerhalb Europas erstellt. Dies war notwendig, da sich die Anzahl der verfügbaren HTTP-Proxy-Server ständig veränderte.

Um die Liste von Testvideos zu erstellen, wurden die Video-Charts von YouTube mittels eines Python-Skriptes abgerufen. Von dieser Liste wurden alle Videos entfernt, welche in manchen Ländern aus rechtlichen Gründen nicht verfügbar sind. Insgesamt wurden 20 Videos ausgewählt (siehe Anhang A.1, Tabelle A.1). Das Messintervall betrug 15 Minuten. Daher wurden alle 15 Minuten die Videowebseiten von 20 Videos über alle verwendeten HTTP-Proxy-Server abgerufen und die ausgewählten YouTube-Videoserver ausgelesen.

Die Tabelle 3.1 zeigt für die zehn durchgeführten Messkampagnen die Zeiträume und die Anzahl der verwendeten HTTP-Proxy-Server. In der Abbildung 3.3 ist die geografische Verteilung der HTTP-Proxy-Server über alle Messkampagnen dargestellt. Daraus wird ersichtlich, dass die HTTP-Proxy-Server über ganz Europa verteilt sind. Des Weiteren ist eine Häufung von HTTP-Proxy-Servern in Osteuropa zu beobachten. Eine gezielte Beeinflussung der Verteilung der HTTP-Proxy-Server wurde nicht durchgeführt, sondern lediglich alle verfügbaren HTTP-Proxy-Server aus der Datenbank von „www.xroxy.com“ abgerufen.

| Nr. | Startdatum | Enddatum | Dauer (Tage) | Anzahl HTTP-Proxy-Server |
|-----|------------|------------|--------------|--------------------------|
| 1 | 14.01.2013 | 21.01.2013 | 7 | 78 |
| 2 | 04.02.2013 | 10.02.2013 | 6 | 57 |
| 3 | 01.03.2013 | 04.03.2013 | 3 | 95 |
| 4 | 04.03.2013 | 09.03.2013 | 5 | 87 |
| 5 | 09.03.2013 | 16.03.2013 | 7 | 73 |
| 6 | 26.04.2013 | 17.06.2013 | 50 | 99 |
| 7 | 24.09.2013 | 08.10.2013 | 14 | 73 |
| 8 | 08.10.2013 | 07.11.2013 | 30 | 87 |
| 9 | 13.12.2013 | 03.01.2014 | 21 | 134 |
| 10 | 09.01.2014 | 26.02.2014 | 48 | 175 |

Tabelle 3.1.: Übersicht Messkampagnen in europäischen ISP

| Messprobe | Standort | Startdatum | Enddatum |
|-----------|-------------|------------|------------|
| 1 | Bonn | 02.12.2013 | 19.05.2014 |
| 2 | Darmstadt | 31.01.2014 | 05.05.2014 |
| 3 | München | 09.09.2013 | 19.05.2014 |
| 4 | Reichenbach | 24.08.2013 | 19.05.2014 |
| 5 | Berlin | 06.03.2014 | 19.05.2014 |
| 6 | Hamburg | 01.03.2014 | 01.05.2014 |

Tabelle 3.2.: Übersicht der platzierten Messproben in dem deutschen ISP-Netz

3.3.2. Deutsche Messstudie

Die zweite Messstudie wurde in einem deutschen ISP-Netz durchgeführt. Dazu fand das Messverfahren im dezentralisierten Betriebsmodus Verwendung. Als Messproben kamen RaspberryPis zum Einsatz. Diese wurden an sechs verschiedenen DSL-Anschlüssen im ISP-Netz platziert. Die geografische Verteilung der Messproben ist in Abbildung 3.4 dargestellt. Die Messdauer je Messprobe kann der Tabelle 3.2 entnommen werden. Die abgerufenen Videos sind identisch zur europäischen Messstudie, jedoch mit dem Unterschied, dass ein einziges Video zehnmal abgerufen wurde. Somit wurden von jeder Messprobe in jedem Messintervall 29 Videowebseiten abgerufen. Bei den betrachteten DSL-Anschlüssen wechselt die IP-Adresse alle 24 Stunden. Daher wurde in jedem Messintervall auch die momentane IP-Adresse des DSL-Anschlusses aufgezeichnet.

Aus den gesamten Messdaten (siehe Tabelle 3.2) wurden zwei achtwöchige Zeiträume für die Analysen in diesem Kapitel ausgewählt, welche von nun an als Messperiode 1 bzw. Messperiode 2 bezeichnet werden. Die Messperiode 1 erstreckt sich vom 02.12.2013 bis zum 26.01.2014 und beinhaltet Messdaten der Messproben 1, 3 und 4. Messperiode 2



Abbildung 3.3.: Geografische Verteilung der HTTP-Proxy-Server über alle europäischen Messkampagnen³



Abbildung 3.4.: Geographische Verteilung der Messproben in Deutschland³

erstreckt sich vom 10.03.2014 bis zum 04.05.2014 und beinhaltet Messdaten aller sechs Messproben.

Die Messdaten wurden aufbereitet, indem Ausreißer in der Serverauswahl herausgefiltert wurden. Für den Filterprozess ist ein Ausreißer wie folgt definiert: Wenn ein Serverstandort nur in einem 15 Minutenintervall gesehen wurde und weder im vorangegangenen Intervall noch in den zwei nachfolgenden Intervallen gesehen wurde und der Serverstandort in dem Intervall weniger als 20% der Videoanfragen bedient hat, dann wird dieser Serverstandort als Ausreißer angesehen. Die Entfernung dieser Ausreißer führt nur zu einer geringfügigen Verringerung der Messdaten. Über alle Messproben wurden 0,6% Ausreißer herausgefiltert.

3.4. Messergebnisse bezüglich der YouTube-Infrastruktur

In diesem Abschnitt wird die YouTube-Infrastruktur behandelt. Zuerst werden drei verschiedene Namensräume betrachtet, die YouTube zur Adressierung seiner Videosever verwendet. Im zweiten Teil des Kapitels werden die verschiedenen Typen von Serverstandorten untersucht und deren geographische Position und Größe bestimmt.

³Die Karte wurde mit Hilfe von „www.hamstermap.com“ [59] erzeugt.

| Namensraum | Struktur | Typ | Hierarchie |
|------------------|--|---------|------------|
| lscache | v[1-24].lscache[1-8].c.youtube.com | anycast | 1 |
| nonext | v[1-24].nonxt[1-8].c.youtube.com | anycast | 1 |
| tccache | tc.v[1-24].cache[1-8].c.youtube.com | anycast | 2 |
| cache | v[1-8].cache[1-8].c.youtube.com | anycast | 3 |
| altcache | alt1.v[1-24].cache[1-8].c.youtube.com | anycast | 3 |
| city1 | r[1-20].city[01-31][s,x][01-76].c.youtube.com | unicast | 1 |
| city2 | r[1-20].city[01-31][s,x][01-76].googlevideo.com | unicast | 1 |
| city3 | r[1-20].city[01-16]g[01-16].c.youtube.com | unicast | 2 |
| city4 | r[1-20].city[01-16]t[01-16].c.youtube.com | unicast | 3 |
| isp-city1 | r[1-8].isp-city[1-9].c.youtube.com | unicast | 1 |
| isp-city2 | r[1-8].isp-city[1-9].googlevideo.com | unicast | 1 |
| city-lscache | o-o.preferred.city[01-15][s,g][01-20].v[1-20].lscache[1-8].c.youtube.com | hybrid | 1 |
| isp-city-lscache | o-o.preferred.isp-city1.v[1-20].lscache[1-8].c.youtube.com | hybrid | 1 |

Tabelle 3.3.: Übersicht der Namensräume von YouTube⁴

3.4.1. Servernamensräume

Es können drei Arten von Namensräumen unterschieden werden:

- „Anycast“-Namensräume: Der Begriff „Anycast“ wurde dem Routing entlehnt. Im Routing bedeutet er, dass eine Ziel-IP-Adresse eine Gruppe von Endgeräten adressiert und ein IP-Paket immer zu dem nächstgelegenen Endgerät dieser Gruppe geleitet wird. Analog dazu bedeutet „Anycast“ bei der Namensauflösung, dass ein Servername zu unterschiedlichen IP-Adressen aufgelöst wird.
- „Unicast“-Namensräume: Ein „Unicast“-Servername wird immer zu derselben IP-Adresse aufgelöst.
- Hybride Namensräume: Die hybriden Namensräume weisen sowohl Merkmale der „Anycast“-Namensräume, als auch Merkmale der „Unicast“-Namensräume auf.

Des Weiteren verwendet YouTube eine hierarchische Serverinfrastruktur. Es existieren drei Hierarchiestufen mit jeweils eigenen Namensräumen. Alle verwendeten Namensräume sind in Tabelle 3.3 aufgelistet. Welche Servernamensräume bei der Serverauswahl verwendet werden, hängt zudem vom Serverauswahlmechanismus ab. Auf diesen Sachverhalt wird in Abschnitt 3.5 eingegangen.

⁴Die Tabelle wurde [1] entnommen und mit Informationen aus [66, 93], sowie den eigenen Messstudien erweitert.

3.4.1.1. „Anycast“-Namensräume

Die „Anycast“-Namensräume „lscache“ und „nonxt“ werden zu denselben IP-Adressen aufgelöst und adressieren daher dieselben Server. Sie werden als primäre Videoservertypen bezeichnet [1]. Die Namensräume umfassen 192 Servernamen.

Der Namensraum „tccache“ beinhaltet auch 192 Servernamen. Im Gegensatz zu den primären Namensräumen werden diese zu weniger IP-Adressen aufgelöst. Sie befinden sich nur in einer Untermenge der YouTube-Serverstandorte und werden als sekundäre Videoservertypen bezeichnet [1].

Die Videoservertypen der dritten Hierarchieebene (tertiäre Videoservertypen) werden mit dem Namensraum „cache“ bzw. „altcache“ adressiert. Diese tertiären Videoservertypen sind nur in einer Teilmenge der YouTube-Serverstandorte vorhanden. Allen „Anycast“-Namensräumen ist gemein, dass die Zuordnung zwischen Video-ID und Servername statisch ist.

3.4.1.2. „Unicast“-Namensräume

Neben den „Anycast“-Namensräumen existieren auch eine Reihe von „Unicast“-Namensräumen. Diese adressieren einen bestimmten Videoservertypen unabhängig von der Position des Endnutzers. In [1] wurden die Namensräume „city1“, „city3“, „city4“ und „isp-city1“ beschrieben. Diese beinhalten eine Servercluster-ID vom Typ „city[01-31][s,x,g,t] [01-76]“ bzw. „isp-city[1-9]“. Dabei ist „city“ der „International Air Transport Association“ (IATA)-Code des nächstgelegenen Flughafens. Der Namensbestandteil „isp“ gibt den ISP an, in dem sich der Serverstandort befindet. Die zwei Zahlenblöcke in der Servercluster-ID ermöglichen es, mehrere Cluster innerhalb eines Serverstandortes zu adressieren. Jeder Servercluster umfasst maximal 20 IP-Adressen, adressiert durch „r[1-20]“ am Anfang des Servernamens. Es ist aber unklar, ob sich hinter jeder IP-Adresse ein einziger Server verbirgt oder ein Subcluster mit einem vorgeschalteten Lastverteiler. Im Gegensatz zu den „Anycast“-Namensräumen ist damit die Anzahl der möglichen Servernamen pro Namensraum nicht konstant. Je nach Serverstandort können unterschiedlich viele Servernamen (Servercluster-IDs) existieren. Daneben scheint sich auch die Anzahl der Servernamen über die Zeit zu verändern. Die Namensräume „city2“ bzw. „isp-city2“ wurden im November 2013 eingeführt, um die Namensräume „city1“ bzw. „isp-city1“ zu ersetzen. Bei diesen Namensräumen wurde „c.youtube“ mit „googlevideo“ ersetzt. Das Schema der Servercluster-IDs blieb dabei unverändert.

Ferner existieren Varianten der „Unicast“-Namensräume, in denen die Servercluster-IDs des Servernamens mittels eines alphanumerischen Codes verschlüsselt sind. Die verschlüsselten Servernamen sehen wie folgt aus: „r1.sn-4g57knls.googlevideo.com“. Die Servercluster-ID ist „4g57knls“ und lässt sich zu „fra07s23“ entschlüsseln. Die verschlüsselten

Servernamen sind eindeutig an dem vorangestellten Namensbestandteil „sn-“ von einem nicht verschlüsselten Servernamen unterscheidbar.

Während der Messstudien wurden hauptsächlich die Namensräume „city2“ bzw. „isp-city2“ in der verschlüsselten Variante für die Adressierung während der Serverauswahl von YouTube verwendet.

3.4.1.3. Hybride Namensräume

Die beiden Namensräume „city-lscache“ und „isp-city-lscache“ erlauben es, anhand der enthaltenen Servercluster-IDs einen Servercluster direkt zu adressieren. Sie beinhalten jedoch zusätzlich noch im zweiten Teil Bestandteile des „Anycast“-Namensraumes „lscache“. Im Unterschied zu den „Unicast“ werden bei einem „city-lscache“-Servernamen in der Regel elf IP-Adressen für jede DNS-Abfrage zurückgegeben, ähnlich dem „lscache“-Namensraum. Von den hybriden Namensräumen gibt es, wie auch bei den „Unicast“-Namensräumen, eine zweite Variante, bei der die Servercluster-IDs alphanumerisch verschlüsselt sind.

3.4.1.4. Abhängigkeiten zwischen den Namensräumen

Die „Unicast“-Namensräume „city1“ und „city2“ verwenden ein identisches Schema zur Benennung der Servercluster. Infolge dessen wurde nachgeprüft, ob diese auch zu identischen IP-Adressen aufgelöst werden. Dazu wurden aus allen Servercluster-IDs, die während der zehnten europäischen Messkampagne aufgezeichnet wurden, 1 000 Servercluster-IDs zufällig ausgewählt und Servernamen vom Typ „city1“ und „city2“, in der Klartext-Variante sowie in der verschlüsselten Variante gebildet. Alle so entstandenen 4 000 Servernamen wurden über zufällig ausgewählte DNS-Server zu einer IP-Adresse aufgelöst. Im Ergebnis sind alle Servernamen mit der gleichen Servercluster-ID zu einer IP-Adresse aufgelöst worden. Beispielsweise wurden die Servernamen „r1.fra07s23.c.youtube.com“, „r1.fra07s23.googlevideo.com“, „r1.sn-4g57knls.c.youtube.com“ und „r1.sn-4g57knls.googlevideo.com“ zu der IP-Adresse „74.125.99.6“ aufgelöst. Die Namensräume „isp-city1“ und „isp-city2“ zeigen identische Abhängigkeiten.

In einem zweiten Versuch wurde nachgeprüft, ob ein „Unicast“-Servername immer zur gleichen IP-Adresse aufgelöst wird. Dazu wurden aus den Servernamen, die während der zehnten europäischen Messkampagne aufgezeichnet wurden, 20 Servernamen vom Typ „city2“ und „isp-city2“ zufällig ausgewählt und über 500 DNS-Servern weltweit zu IP-Adressen aufgelöst. Für alle Servernamen wurde immer die gleiche IP-Adresse zurückgegeben.

Die Autoren der Studie [1] stellten fest, dass die IP-Adressen der „Unicast“-Namensbereiche fast deckungsgleich mit den IP-Adressen der „Anycast“-Namensbereiche sind. Eigene Versuche haben ergeben, dass dies nicht mehr der Fall ist. Dazu wurden zufällig 10 Servernamen aus dem „lscache“-Namensbereich ausgewählt und über 500 weltweit verteilte DNS-Server zu IP-Adressen aufgelöst. Die so ermittelten 1663 IP-Adressen ließen sich zu 63 /24-Präfixen zusammenfassen. Zur Ermittlung der aktiven „Unicast“-Hostnamen wurden für alle bekannten YouTube-Serverstandorte die Servercluster-ID-Bereiche abgefragt. Es erfolgte für jeden Serverstandort die Abfrage der Namensbereiche „city01[s,x]01“ bis „city40[s,x]80“. Die Abfrage wurde vor Erreichen des Maximalwertes abgebrochen, wenn mehrere Servercluster-IDs in Folge nicht vorhanden waren. Wenn z. B. bei einem Serverstandort ab „city01s20“ keine gültigen Servercluster-IDs mehr vorhanden waren, wurde ab „city01s31“ die Abfrage abgebrochen. Diese IP-Adressen ließen sich zu 117 /24-Präfixen zusammenfassen. In Anhang A.2, Tabelle A.2 sind alle Präfixe sowie die Namensbereiche denen sie zugeordnet sind aufgelistet. Im Gegensatz zu [1] ist in der Präfix-Liste keinerlei Übereinstimmung vorhanden. Die Präfixe sind blockweise alternierend zwischen „Unicast“ und „Anycast“-Namensräumen vergeben. Die Erklärung der Diskrepanz zwischen den gemessenen Ergebnissen und den Angaben in [1] liegt in der Veränderung im Auswahlmechanismus für die Videoserver (vgl. Abschnitt 3.5) und die damit einhergehende Verwendung der Namensbereiche. Ein weiteres Indiz für eine Änderung der „Unicast“-Namensräume ist, dass in [1] die Clustergrößen mit $r[1-24]$ angegeben wurden, während in den eigenen Messstudien die Clustergröße $r[1-20]$ gemessen wurde.

Mittels eines weiteren Versuches wurde geprüft, wie sich die hybriden Namensbereiche „city-lscache“ und „isp-city-lscache“ verhalten. Dazu wurden aus einer Liste von Servernamen, die während eines Testlaufs des Messwerkzeugs aufgezeichnet wurden, 20 Servernamen des „city-lscache“-Namensraumes zufällig ausgewählt. Für diese Servernamen erfolgte die Auflösung der IP-Adresse über 500 DNS-Server. Dabei ist auffällig, dass jeder DNS-Server für jeden Servernamen, wie auch für die „lscache“-Servernamen, 11 IP-Adressen aus einem /24-Präfix zurückgibt. Für einen Servernamen wurden jedoch über alle 500 DNS-Server maximal 5 verschiedene /24-Präfixe gemessen, wobei bei 14 der abgerufenen Servernamen 2 /24-Präfixe und jeweils bei einem Servernamen 1,3 bzw. 5 /24-Präfixe aufgezeichnet wurden. Für drei Servernamen wurden über 35 verschiedene /24-Präfixe aufgezeichnet. Dieses Verhalten ist ähnlich dem „lscache“-Namensraum, bei welchem jeweils immer 34 verschiedene /24-Präfixe über alle 500 DNS-Server verzeichnet wurden. „Unicast“-Servernamen, die die Servercluster-IDs dieser drei Servernamen bein-

halten⁵, werden zu keiner IP-Adresse aufgelöst. Im Gegensatz dazu werden „Unicast“-Servernamen, mit den Servercluster-IDs der übrigen 17 „city-ls-cache“-Servernamen zu IP-Adressen aufgelöst. Infolge dessen wird vermutet, dass diese 3 Servercluster nicht mehr existieren und für die IP-Adressauflösung nur der zweite Teil des „city-ls-cache“-Servernamens Verwendung findet. Die /24-Präfixe der 17 übrigen Servernamen lassen sich zu 14 /24-Präfixen zusammenfassen. Diese 14 Präfixe sind bis auf ein Präfix deckungsgleich mit den Präfixen des „ls-cache“-Namensraumes. Daher adressieren der „ls-cache“- sowie der „city-ls-cache“-Namensraum die gleichen Server.

In diesem Abschnitt wurden die Abhängigkeiten der unterschiedlichen Namensräume für Server der ersten Hierarchiestufe untersucht. Entgegen früherer Studien adressieren die „Unicast“-Namensräume andere Videosever als die „Anycast“-Namensräume. Die hybriden Namensräume adressieren die gleichen Server wie die „Anycast“-Namensräume. Jedoch erlaubt die Verwendung einer Servercluster-ID es den hybriden Namensräumen, einen Servercluster gezielt zu adressieren, ähnlich den „Unicast“-Namensräumen. Falls der Servercluster nicht erreichbar ist, besteht jedoch die Möglichkeit, anhand des „Anycast“-Bestandteils des Serversamens eine IP-Adresse aufzulösen.

Die Abhängigkeiten der Namensräume der zweiten und dritten Hierarchiestufe wurden nicht untersucht, da der Fokus dieser Arbeit auf den Servern der ersten Hierarchiestufe liegt.

3.4.2. Geografische Verteilung und Größe der YouTube-Serverstandorte

Die drei logischen Hierarchiestufen der YouTube-Serverstandorte sind für die Weiterleitung von Videoanfragen und die Lastverteilung von Bedeutung. Wie in Tabelle 3.3 aufgezeigt, sind jeder Hierarchiestufe eigene Namensräume zugeordnet. In [1] erfolgte eine detaillierte Analyse der drei Hierarchiestufen. Es wurden 52 Standorte mit primären, 8 Standorte mit sekundären sowie 5 Standorte mit tertiären Videoseverclustern gefunden. Nach dem IATA-Codes in den Servercluster-IDs zu urteilen, befinden sich diese Videosever in denselben Standorten. Demzufolge existieren Serverstandorte, die lediglich primäre Videosevercluster beinhalten und nur eine kleine Anzahl von Standorten beinhaltet zusätzlich sekundäre und/oder tertiäre Videosevercluster.

Im Fokus der eigenen Messstudien lagen die primären Servercluster. Daher werden auch nur deren Standorte im Nachfolgenden betrachtet. Angaben, an welchen Standorten sich zusätzlich sekundäre und tertiäre Servercluster befinden, können anhand der durchgeführten Messstudien nicht gemacht werden..

⁵Zum Beispiel kann aus dem Servernamen „o-o.preferred.sn-aig7kney.v19.lscache6.c.youtube.com“ der Servername „r1.sn-aig7kney.googlevideo.com“ gebildet werden.



Abbildung 3.5.: Geographische Verteilung der gefundenen YouTube-Serverstandorte⁶

Die im Abschnitt 3.4.1 beschriebenen Servercluster-IDs beinhalten den IATA-Code des nächstgelegenen Flughafens. Damit lassen sich die YouTube-Serverstandorte geographisch lokalisieren. Die Korrektheit dieser Namenskodierung wurde in der Studie [1] nachgeprüft und bestätigt. Über alle europäischen Messkampagnen wurden insgesamt 36 Standorte mit Namen aus dem Servernamensraum „city2“ und 162 Standorte aus dem Namensraum „isp-city2“ aufgezeichnet. Der Unterschied zwischen diesen zwei Standorttypen ist, dass sich die „city2“-Standorte im Netz von YouTube befinden und daher IP-Adressen aus dem IP-Adressbereich von YouTube verwenden. Dagegen befinden sich die 162 „isp-city2“-Standorte in den Netzen von ISPs. Sie benutzen infolge dessen auch IP-Adressen aus deren IP-Adressbereichen. Im weiteren Verlauf wird dementsprechend die erste Gruppe als YouTube-Serverstandorte und die zweite Gruppe als YouTube-ISP-Serverstandorte bezeichnet. Des Weiteren beinhalten die Messdaten von vier HTTP-Proxy-Servern (in der europäischen Messstudie) weitere fünf YouTube-Serverstandorte und 101 YouTube-ISP-Serverstandorte, welche jedoch in der Analyse keine Berücksichtigung fanden. Hintergrund dafür ist, dass das Serverauswahlverhalten für diese vier HTTP-Proxy-Server extrem instabil war und weltweit verteilte Serverstandorte auswählt wurden. Daher wird davon ausgegangen, dass für diese vier HTTP-Proxy-Server der YouTube-Serverauswahlmechanismus nicht in der Lage war, deren Position zu bestimmen.

3.4.2.1. YouTube-eigene Serverstandorte

Es existieren mindestens 45 YouTube-Serverstandorte⁷, wobei sich 20 in Europa, 12 in Nordamerika, 2 in Südamerika, 10 in Asien und 1 in Australien befinden. Abbildung 3.5 zeigt die geographische Verteilung der YouTube-Serverstandorte.

Da keine Daten über die Größe einzelner Serverstandorte von YouTube direkt verfügbar sind, kann die Anzahl der IP-Adressen [60, 93] bzw. der /24-Präfixe [1], welche einem Serverstandort zugeordnet sind, zur Abschätzung der Größe genutzt werden. Eine weitere Möglichkeit ist, die Größe der Serverstandorte anhand der Anzahl verwendeter Servercluster-IDs abzuschätzen. Beim Vergleich verschiedener Messkampagnen ist auffällig, dass sich die verwendeten Servercluster-IDs einzelner Serverstandorte über die Zeit verändern. Dabei können neue Servercluster-IDs hinzukommen, aber auch welche wegfallen. Einige Servercluster-IDs, welche im Februar 2014 aufgezeichnet wurden, waren im August 2014 nicht mehr verfügbar. Das heißt, die entsprechenden Servernamen für diese Servercluster-IDs wurden nicht mehr zu IP-Adressen aufgelöst. Frühere Studien geben zudem wesentlich kleinere Servercluster-ID-Bereiche an. In [1] ist der Namensraum „city1“ mit „city[01-16]s[01-16]“ angegeben. In den eigenen Messstudien war der Bereich mit „city[01-32]s[01-76]“ jedoch erheblich größer.

Um die Größe der Serverstandorte zu bestimmen, wurden systematisch die Servercluster-IDs der Serverstandorte abgefragt (siehe Abschnitt 3.4.1.4). Von dem möglichen Servercluster-ID-Raum („city01[s,x]01“ bis „city32[s,x]76“) werden nur wenige Kombinationen pro Serverstandort verwendet. Der Serverstandort Frankfurt beispielsweise verwendet nur die Servercluster-IDs zwischen „fra07s01“ bis „fra07s76“. Für 95% der gemessenen Servercluster-IDs existieren 20 IP-Adressen, welche mit „r1-r20“ angesprochen werden können. Die Servercluster für 33 Servercluster-IDs umfassen jedoch nur sechs IP-Adressen, zwei weitere Servercluster zehn IP-Adressen und nochmals zwei Servercluster umfassen zwölf IP-Adressen. Anzumerken ist, dass alle Servercluster mit 20 IP-Adressen in einem festen Raster von maximal acht Serverclustern in den /24-Präfixen liegen⁸. Alle erfassten Serverstandorte mit der zugehörigen Anzahl von verwendeten Servercluster-IDs, /24-Präfixen und IP-Adressen sind in Tabelle 3.4 aufgelistet. Im ersten Block in Tabelle 3.4 befinden sich alle europäischen Serverstandorte, im zweiten Block alle amerikanischen Serverstandorte und im dritten Block alle asiatischen sowie ein australischer Serverstandort. Eine ausführliche Version von Tabelle 3.4 mit allen Servercluster-IDs

⁶Die Karte wurde mit Hilfe von „<http://www.darrinward.com/lat-long/>“ [134] erzeugt.

⁷36 Standorte wurden in den eigenen Messstudien gefunden. Fünf zusätzliche Standorte waren nur über die vier „fehlerhaften“ HTTP-Proxy-Server sichtbar. Weitere vier Standorte wurden [1] entnommen.

⁸Den Serverclustern können folgenden Bereiche von fortlaufenden IP-Adressen innerhalb des /24-Präfixes zugeordnet sein: 6-25, 38-57, 70-89, 102-121, 134-153, 166-185, 198-217 oder 230-249. Beispielsweise sind dem Servercluster „fra07s01“ die IP-Adressen 173.164.6.70-173.6.89 zugeordnet.

und den IP-Adressen aller Serverstandorte befindet sich in Anhang A.2, Tabelle A.3.

Alle drei Kriterien zur Größenbestimmung sind dazu geeignet, die Größe eines Serverstandortes abzuschätzen. Bei genauerer Analyse wird ersichtlich, dass Größenbestimmungen nach Servercluster-IDs oder nach IP-Adressen zu fast identischen Ergebnissen führen. Diese weichen, besonders für kleinere Serverstandorte erheblich, von einer Größenbestimmung nach /24-Präfixen ab. Ein Grund ist, dass die /24-Präfixe lediglich eine grobe Auflösung ermöglichen. Alle Serverstandorte mit weniger als acht Servercluster-IDs benötigen z.B. nur ein /24-Präfix. Es gibt aber einige Serverstandorte mit acht Serverclustern und zwei zugeordneten /24-Präfixen. Ein weiteres Problem ist, dass IP-Adressen aus 34 /24-Präfixen an mehr als einem Serverstandort verwendet werden. Diese Mehrfachverwendung eines /24-Präfixes erfolgt immer innerhalb eines eingegrenzten Gebietes. Die /24-Präfixe werden z.B. nur innerhalb West-Europas oder innerhalb des Ostens Amerikas mehrfach verwendet.

In den eigenen durchgeführten Messstudien gehörten die von YouTube verwendeten IP-Präfix-Bereiche entweder zu dem AS von Google (AS15169) oder zu dem AS von YouTube (AS43515). Die Webseite von Google gibt an, dass AS43515 ein Teil des Google-Backbones ist und es nicht möglich sei, mit diesem eine direkte Peering-Verbindung aufzubauen [51]. Früher wurden auch andere AS genutzt. In der Studie [92] wurden zwischen 2008 und 2011 in einem europäischen ISP durchgeführte Messkampagnen analysiert. Bis Ende 2008 wurde der gesamte YouTube-Verkehr aus dem YouTube AS36561 ausgeliefert. Heutzutage wird das AS36561 nicht mehr verwendet und alle zu diesem AS gehörenden IP-Präfixe wurden auf das AS43515 und das AS36040 aufgeteilt. Die hauptsächliche Bereitstellung des YouTube-Verkehrs erfolgte danach über AS43515 [92]. Ab 2009 wuchs der Anteil des von AS15169 bereitgestellten YouTube-Verkehrs innerhalb eines Jahres auf 32% an. Ab 2011 wurde der gesamte YouTube-Verkehr von AS15169 ausgeliefert. Eine weitere im September 2010 durchgeführte Studie [123] bestätigt den Wechsel von AS43515 auf AS15169. In dieser Studie wurden 70% des YouTube-Verkehrs in einem europäischen ISP von AS15169 bereitgestellt und 30% von AS43515.

Sowohl in der europäischen Messstudie als auch in der deutschen Messstudie sind IP-Adressen aus AS43515 zu finden. Die europäischen Messkampagnen wurden in 14 Tage lange Zeiträume unterteilt, um sie vergleichbar zu machen. Dafür wurden die Messkampagnen eins und zwei zusammengefasst, sowie die Kampagnen drei bis fünf. Von den Messkampagnen sechs bis zehn fanden jeweils nur die ersten 14 Tage Verwendung. In der Tabelle 3.5 ist der jeweilige Anteil der Videoanfragen mit dem Ziel AS43515 bzw. AS15169 in den 14-tägigen Zeiträumen dargestellt. Während der Anteil von AS43515 im Januar 2013 noch bei 13% liegt, fällt er im März 2013 auf 5%. In den darauffolgenden Monaten schwankt der Wert zwischen 0% und 3%. Dies bestätigt den aus der Studie [92]

3.4. Messergebnisse bezüglich der YouTube-Infrastruktur

| Stadt | Land | # Cluster IDs | # /24-Präfixe | # IP-Adressen |
|-----------------|-----------------------|---------------|---------------|---------------|
| Amsterdam | Niederlande | 40 | 6 | 800 |
| Berlin | Deutschland | 8 | 2 | 160 |
| Budapest | Ungarn | 16 | 3 | 320 |
| Dublin | Irland | 8 | 2 | 160 |
| Frankfurt | Deutschland | 62 | 15 | 1240 |
| Hamburg | Deutschland | 8 | 2 | 160 |
| Kiev | Ukraine | 4 | 1 | 80 |
| London | England | 62 | 12 | 1212 |
| Lissabon | Portugal | 6 | 2 | 120 |
| Madrid | Spanien | 16 | 4 | 320 |
| Mailand | Italien | 16 | 4 | 320 |
| Marseille | Frankreich | 7 | 2 | 140 |
| München | Deutschland | 8 | 2 | 160 |
| Moskau | Russland | 18 | 3 | 320 |
| Paris | Frankreich | 30 | 5 | 600 |
| Prag | Tschechische Republik | 8 | 1 | 160 |
| Sofia | Bulgarien | 8 | 1 | 160 |
| Stockholm | Schweden | 12 | 3 | 184 |
| St. Petersburg | Russland | 1 | 1 | 20 |
| Zürich | Schweiz | 7 | 3 | 140 |
| Atlanta | USA | 30 | 6 | 510 |
| Buenos Aires | Argentinien | 8 | 1 | 160 |
| Chicago | USA | 36 | 5 | 692 |
| Dallas | USA | 48 | 7 | 848 |
| Denver | USA | 6 | 2 | 92 |
| Los Angeles | USA | 32 | 5 | 640 |
| Miami | USA | 26 | 5 | 478 |
| Mountain View | USA | 14 | 3 | 280 |
| New York | USA | 46 | 9 | 892 |
| San Jose | USA | 20 | 5 | 400 |
| Sao Paulo | Brasilien | 16 | 3 | 320 |
| Seattle | USA | 13 | 2 | 260 |
| Toronto | Kanada | 8 | 3 | 160 |
| Washington D.C. | USA | 32 | 5 | 640 |
| Chennai | Indien | 8 | 1 | 160 |
| Hongkong | China | 18 | 3 | 276 |
| Kuala Lumpur | Malaysia | 8 | 2 | 160 |
| Maskat | Oman | 2 | 1 | 24 |
| Mumbai | Indien | 8 | 1 | 160 |
| Neu Delhi | Indien | 4 | 1 | 80 |
| Osaka | Japan | 8 | 2 | 160 |
| Singapur | Singapur | 8 | 2 | 160 |
| Sydney | Australien | 12 | 2 | 240 |
| Taipeh | Taiwan | 8 | 1 | 160 |
| Tokio | Japan | 32 | 7 | 640 |

Tabelle 3.4.: Übersicht aller gefundenen YouTube-Serverstandorte

| Zeitraum | AS43515 | AS15169 |
|----------|---------|---------|
| Jan 13 | 13% | 87% |
| Mrz 13 | 5% | 95% |
| Apr 13 | 3% | 97% |
| Sep 13 | 0% | 100% |
| Okt 13 | 3% | 97% |
| Dez 13 | 1% | 99% |
| Jan 14 | 2% | 98% |

Tabelle 3.5.: Verteilung der Videoanfragen zwischen AS15169 und AS43515

| Serverstandort | MP1 | MP2 | MP3 | MP4 | MP5 | MP6 |
|--------------------|------|------|------|------|------|------|
| AS 15169 Amsterdam | 24,5 | 25,0 | 19,4 | 24,3 | 31,0 | 28,9 |
| AS 43515 Amsterdam | 33,5 | 28,7 | 32,4 | 30,1 | 35,0 | 44,3 |
| AS 15169 Frankfurt | 27,1 | 18,3 | 13,4 | 22,8 | 30,3 | 27,7 |
| AS 43515 Frankfurt | 75,3 | 58,0 | 16,9 | 32,1 | 37,9 | 74,3 |
| AS 15169 London | 31,3 | 31,7 | 25,6 | 28,8 | 38,4 | 34,9 |
| AS 43515 London | 47,5 | 47,0 | 31,0 | 31,1 | 43,9 | 60,6 |
| AS 15169 Paris | 37,0 | 33,3 | 27,7 | 33,0 | 41,2 | 40,9 |
| AS 43515 Paris | 33,1 | 29,0 | 23,3 | 29,4 | 36,0 | 36,9 |

Tabelle 3.6.: Mittlere RTT (in ms) zwischen den Messproben und Videoservern in AS15169 und AS43515

und der Studie [123] abgeleiteten Trend, dass verstärkt AS15169 genutzt wird, um den YouTube-Verkehr bereitzustellen. Die deutsche Messstudie zeigt eine ähnliche Aufteilung für die Bedienung von Videoanfragen aus AS15169 und AS43515, wobei der Anteil für AS43515 zwischen 0,1% und 4,2% schwankt.

Welches AS für die Auslieferung des Videos genommen wird, kann einen großen Einfluss auf die RTT haben. In der Studie [92] lag die RTT zwischen Endnutzern mit DSL-Anschlüssen und den Videoservern im AS15169 je nach Zeitpunkt der Messung zwischen 17 ms und 38 ms. Die RTT zwischen Endnutzern und Videoservern im AS43515 lag hingegen bei Werten zwischen 114 ms und 126 ms. In den Messkampagnen der deutschen Messstudie waren die RTT-Werte zwischen den Messproben und den Videoservern in AS43515 deutlich geringer. Die Tabelle 3.6 zeigt die mittlere RTT zwischen den eigenen Messproben 1 bis 6 und Videoservern in AS15169 und AS43515. Die RTT-Werte zu AS43515 sind mehrheitlich höher als zu AS15169, im Extremfall dreimal so hoch. Die Ausnahme bildet Paris. Hier sind die RTT-Werte für AS43515 niedriger als für AS15169.

Aus der Servercluster-ID lässt sich ablesen, ob der Servercluster IP-Adressen aus einem IP-Präfix von AS15169 oder AS43515 verwendet. Im Falle von IP-Adressen aus einem Präfix von AS15169 hat die Servercluster-ID die Form „[01-32]s[01-76]“ und im Fall von AS43515 „[01-32]x[01-76]“. An 10 der 45 Serverstandorte wurden Servercluster vom Typ „[01-32]x[01-76]“ gefunden. Diese umfassen je Standort nur 6 bis 12 Servercluster-ID.

Die unterschiedlichen RTT-Werte werden durch verschiedene Wege des Verkehrs verursacht. Der betrachtete deutsche ISP hat keine direkte Peering-Beziehung mit AS43515. Daher muss der Verkehr immer mindestens durch ein anderes AS in das AS des betrachteten ISP fließen. Plissonneau et al. [93] stellten ein ähnliches Verhalten bei Messungen in den USA fest. In ihrer Studie waren die RTT-Werte für Videosever in AS43515 durchweg höher als für Videosever in AS15169. Dies wurde von Plissonneau et al. mit unterschiedlichen Wegen zwischen den Messproben und den zwei AS begründet.

3.4.2.2. YouTube-Serverstandorte in ISP-Netzen

Neben den 45 YouTube-eigenen Serverstandorten wurden 162 Standorte innerhalb von ISP-Netzen gefunden. Diese sind im Gegensatz zu den YouTube-eigenen Serverstandorten wesentlich kleiner und umfassen ein bis neun Servercluster-IDs, wobei lediglich 18 YouTube-ISP-Standorte mehr als zwei Servercluster besitzen. Die Servercluster sind kleiner und besitzen maximal acht IP-Adressen. Eine weitere Eigenschaft der Serverstandorte ist, dass nur Endnutzer des ISP, in dem sich der Serverstandort befindet, bedient werden. Unter diese Gruppe von Endnutzern fallen auch die Endnutzer kleinerer ISPs, welche den ISP mit dem Serverstandort als Upstream-ISP nutzen.

Die 162 YouTube-ISP-Serverstandorte befinden sich in 73 verschiedenen Städten. In Abbildung 3.6 sind alle gefundenen YouTube-ISP-Serverstandorte zusammen mit allen europäischen YouTube-Standorten dargestellt. Die YouTube-ISP-Standorte sind mit einem roten Punkt gekennzeichnet und die YouTube-Standorte mit einem blauen Stern. In zwölf Städten sind sowohl YouTube-Standorte als auch YouTube-ISP-Standorte vorhanden. Besonders im osteuropäischen Raum ist eine verstärkte Häufung von YouTube-ISP-Serverstandorten zu erkennen. Daraus lässt sich jedoch nicht ableiten, dass im osteuropäischen Raum verstärkt solche YouTube-ISP-Serverstandorte eingesetzt werden. Wie aus Abbildung 3.3 ersichtlich, sind in der europäischen Messstudie überproportional viele HTTP-Proxy-Server aus dem osteuropäischen Raum enthalten. Dies kann zu einer Verzerrung der Ergebnisse in Richtung des osteuropäischen Raumes führen.

In einigen ISP-Netzen befinden sich mehrere Serverstandorte. Die 162 gefundenen Standorte lassen sich 134 verschiedenen ISP zuordnen. In 12 ISP-Netzen befinden sich zwei Serverstandorte, in fünf ISP-Netzen drei Serverstandorte und in weiteren zwei ISP-

3. Messstudien zur Analyse der YouTube-Serverauswahl



Abbildung 3.6.: Geografische Verteilung der gefundenen YouTube-ISP-Serverstandorte⁹

Netzen vier Serverstandorte. Eine vollständige Liste aller ISPs, inklusive der Serverstandorte, Servercluster-IDs und der verwendeten IP-Präfixe ist in Anhang A.3 Tabelle A.4 zu finden.

Mittels der „Réseaux IP Européens“ (RIPE)-Datenbank wurde geprüft, zu welchen AS die von den YouTube-ISP-Serverstandorten verwendeten IP-Adressen gehören und ob diese mit den Servercluster-IDs übereinstimmen. Die RIPE [104] ist für die Vergabe von IP-Adressen und AS-Nummern in Europa verantwortlich. Sie unterhält eine Datenbank mit allen vergebenen IP-Adressbereichen (IP-Präfixe). Die Datenbank enthält für jedes IP-Präfix das zugeordnete AS sowie zusätzliche Informationen wie unter anderem den Besitzer, den Ansprechpartner und kann mittels des Whois-Dienstes [136] abgefragt werden. Bis auf 10 YouTube-ISP-Serverstandorte, passen die Servercluster-IDs zu den Einträgen in der RIPE-Datenbank. Diese 10 YouTube-ISP-Serverstandorte verwenden IP-Adressen aus zu AS36040 gehörenden IP-Präfixen. AS36040 gehört zu YouTube und ist Teil des Google-Backbones. Vier Standorte davon befinden sich an „Internet Exchange Points“ (IXP) und zwei sind ISP-Netzen zugeordnet¹⁰. Die anderen vier der zehn Ser-

⁹Die Karte wurde mit Hilfe von ‚www.hamstermap.com‘ [59] erzeugt.

¹⁰Da diese Standorte keine IP-Adressen aus dem Bereich der ISP verwenden, können sie sich auch nicht in den Netzen der ISP befinden. Basierend auf den Servercluster-ID-Namen sind sie aber einem ISP zugeordnet.

verstandorte haben folgende Servercluster-IDs: „google-anr“, „google-bru“, „google-man“ und „google-vie“. Es ist unklar, warum diese Standorte nicht der Namenskonvention der YouTube-Serverstandorte folgen, sondern der der YouTube-ISP-Standorte.

Die YouTube-ISP-Standorte können zum einen dedizierte Servercluster sein, welche den YouTube-Verkehr für einen einzigen ISP bereitstellen. Zum anderen besteht die Möglichkeit, dass es sich um „Google Global Cache“ (GGC)-Standorte handelt. GGC-Knoten werden von Google neben der Bereitstellung von YouTube-Videos auch für andere Dienste wie z. B. „Google Maps“ oder „Android Market“ genutzt [51]. Aus den Informationen in der RIPE-Datenbank können 23 YouTube-ISP-Serverstandorte als GGC-Standorte identifiziert werden. Da ISPs nicht verpflichtet sind, den Verwendungszweck eines IP-Präfixes in der RIPE-Datenbank zu hinterlegen, ist es für die anderen 139 Standorte unmöglich zu unterscheiden, ob es sich bei dem Serverstandort um einen dedizierten Servercluster handelt oder um einen GGC-Standort. Demzufolge stellen die gefundenen 23 GGC-Standorte eine untere Schranke dar. Neben den zwei Standorten mit YouTube-IP-Adressen befinden sich noch fünf weitere Serverstandorte an IXPs. Auf die Einführung einer eigenen Kategorie YouTube-IXP-Standorte wird, aufgrund ihrer geringen Anzahl und da sie den YouTube-ISP-Serverstandorten ähnlich sind, verzichtet. Im Gegensatz zu YouTube-ISP-Serverstandorten werden von den YouTube-IXP-Serverstandorten nicht nur die Endnutzer eines ISP bedient, sondern potenziell die Endnutzer aller an diesem IXP angeschlossenen ISPs. Laut dem Peering FAQ [51] von Google wird den ISPs mit weniger als 1GB/s Google-Verkehr in der Hauptverkehrsstunde empfohlen, sich an einen lokalen IXP anzuschließen, an dem sich ein GGC-Knoten befindet. Mit diesen Informationen lassen sich die YouTube-ISP-Serverstandorte in drei verschiedene Typen unterteilen:

- dedizierte Servercluster,
- GGC-Standorte innerhalb eines ISP,
- GGC-Standorte an einem lokalen IXP.

Alle drei Standortarten haben eine notwendige vertragliche Vereinbarung mit YouTube gemein. Dadurch kann der ISP-Betreiber Einfluss auf die Standorte der Server und auf die Verkehrsverteilung nehmen. Für GGC-Standorte wird im Peering FAQ [51] von Google angegeben, dass während der Installation eines GGC-Knotens Angaben über die verfügbare Bandbreite gemacht werden können. Somit lässt sich der maximale Verkehr zu bzw. von diesem Standort begrenzen. Bei mehreren GGC-Standorten pro ISP ist die offizielle Richtlinie, dass ein Endnutzer immer vom nächstgelegenen GGC-Knoten bedient wird [52]. Dies hat eine Regionalisierung des YouTube-Verkehrs zur Folge.

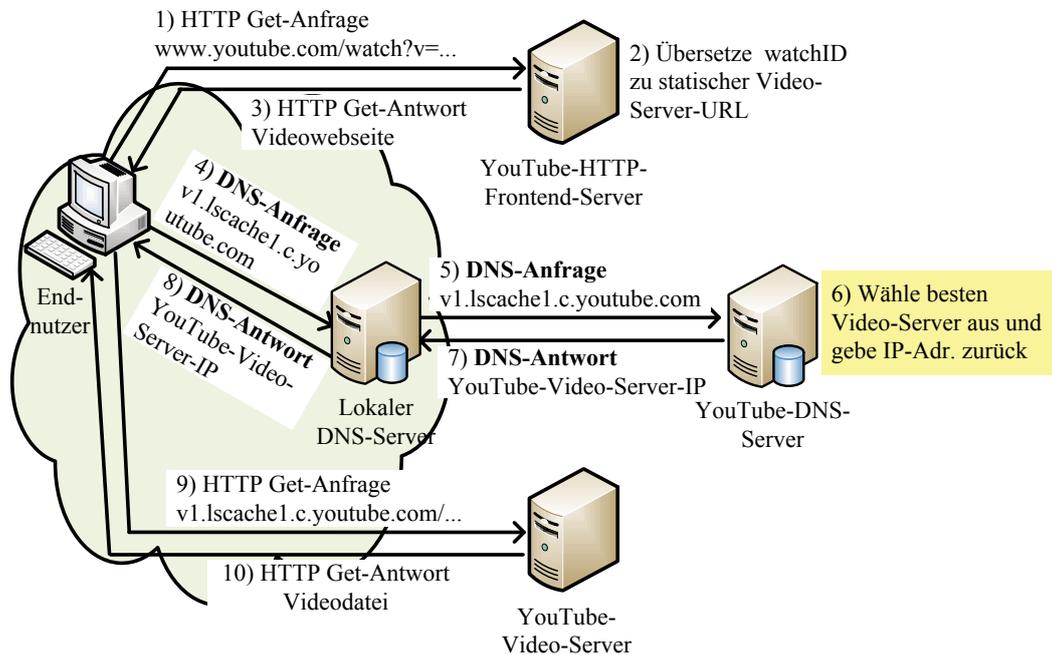


Abbildung 3.7.: Alte DNS-basierte Video-Serverauswahl von YouTube

3.5. Evolution des YouTube-Serverauswahlmechanismus

Der Serverauswahlmechanismus für die Video-Server wird von YouTube ständig weiterentwickelt. Der in Abbildung 2.10 gezeigte Auswahlmechanismus wurde aus den eigenen Messungen im Zeitraum Anfang 2013 bis Mitte 2014 abgeleitet. Frühere Artikel [2, 1, 60, 93, 123] über die YouTube-Infrastruktur und den Serverauswahlmechanismus beschreiben eine abweichende Funktionsweise und abweichende Namensräume der Video-server.

Die ersten Artikel [2, 1, 123], welche sich mit dem Serverauswahlmechanismus von YouTube beschäftigten, basieren auf zwischen 2010 und 2011 durchgeführten Messungen. Daher kann davon ausgegangen werden, dass der nachfolgend erläuterte DNS-basierte Auswahlmechanismus zwischen 2010 und 2011 zum Einsatz kam. Dieser unterteilt sich in 3 Phasen. Die ersten 2 Phasen sind in Abbildung 3.7 dargestellt. In der ersten Phase wird die Video-Webseite von dem YouTube-HTTP-Frontend-Server abgerufen (Schritte 1 bis 3 in Abbildung 3.7). Diese Webseite enthält den Videoservernamen, auf welchem das Video abgelegt ist. Dieser Videoservername gehört zu dem „lscache“-Namensraum und ist der Video-ID fest zugeordnet. Die Video-IDs sind dabei gleichmäßig über die 192 möglichen Videoservernamen des „lscache“-Namensraumes verteilt [1] und stellen damit eine statische Lastverteilung über die Video-server sicher.

In der zweiten Phase wird der „Anycast“-Servername zu einer IP-Adresse aufgelöst (Schritte 4 bis 8 in Abbildung 3.7). Diese Namensauflösung ist dynamisch und kann verschiedene Kriterien wie die Entfernung zwischen Endnutzer und Video-Server oder die Serverlast berücksichtigen. Durch die Änderung der Namensauflösung kann eine grobgranulare Lastverteilung zwischen Servern bzw. zwischen Serverstandorten erreicht werden. In Schritte 9 und 10 in Abbildung 3.7 wird sodann das Video von dem Video-Server abgerufen.

Die dritte Phase ist optional und erlaubt eine feingranulare Lastverteilung zwischen den Video-Servern bzw. zwischen den Serverstandorten. Auslöser können zwei unterschiedliche Ereignisse sein. Das erste Ereignis ist, dass das angefragte Video nicht auf dem angegebenen Video-Server liegt. Dies ist möglich, da in der ersten Phase die Zuordnung zwischen Video-IDs und Video-Serverhostnamen statisch erfolgt. Der Video-Server mit demselben „Anycast“-Namen kann somit in einem Serverstandort das Video vorhalten, aber nicht zwangsläufig in einem anderen Serverstandort. Ein weiterer Grund für ein nicht verfügbares Video auf einem Server ist, wenn es sich um ein unpopuläres („kaltes“) Video handelt. Diese sind zumeist nur auf tertiären Serverclustern abgelegt [2]. Das zweite Ereignis ist, wenn ein Video-Server ausgelastet ist und daher die Videoanfrage nicht beantworten kann. Für die dritte Phase wird ein HTTP-Weiterleitungsmechanismus angewandt. Der Video-Server antwortet in diesem Fall auf die HTTP-Anfrage in Schritt 9 in Abbildung 3.7 nicht mit der Video-Datei (Schritt 10 in Abbildung 3.7), sondern mit einer HTTP-Weiterleitung zu einem anderen Video-Server. Die Weiterleitung folgt einer strikten Hierarchie, um zu vermeiden, dass eine Anfrage endlos zwischen zwei Video-Servern weitergereicht wird. Zu diesem Zweck existieren die Namensräume der Hierarchiestufen 2 und 3. Eine Weiterleitung kann nur von Hierarchiestufe 1 in Richtung Hierarchiestufe 3 erfolgen. Die möglichen Übergänge zwischen den Namensräumen sind in Abbildung 3.8 dargestellt. Von Video-Servern aus dem „lscache“-Namensbereich kann die Videoanfrage zu Video-Servern aus jedem anderen Namensbereich übergeben werden. Das Weiterleiten direkt zu Video-Servern aus dem „cache“-Namensbereich wird hauptsächlich bei Videos angewandt, welche nicht auf dem ausgewählten Video-Server verfügbar sind [2]. Die Namensbereiche „tccache“ und „city[1-4]“ finden vorwiegend für die Lastverteilung Verwendung. In 99% der Fälle wird die Videoanfrage zu einem Video-Server im selben Serverstandort weitergegeben [2]. Um Schleifen zu vermeiden, wird bei Weiterleitungen zu „Anycast“-Namensbereichen ein Zähler erhöht und bei der Weiterleitung zu einem „Unicast“-Namensbereich wird ein Parameter übergeben, der angibt von welchem „Anycast“-Namensbereich die Anfrage stammt. Der Maximalwert des Zählers ist 4. Eine Videoanfrage mit einem höheren Zähler führt zu einer HTTP-Fehlermeldung als Antwort [1].

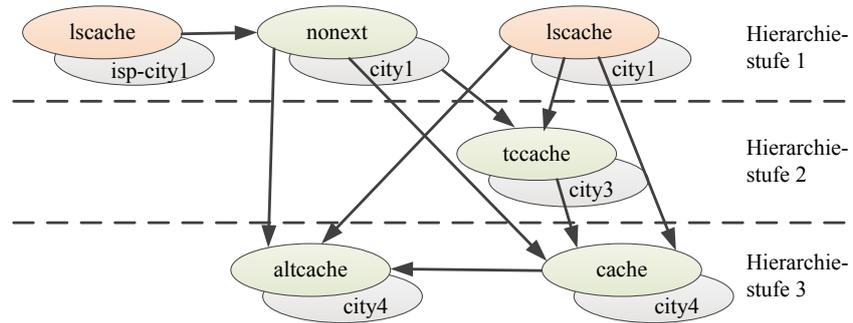


Abbildung 3.8.: Hierarchie bei HTTP-Weiterleitungen [2]

Später durchgeführte Messstudien [66, 60, 93] beschreiben die folgenden zwei Namensräume für die Video-Server:

- „o-o.preferred.city[01-15][s,g][01-20].v[1-24].lscache[1-8].c.youtube.com“ (vgl. Tabelle 3.3: „city-lscache“),
- „o-o.preferred.isp-city1.v[1-24].lscache [1-8].c.youtube.com“ (vgl. Tabelle 3.3: „isp-city-lscache“).

Diese Namensräume gehören den hybriden Namensräumen an. Die Autoren von [93] beschrieben zudem, dass sich die Servernamen in der Video-Webseite je nach ISP unterscheiden. Dies deutet darauf hin, dass bei der Verwendung der Namensräume bereits bis zu einem gewissen Grad der in Abbildung 2.10 dargestellte „URL-rewriting“-basierte Serverauswahlmechanismus zum Einsatz kommt. Da aber noch die „lscache“-Parameter mitgegeben werden, kann davon ausgegangen werden, dass diese noch für andere Mechanismen benötigt werden. Die Messungen für die Studien datieren auf September 2011 und Dezember 2012.

Der nächste Evolutionsschritt war die Einführung der Namensräume „city1“ bzw. „isp-city1“ für die Serverauswahl. Basierend auf den eigenen Messungen, die für die Erprobung des in Abschnitt 3.2 vorgestellten Messverfahrens durchgeführt wurden, kann die Einführung dieser Namensräume zeitlich auf den Dezember 2012 eingegrenzt werden. Die Umstellung schließt den Wechsel von einem DNS-basierten zu einem „URL-rewriting“-basierten Serverauswahlmechanismus ab.

Im November 2013 erfolgte eine weitere Änderung der Namensräume. Ab diesem Zeitpunkt wurde der Namensraum „city1“ durch den Namensraum „city2“ und der Namensraum „isp-city1“ durch „isp-city2“ ersetzt. Diese Änderung hatte kein Einfluss auf den Serverauswahlmechanismus, da es sich in beiden Fällen um „Unicast“-Namensräume handelt.

Der Abschnitt zeigt auf, dass sich in einem Zeitraum von über einem Jahr der Serverauswahlmechanismus im YouTube-CDN von einem DNS-basierten Mechanismus über einen Zwischenschritt zu einem „URL-rewriting“-basierten Mechanismus änderte. Aufgrund der Beschreibung können die Ergebnisse anderer Messstudien mit den Ergebnissen eigener Messstudien verglichen werden. Gleichzeitig wird deutlich, dass für YouTube ein „URL-rewriting“-basierter Mechanismus Vorteile gegenüber einem DNS-basierten Mechanismus haben muss (vgl. Abschnitt 2.2.4), da es einen hohen Aufwand bedeutet, den Serverauswahlmechanismus in einem CDN mit hunderten von Standorten zu ändern.

3.6. Messergebnisse bezüglich der YouTube-Serverauswahl

In dem Kapitel wird das YouTube-Serverauswahlverhalten anhand der eigenen europäischen und deutschen Messstudien analysiert. Das Ziel dabei ist, die Parameter zu bestimmen, die die Serverauswahl beeinflussen. Die Analyse erfolgt im Hinblick auf Änderungen des Serverauswahlverhaltens, welche Verkehrslastverschiebungen in einem ISP-Netz verursachen können. Daher ist besonders das grobgranulare zeitliche und räumliche Verhalten der Serverauswahl von Interesse.

3.6.1. Abhängigkeit von der Tageszeit

Es wird untersucht, wie sich der YouTube-Serverauswahlmechanismus innerhalb eines Tages verhält. Grundlage der Untersuchungen sind die europäischen Messkampagnen 1 bis 5. Die Verläufe des Serverauswahlverhaltens der einzelnen HTTP-Proxy-Server wurden begutachtet und gemäß ihrer zeitlichen Regularität klassifiziert. Das Serverauswahlverhalten lässt sich in zwei Kategorien einteilen:

- ein im Tagesverlauf konstantes Profil,
- ein im Tagesverlauf periodisches Profil.

Nur in wenigen Fällen wurde ein Verhalten beobachtet, welches sich keiner dieser beiden Kategorien zuordnen ließ. Um einen fairen Vergleich zu gewährleisten, wurden alle gleichen Profile innerhalb eines ISP über mehrere Messkampagnen hinweg und alle gleichen Profile aus Sicht verschiedener HTTP-Proxy-Server des gleichen ISPs jeweils als ein einziges Profil gewertet. Die Charakteristiken der zwei Profile werden im Folgenden näher erläutert.

Das im Tagesverlauf konstante Profil ist durch keine oder nur eine geringe Dynamik im Serverauswahlverhalten gekennzeichnet. Dabei werden die Videoanfragen entweder immer von demselben Serverstandort bedient oder aber konstant über mehrere Serverstandorte verteilt. Abbildung 3.9 zeigt ein Beispiel für ein im Tagesverlauf konstantes

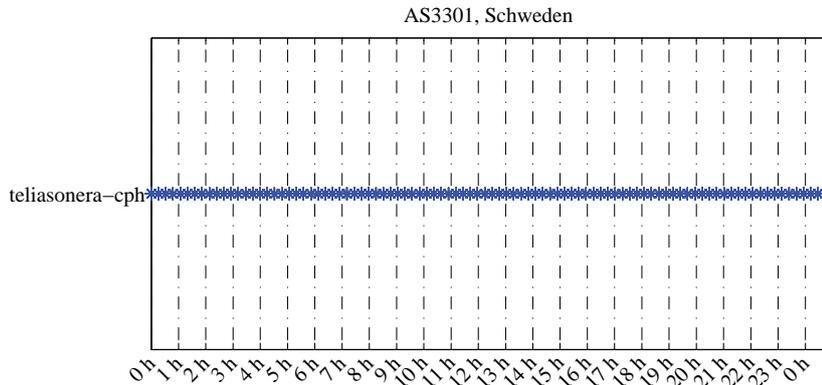


Abbildung 3.9.: Beispiel eines im Tagesverlauf konstanten Profils mit einem Serverstandort

Profil mit einem Serverstandort. Abbildung 3.10 stellt ein Beispiel für ein im Tagesverlauf konstantes Profil mit drei Serverstandorten dar. In den Abbildungen sind jeweils die Ergebnisse aller 20 Videoabfragen eines 15 Minutenintervalls (vgl. Abschnitt 3.3.1) überlagert. Tabelle 3.7 zeigt die Anzahl der Beobachtungen für beide Profil-Kategorien. Das im Tagesverlauf konstante Profil ist mit 102 Beobachtungen am häufigsten vertreten. In nur fünf Fällen wurden die Videoanfragen über mehr als einen Serverstandort verteilt. In 28 im Tagesverlauf konstanten Profilen wurden die Videoanfragen an YouTube-Serverstandorte geleitet. In den anderen 74 Fällen fand die Verwendung eines YouTube-ISP-Serverstandortes statt. Innerhalb dieser 74 Profile befanden sich in 32 Profilen die HTTP-Proxy-Server und die YouTube-ISP-Serverstandorte im selben ISP. In zehn weiteren Profilen befanden sich die Video-Server an IXP-Standorten. Mittels der Website „<http://bgp.he.net/>“ [63] wurde für die restlichen Profile geprüft, wie weit der ISP des Video-Servers und des HTTP-Proxy-Servers voneinander entfernt waren. In 19 Fällen waren beide ISPs direkt miteinander verbunden. Bei neun weiteren Profilen befand sich zwischen den zwei ISPs ein weiteres Netz. Für vier Profile die die YouTube-ISP-Serverstandorte vom Typ „google-city“ nutzten, konnte die Entfernung nicht bestimmt werden.

Aufgrund der festgestellten Nachbarschaftsbeziehungen ist zumeist anzunehmen, dass sich der Serverstandort in den Upstream-ISP der ISP mit den HTTP-Proxy-Servern befindet.

Die Kategorie im Tagesverlauf periodisches Profil bezeichnet Profile mit einem klar sichtbaren täglich gleichen Serverauswahlmuster. Sie umfasst insgesamt 62 Beobachtungen (siehe Tabelle 3.7). In 24 Fällen wurden die Videoanfragen von Video-Servern an YouTube-ISP-Standorten bedient. Dabei wurde in den meisten Fällen nachfolgendes Ser-

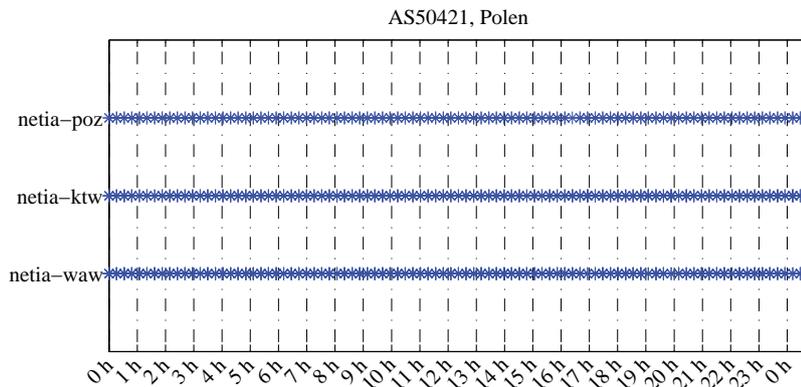


Abbildung 3.10.: Beispiel eines im Tagesverlauf konstanten Profils mit mehreren Serverstandorten

| Profilkategorie | YouTube-ISP- Standort | YouTube-Standort | Gesamt |
|----------------------------------|--------------------------|------------------|--------|
| tägl. konstantes Profil | 74 | 28 | 102 |
| tägl. periodisches Profil | 24 | 38 | 62 |
| Gesamt | 98 | 66 | 164 |

Tabelle 3.7.: Beobachtungen für beide Profil-Kategorien

verauswahlmuster beobachtet: Während der Nacht bis zum frühen Nachmittag werden alle Videoanfragen von einem Serverstandort bedient. Diese Serverstandorte werden von nun an als bevorzugte Serverstandorte bezeichnet. Da normalerweise in den Nachtstunden und am Vormittag der Verkehr in einem ISP-Netz am geringsten ist, wird diese Phase auch als Niederlastphase bezeichnet. Dem gegenüber dauert die Hochlastphase von Nachmittags bis zum späten Abend bzw. Mitternacht an. In dieser werden die Videoanfragen auf bis zu neun Standorte verteilt, wobei in manchen Profilen der bevorzugte Serverstandort nicht erscheint. Der genaue Zeitpunkt des Übergangs zwischen Nieder- und Hochlastphase kann sich je nach betrachtetem ISP unterscheiden. In lediglich zwei Profilen lag der bevorzugte YouTube-ISP-Standort im selben ISP wie der HTTP-Proxy-Server. Bei den 24 im Tagesverlauf periodischen Profilen, bei denen Videoanfragen von YouTube-ISP-Standorten bedient wurden, sind große Unterschiede in den Serverauswahlmustern während der Hochlastphase zu beobachten, wobei fünf Fälle unterschieden werden können:

- Lastverteilung zwischen dem bevorzugten YouTube-ISP-Standort und einem YouTube-Standort (12 Fälle),

- Lastverteilung zwischen dem bevorzugten YouTube-ISP-Standort und einem weiteren YouTube-ISP-Standort in einem anderen ISP (6 Fälle),
- Lastverteilung zwischen dem bevorzugten YouTube-ISP-Standort, einem YouTube-ISP-Standort in einem anderen ISP und YouTube-Standorten (1 Fall),
- Lastverteilung zwischen dem bevorzugten YouTube-ISP-Standort, weiteren YouTube-ISP-Standorten im selben ISP und YouTube-Standorten (4 Fälle),
- Lastverteilung zwischen dem bevorzugten YouTube-ISP-Standort und einem YouTube-ISP-Standort im selben ISP (1 Fall).

Der zusätzliche Einsatz von Video-Servern in anderen Standorten deutet darauf hin, dass die Video-Server in dem bevorzugten YouTube-ISP-Standort ausgelastet sind. Dass in diesem Fall zusätzlich Video-Server an YouTube-Standorten verwendet werden, ist sinnvoll, da diese für jeden ISP erreichbar sind. Die kleineren YouTube-ISP-Standorte können entlastet werden, indem die Videoanfragen zu YouTube-Standorten geleitet werden. Auch die Fälle, in denen weitere Standorte im selben ISP genutzt werden, sind einfach erklärbar. Google weist explizit darauf hin, dass in einer Konfiguration, in der mehrere Serverstandorte pro ISP vorhanden sind, YouTube-ISP-Standorte zur Überlastabwehr anderer YouTube-ISP-Standorte verwendet werden [52]. Die Profile, in denen YouTube-ISP-Standorte aus anderen ISP verwendet werden, deuten darauf hin, dass der ISP, in dem sich der HTTP-Proxy-Server befindet, mindestens zwei Upstream-ISPs besitzt. Diese Tatsache wurde für die 7 Fälle, in denen YouTube-ISP-Standorte aus anderen ISP verwendet wurden, nachgeprüft. In einem Fall war der zusätzliche YouTube-ISP-Standort an einem IXP, in einem Weiteren war der zweite YouTube-ISP-Standort in einem zweiten ISP mit einem direkten Peering und im dritten Fall gehörten die zwei Netze, in welchem sich die Video-Server befanden, zur selben Firmengruppe. Für die übrigen 4 Fälle konnte nicht bestimmt werden, in welchem Verhältnis sich der ISP mit dem HTTP-Proxy-Server und der ISP mit dem zusätzlich verwendeten YouTube-ISP-Serverstandort befindet.

Abbildung 3.11 und Abbildung 3.12 zeigen zwei charakteristische Beispiele eines im Tagesverlauf periodischen Profils. Die Abbildung 3.11 zeigt ein Beispiel eines ISPs, bei dem alle Videoanfragen zwischen 0 und 14 Uhr ausschließlich vom bevorzugten Standort Madrid (mad) aus bedient werden. Nach 14 Uhr verteilt sich die Last zwischen Madrid (mad) und Lissabon (lis). Bei anderen ISP ist eine Lastverteilung in der Hochlastphase auf bis zu neun Serverstandorte beobachtet worden. Dieser Typus eines im Tagesverlauf periodischen Profils wurde insgesamt 12-mal beobachtet. Die Abbildung 3.12 zeigt ein Beispiel für ein im Tagesverlauf periodisches Profil, in dem während der Hochlastphase der bevorzugte Serverstandort nicht genutzt wird. Dabei verteilen sich in der Hochlast-

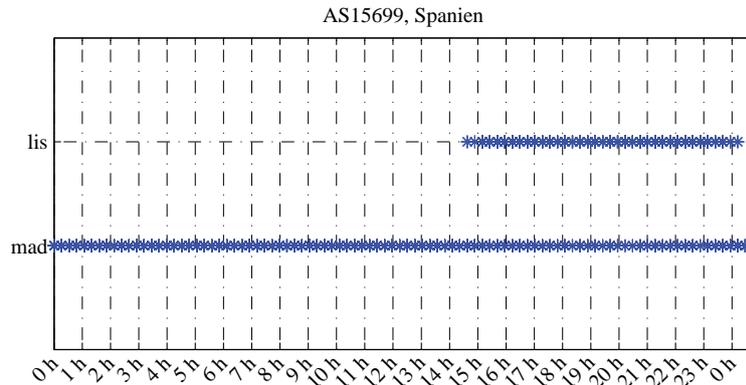


Abbildung 3.11.: Beispiel eines im Tagesverlauf periodischen Profils ohne Wegfall des bevorzugten Serverstandortes in der Hochlastphase

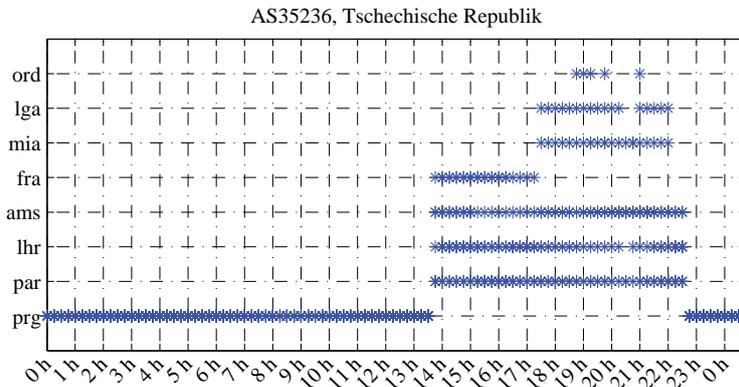


Abbildung 3.12.: Beispiel eines im Tagesverlauf periodischen Profils mit Wegfall des bevorzugten Serverstandortes in der Hochlastphase

phase die Videoanfragen auf sieben andere Serverstandorte:

- 4 europäische (Paris - par, London - lhr, Amsterdam - ams und Frankfurt - fra),
- 3 US-amerikanische (Miami - mia, New York - lga und Chicago - ord).

Die Anordnung der Serverstandorte auf der y-Achse in der Abbildung wurde in Abhängigkeit von deren Auftrittshäufigkeit (im jeweiligen Zeitbereich) vorgenommen. Der bevorzugte Serverstandort wurde am nächsten zur x-Achse aufgetragen. Bei einigen ISPs sind bis zu neun Serverstandorte während der Hochlastphase zu beobachten. Dieses Verhalten zeigt sich in mehr als der Hälfte aller im Tagesverlauf periodischen Profile. Einen Spezialfall stellt ein Profil dar, bei dem während der Hoch- und der Niederlastphase nur jeweils ein einziger, aber verschiedener Serverstandort genutzt wird.

Neben diesen 164 regelmäßigen Profilen wurden 16 Vorkommnisse aufgezeichnet, bei denen sich der Profiltypus bzw. die verwendeten Serverstandorte während des Beobach-

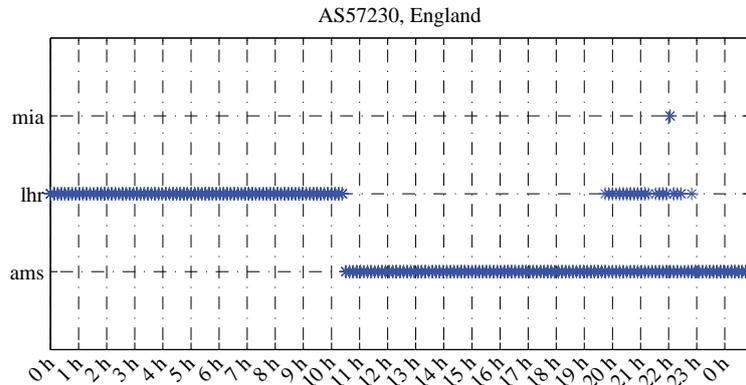


Abbildung 3.13.: Beispiel für eine Veränderung der verwendeten Serverstandorte

tungszeitraumes änderten. Sechs dieser Änderungen dauerten weniger als sechs Stunden an. Die restlichen zehn erstreckten sich über mehrere Tage. Bei nur drei beobachteten Änderungen waren YouTube-ISP-Serverstandorte involviert. Dies deutet darauf hin, dass die Serverauswahl für YouTube-ISP-Serverstandorte stabiler ist.

Drei der 16 Änderungen waren zudem in mehreren ISP sichtbar. Die Abbildung 3.13 zeigt ein Beispiel für eine Veränderung der verwendeten Serverstandorte. Mit dem Wechsel des bevorzugten Serverstandortes von London (lhr) zu Amsterdam (ams) erfolgte auch ein Wechsel des Serverauswahlprofils von einem im Tagesverlauf konstanten Profil zu einem im Tagesverlauf periodischen Profil. Die kurzzeitige Auswahl des Serverstandortes in Miami (mia) ist ein Ausreißer. Zum selben Zeitpunkt änderte sich auch das Profil in einem spanischen ISP (siehe Abbildung 3.14). Vor der Änderung wurden in der Hochlastphase die Videoanfragen zwischen Paris (par) und dem bevorzugten Serverstandort Madrid (mad) verteilt. Nach dem Wechsel wird während der Hochlastphase anstatt des Serverstandortes Paris (par) der Serverstandort London (lhr) verwendet. Im Gegensatz zum ISP in Großbritannien (Abbildung 3.13) änderten sich beim spanischen ISP (Abbildung 3.14) nur die verwendeten Serverstandorte, nicht aber das Profil. Der kurzzeitige Rückfall auf den Serverstandort Paris (par) zwischen 2 Uhr und 6 Uhr war nur unmittelbar nach der Änderung sichtbar. In den folgenden Tagen wurde ein eindeutiges im Tagesverlauf periodisches Profil mit einer Lastverteilung zwischen Madrid (mad) und London (lhr) in der Hochlastphase beobachtet.

Die Vorkommnisse, bei denen eine Änderung des Profiltypus beobachtet wurde, deuten darauf hin, dass neben den täglich unveränderten Serverauswahlmustern (im Tagesverlauf periodische und im Tagesverlauf konstante Profile) auch längerfristige Änderungen im Serverauswahlverhalten auftreten. Um diese Änderungen zu analysieren, werden Messungen über längere Zeiträume benötigt. Infolge dessen wird eine Analyse von eigenen

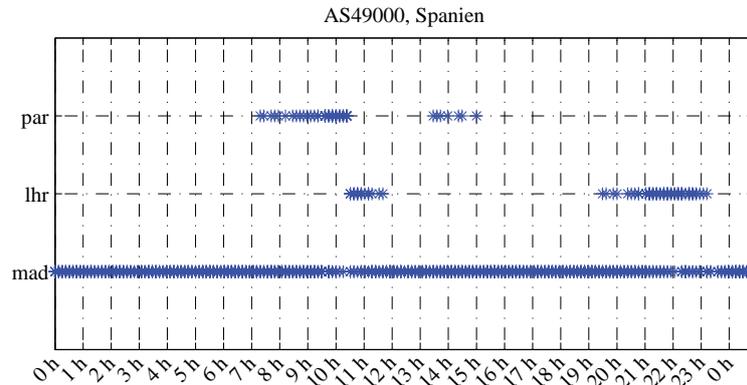


Abbildung 3.14.: Beispiel für eine Veränderung des beobachteten Profiles

Langzeitmessungen des YouTube-Serverauswahlverhaltens in Abschnitt 3.6.3 durchgeführt.

3.6.2. Abhängigkeit von der Position des Endnutzers

Die in Abschnitt 3.6.1 analysierten im Tagesverlauf periodischen und im Tagesverlauf konstanten Profile des Serverauswahlverhalten, beobachtet in verschiedenen ISP-Netzen in Europa, zeigen eine große Abhängigkeit des Profiles von dem ISP-Netz. Es muss dabei unterschieden werden, ob in dem ISP-Netz ein YouTube-ISP-Serverstandort vorhanden ist oder nicht (vgl. Anhang A.3 Tabelle A.4). Für ISPs mit einem internen YouTube-ISP-Serverstandort bzw. mit einem YouTube-ISP-Serverstandort in seinem Upstream-ISP wird für Endnutzer des ISPs auch dieser Serverstandort verwendet. Daher ist ein Kriterium für die Serverauswahl das Vorhandensein eines YouTube-ISP-Serverstandortes. Nur wenn der YouTube-ISP-Serverstandort ausgelastet ist, werden Videoanfragen an andere Serverstandorte geleitet. Wie Tabelle 3.7 zu entnehmen, war dies in 24% der Profile mit einem YouTube-ISP-Serverstandort solche täglich periodischen Profile. Daher fließt auch die Lastsituation der YouTube-ISP-Serverstandorte in die Serverauswahl mit ein.

Für die 66 Profile mit einem YouTube-Serverstandort als bevorzugten Serverstandort wurde untersucht, in welchem Land der bevorzugte Serverstandort liegt. In 43 Profilen lag der bevorzugte Serverstandort im selben Land wie der ISP des HTTP-Proxy-Servers. In 8 der 23 übrigen Profile war in dem entsprechenden Land kein YouTube-Serverstandort vorhanden. Bei den restlichen 15 Profilen lag der bevorzugte YouTube-Serverstandort in einem anderen Land, obwohl im Land des ISP ein Serverstandort vorhanden war. Der bevorzugte Serverstandort in 16 der 23 Profile war entweder Amsterdam, London oder Frankfurt. Diese sind die größten Standorte in Europa (vgl. Tabelle 3.4). In fünf weiteren Profilen war Moskau der bevorzugte Standort. Die ISPs, in denen diese Profile

beobachtet wurden, lagen in Osteuropa. Daher kann angenommen werden, dass Moskau der nächstgelegene Serverstandort ist. Bei einem Profil lag der bevorzugte Standort in Stockholm und bei einem weiteren in den USA. Dies zeigt, dass die geographische Position des Endnutzers bzw. des ISPs des Endnutzers für die Serverauswahl von Bedeutung ist. In 74% der Fälle ist, wenn ein YouTube-Serverstandort in einem Land vorhanden ist, dieser auch der bevorzugte Serverstandort. Auch die Größe des Serverstandortes hat Einfluss auf die Serverauswahl. In 70% der Fälle, in denen sich der bevorzugte YouTube-Serverstandort nicht im selben Land wie der ISP befindet, wurde einer der drei großen europäischen YouTube-Serverstandorte ausgewählt.

Für die 38 im Tagesverlauf periodischen Profile (vgl. Tabelle 3.7) wurde zusätzlich untersucht, welche YouTube-Standorte in der Hochlastphase verwendet werden. Es finden vorrangig die großen YouTube-Standorte in Europa (Frankfurt, London, Amsterdam und Paris) Verwendung. Weiterhin werden in einigen ISP YouTube-Serverstandorte in den USA genutzt. In 14 Fällen wurde die Last auch auf kleinere geographisch nahe Serverstandorte mit verteilt. Diese waren aber immer nur ein YouTube-Serverstandort unter vielen. Daraus lässt sich folgern, dass in der Hochlastphase die Größe des Serverstandortes einen größeren Einfluss hat als die geographische Nähe.

Aus der Analyse der Serverauswahlprofile geht nicht hervor, welche Parameter dafür verantwortlich sind, wann ein im Tagesverlauf periodisches oder im Tagesverlauf konstantes Profil auftritt. Beispielsweise wurde während einer Messkampagne bei einem ISP in England und einem ISP in der Ukraine ein im Tagesverlauf konstantes Profil mit dem Video-Serverstandort Frankfurt beobachtet, während in der selben Zeitspanne bei einem ISP in Deutschland und einem ISP in Weißrussland ein im Tagesverlauf periodisches Profil auftrat, bei dem Frankfurt nur der bevorzugte Serverstandort war.

Die deutsche Messstudie zeigt ein ähnliches Bild. Über alle Messproben in der Messperiode 2 wurden 70% der Videoanfragen von YouTube-Serverstandorten in Deutschland und 30% von Serverstandorten in Europa bedient. Lediglich 0,03% der Anfragen wurden von YouTube-Serverstandorten außerhalb Europas bedient. Der Serverstandort Amsterdam fand von allen europäischen Serverstandorten (exklusive der deutschen Standorte) am meisten Verwendung. Auf diesen Standort entfallen allein 97% aller Videoanfragen zu europäischen Standorten. Die Abbildung 3.15 zeigt die anteilmäßige Verteilung über alle deutschen Standorte und Amsterdam. Auffällig ist, dass allein Amsterdam und Frankfurt zusammen über 50% aller Videoanfragen bedienen.

Aus der Abbildung 3.16 ist zu erkennen, dass sich die mittlere RTT zwischen den Messproben und dem Serverstandort Amsterdam zwischen 20 ms und 31 ms bewegt. In diesem Wertebereich befindet sich auch die RTT zwischen den Messproben und den deutschen YouTube-Standorten. Zum Vergleich: Die RTT zwischen den Messproben und

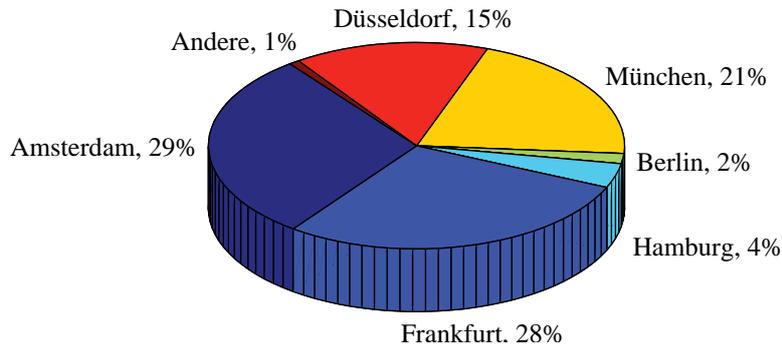


Abbildung 3.15.: Genutzte YouTube-Standorte über alle Messproben in Messperiode zwei der deutschen Messstudie

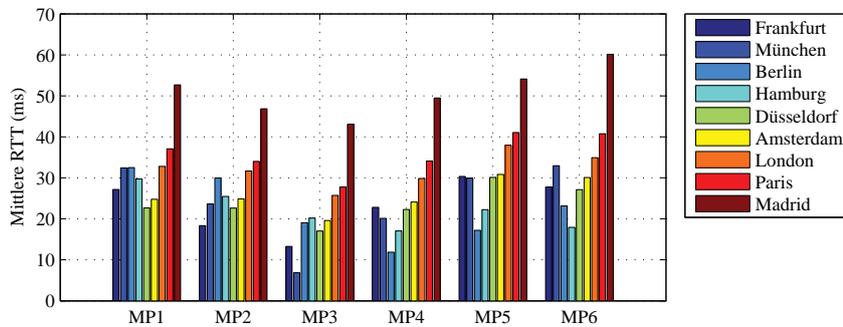


Abbildung 3.16.: Mittlere RTT zwischen den Messproben und den YouTube-Serverstandorten

anderen europäischen Serverstandorten liegt zwischen 26 ms und 38 ms für London, zwischen 28 ms und 41 ms für Paris und zwischen 43 ms und 60 ms für Madrid.

Auch innerhalb eines ISPs kann sich das Serverauswahlverhalten signifikant unterscheiden. In Abbildung 3.17 ist das Serverauswahlverhalten eines Tages für jede der sechs Messproben dargestellt. Im Vergleich zu den Abbildungen im vorangegangenen Abschnitt erlaubt diese Art der Darstellung auch eine quantitative Beurteilung des Serverauswahlverhaltens. Die y-Achse gibt an wie viele der 20 Videoanfragen innerhalb eines 15 Minutenintervalls zu einem Serverstandort geleitet wurden. Wie in Abbildung 3.17 zu erkennen, ist das Serverauswahlverhalten an jeder Messprobe anders. An den Messproben 3 und 4 ist ein im Tagesverlauf konstantes Serverauswahlverhalten mit dem YouTube-Serverstandort München respektive Amsterdam zu erkennen. Die anderen vier Messproben zeigen ein im Tagesverlauf periodisches Verhalten. Für Messprobe 1 wird in der Niederlastphase Amsterdam und in der Hochlastphase Frankfurt verwendet. Im Fall von Messprobe 2 erfolgen nur kurzzeitige Wechsel von dem bevorzugten Serverstandort in Frankfurt zu Madrid. Bei Messprobe 5 ändern sich die Serverstandorte von Hamburg

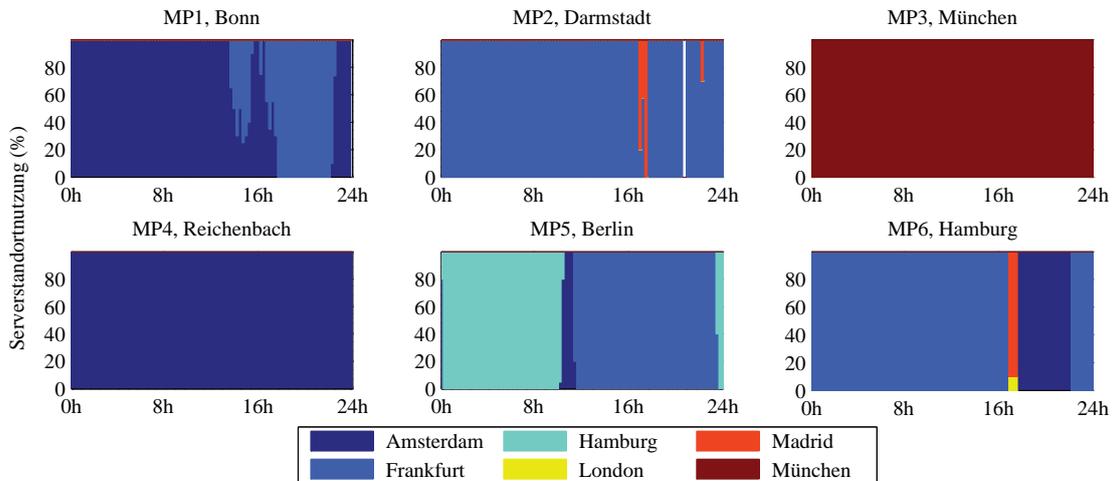


Abbildung 3.17.: Serverauswahlverhalten innerhalb eines Tages über alle sechs Messproben

über den Zwischenschritt Amsterdam zu Frankfurt in der Hochlastphase. Ein vergleichbares Verhalten, nur mit anderen Serverstandorten, kann für Messprobe 6 beobachtet werden.

Wie bereits in Abschnitt 3.3.2 erwähnt, wird einem DSL-Anschluss alle 24 Stunden eine neue IP-Adresse zugewiesen. Hierbei wurde beobachtet, dass bei vier der sechs DSL-Anschlüsse (bzw. Messproben) die neuen IP-Adressen unterschiedlichen IP-Präfixen (im Vergleich zu den alten IP-Adressen) angehörten. In Tabelle 3.8 sind alle verwendeten Präfixe aufgelistet. Die erste Spalte gibt das längste gemeinsame Präfix aus der RIPE-Datenbank an. In der zweiten Spalte wurde das längste gemeinsame Präfix anhand der IP-Adressen der DSL-Anschlüsse gebildet. Zum Beispiel wurden für Messprobe 3 über den gesamten Messzeitraum 262 verschiedene IP-Adressen aufgezeichnet. Diese 262 IP-Adressen teilen sich das längste gemeinsame Präfix 84.154.0.0/18. Zum Vergleich wurden die längsten gemeinsamen Präfixe nur über die IP-Adressen aus den Messperioden 1 oder 2 gebildet. Die daraus resultierenden Präfixe sind identisch mit denen in Tabelle 3.8. Die Präfixe aller Messproben sind nicht überlappend und deutlich unterschiedlich. Beispielsweise teilen sich die Präfixe 79.243.224/19 und 79.245.160.0/19 als längstes Präfix 79.240.0.0/13. Die Präfixe in Tabelle 3.8 werden nachfolgend als DSL-Präfixe bezeichnet. Das DSL-Präfix kann einen großen Einfluss auf das beobachtete Serverauswahlverhalten haben. Die Abbildung 3.18 zeigt zwei verschiedene Serverauswahlmuster, beobachtet an der Messprobe 1, aber für unterschiedliche DSL-Präfixe. Für das DSL-Präfix 1 wurden in der Niederlastphase die YouTube-Videoanfragen zum Serverstandort Amsterdam geleitet. Während der Hochlastphase erfolgte die Lastverteilung zwischen Amsterdam und

| Präfix nach RIPE | Längstes Präfix | Messprobe |
|------------------|-----------------|-------------------|
| 79.192.0.0/10 | 79.201.224.0/19 | MP 6, Hamburg |
| | 79.211.192.0/18 | MP 4, Reichenbach |
| | 79.243.224.0/19 | MP 2, Darmstadt |
| | 79.245.160.0/19 | MP 5, Berlin |
| 84.128.0.0/10 | 84.154.0.0/18 | MP 3, München |
| | 84.159.192.0/19 | MP 5, Berlin |
| 87.128.0.0/10 | 87.149.64.0/20 | MP 5, Berlin |
| | 87.165.96.0/19 | MP 1, Bonn |
| 91.0.0.0/10 | 91.11.64.0/20 | MP 4, Reichenbach |
| 93.192.0.0/10 | 93.232.192.0/18 | MP 1, Bonn |
| 217.80.0.0/12 | 217.87.224.0/20 | MP 6, Hamburg |

Tabelle 3.8.: Liste aller Präfixe der Messproben

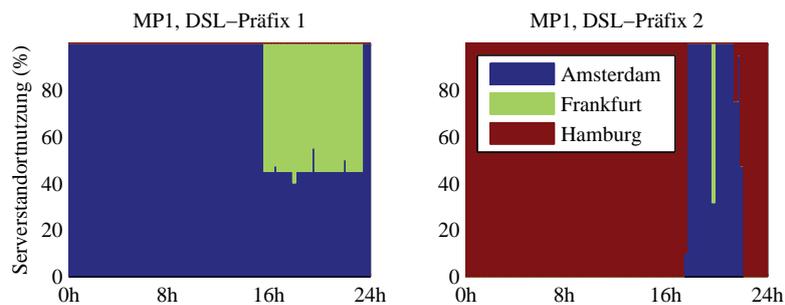


Abbildung 3.18.: Vergleich von zwei verschiedenen Serverauswahlverhalten für zwei verschiedene DSL-Präfixe (gemessen an einer Messprobe)

Frankfurt. Im Gegensatz dazu ist für DSL-Präfix 2 in der Niederlastphase der (bevorzugte) Serverstandort Hamburg, während in der Hochlastphase die Videoanfragen zu den Serverstandorten Amsterdam und Frankfurt geleitet wurden.

Oftmals wird davon ausgegangen, dass die geografische Position eines Endnutzers (DSL-Anschluss) mit dem Präfix seiner IP-Adresse korreliert, da angenommen wird, dass sich Endnutzer mit demselben zugewiesenen IP-Präfix in geografischer Nähe zueinander befinden. Es kann aber vorkommen (wie in der deutschen Messstudie beobachtet wurde), dass ein DSL-Anschluss IP-Adressen aus unterschiedlichen IP-Präfixen erhält. Somit ist obige Annahme nicht immer richtig. Da YouTube bei der Serverauswahl die IP-Adresse des Endnutzers verwendet („URL-rewriting“-basierter Mechanismus), ist es zweckmäßig, die Messdaten nicht anhand des Messprobenstandorts, sondern anhand des IP-Präfixes zu sortieren und getrennt zu analysieren [137].

3.6.3. Langzeitverhalten der Serverauswahl

3.6.3.1. Abhängigkeit von dem Serverauswahlpräfix

Um Aussagen über das Langzeitverhalten der Serverauswahl treffen zu können, ist es notwendig, die Präfixabhängigkeit im Detail zu studieren. Für die Messungen in der zweiten Messperiode stehen, mit Ausnahme von Messprobe 1, die Ergebnisse der „redirector.c.youtube.com/report_mapping“-Abfragen zur Verfügung (vgl. Abschnitt 3.2). Das Ergebnis einer solchen Abfrage hat folgendes Format:

134.109.4.54 => ham02s08 (134.109.0.0/16)

Für eine IP-Adresse werden zwei Informationen zurückgegeben: Zum einen die ID eines Serverclusters und zum anderen das Präfix des Endnutzers, auf dem die Auswahl des Serverclusters basiert. Dieses Präfix wird nachfolgend als Serverauswahlpräfix bezeichnet. Es ändert sich über die Zeit. Eine Ursache für eine Änderung ist die Zuweisung einer neuen IP-Adresse aus einem anderen DSL-Präfix. Sie findet dementsprechend zum selben Zeitpunkt wie die Änderung der IP-Adresse statt. Neben diesen Änderungen wurden noch bis zu sieben weitere Serverauswahlpräfix-Veränderungen aufgezeichnet, welche nicht durch die Änderung der IP-Adresse erklärt werden können. Daher muss deren Ursache in einem YouTube-internen Mechanismus liegen. Diese Anpassungen beeinflussen die Präfixlänge der Serverauswahlpräfixe. Beispielsweise änderte sich das Serverauswahlpräfix für das DSL-Präfix 84.154.0.0/18 der Messprobe 3 innerhalb der zweiten Messperiode wie folgt: 84.152.0.0/14 -> 84.128.0.0/11 -> 84.152.0.0/13 -> 84.152.0.0/14 -> 84.154.0.0/19. Somit wird kontinuierlich die Anzahl der IP-Adressen angepasst, für welche die Serverauswahl identisch ist. Es änderte sich zur selben Zeit immer an mindestens zwei Messproben die Länge des Serverauswahlpräfixes. Sieben Zeitpunkte konnten identifiziert werden, an denen sich die Präfixlänge änderte. Diese sind in Tabelle 3.9 aufgelistet. Bei Messproben mit IP-Adressen aus mehreren DSL-Präfixen wurde dabei nur ein Wechsel berücksichtigt, wenn sich die Länge des im Moment verwendeten DSL-Präfixes änderte. Davon waren die Messproben 5 und 6 betroffen, dem DSL-Anschluss von Messprobe 4 wurden während der zweiten Messperiode nur IP-Adressen aus dem DSL-Präfix 79.211.192.0/18 zugewiesen. Aus Tabelle 3.9 wird deutlich, dass eine Änderung zwar immer an mehreren Messproben stattfand, aber Abhängigkeiten zwischen den Messproben sind nicht sichtbar. Um eventuelle Abhängigkeiten zu erkennen, werden Messdaten über mehr Messproben benötigt. In Anhang A.4, Tabelle A.5 sind alle DSL-Präfixe mit allen Änderungen der Serverauswahlpräfixe aufgeführt.

Für zwei DSL-Präfix-Paare (von jeweils unterschiedlichen Messproben) war während der zweiten Messperiode das Serverauswahlpräfix zeitweise identisch. Für die DSL-Präfi-

3.6. Messergebnisse bezüglich der YouTube-Serverauswahl

| | MP 2 | MP 3 | MP 4 | MP 5 | MP 6 |
|-------------------|------|------|------|------|------|
| 13.03.2014, 02:52 | - | x | x | x | x |
| 19.03.2014, 17:37 | x | x | x | x | x |
| 27.03.2014, 00:28 | - | x | x | x | - |
| 01.04.2014, 22:13 | - | - | - | x | x |
| 10.04.2014, 00:43 | x | - | x | - | x |
| 16.04.2014, 15:28 | x | - | x | - | x |
| 30.04.2014, 03:13 | x | x | x | x | x |

Tabelle 3.9.: Zeitpunkte der Präfixlängenänderungen der Serverauswahlpräfixe über alle Messproben

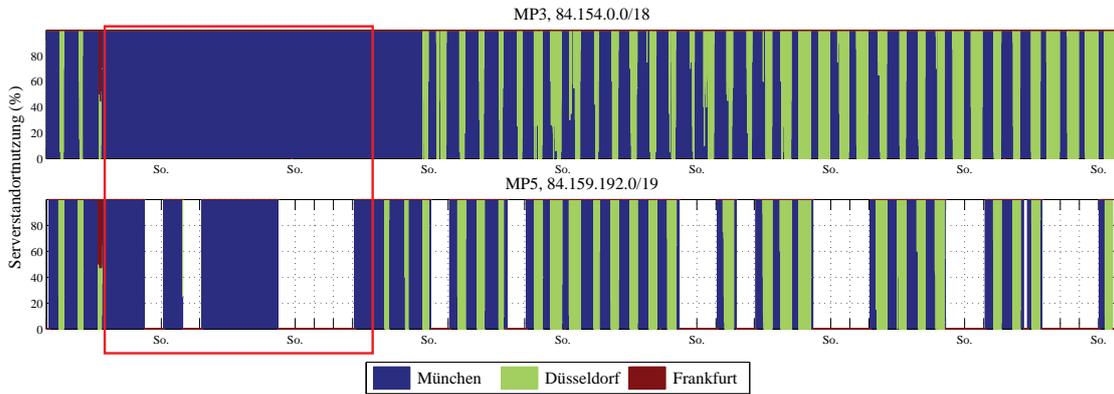


Abbildung 3.19.: Serverauswahlverhalten für die zwei DSL-Präfixe 84.154.0.0/18 und 84.159.192.0/19 in Messperiode zwei

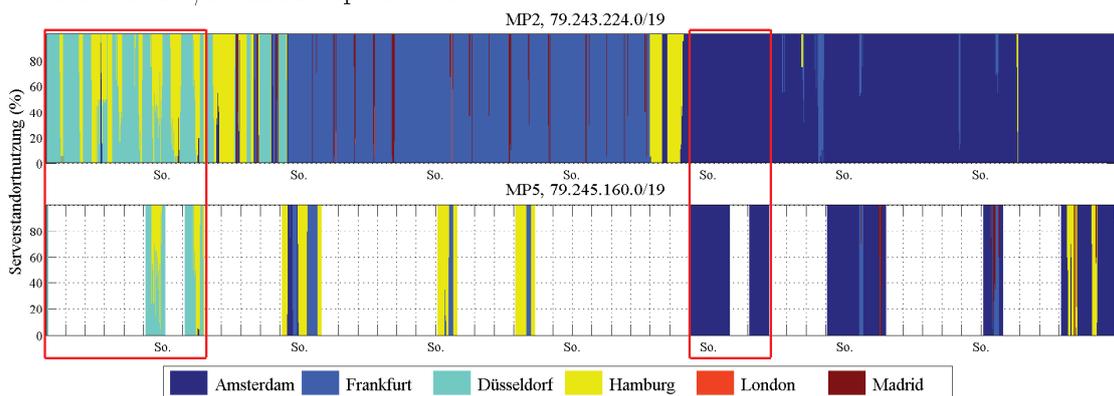


Abbildung 3.20.: Serverauswahlverhalten für die zwei DSL-Präfixe 79.243.224.0/19 und 79.245.160.0/19 in Messperiode zwei

xe 84.154.0.0/18 und 84.159.192.0/19 wurden für insgesamt acht Tage innerhalb der achtwöchigen Messperiode gleiche Serverauswahlpräfixe (84.128.0.0/11 und 84.152.0.0/13) verwendet (vgl. Anhang A.4, Tabelle A.5). Das Serverauswahlverhalten der zwei DSL-Präfixe innerhalb Messperiode 2 ist in Abbildung 3.19 dargestellt. Für die weißen Bereiche im Serverauswahlverhalten von 84.159.192.0/19 waren keine Messdaten verfügbar, da an diesen Tagen dem DSL-Anschluss von Messprobe 5 eine IP-Adresse aus einem anderen DSL-Präfix zugewiesen wurde. Der Zeitraum, in dem die Serverauswahlpräfixe identisch waren, ist in der Abbildung rot markiert. Auch außerhalb des roten Bereichs ist das Serverauswahlverhalten der zwei DSL-Präfixe ähnlich. Das wird besonders bei der Unstetigkeit kurz vor dem roten Bereich ersichtlich. Dort wurde für beide DSL-Präfixe neben dem Serverstandort Düsseldorf auch der Serverstandort Frankfurt während der Hochlastphase verwendet. Die einzige Differenz im Serverauswahlverhalten tritt direkt nach dem roten Bereich auf. Für Messprobe 3 ist für zwei weitere Tage ein konstanter Tagesverlauf sichtbar, während für Messprobe 5 das Verhalten bereits zu einem im Tagesverlauf periodischem Profil wechselte. Bei dem zweiten Paar (79.243.224.0/19 und 79.245.160.0/19) wurde an fünf Tagen das Serverauswahlpräfix 79.240.0.0/12 verwendet (vgl. Anhang A.4, Tabelle A.5). Das Serverauswahlverhalten dieser zwei DSL-Präfixe innerhalb der Messperiode 2 ist in Abbildung 3.20 dargestellt. Die zwei Zeiträume mit identischem Serverauswahlpräfix sind rot markiert. In den übrigen Zeiträumen unterscheidet sich das Serverauswahlverhalten deutlich.

3.6.3.2. Langzeitstabilität der Serverauswahl

Im Folgenden soll untersucht werden, wie stabil das Serverauswahlverhalten von YouTube über einen Zeitraum von acht Wochen ist. Da die Auswirkungen von Änderungen in der Serverauswahl während der Hauptverkehrsstunde für einen ISP am größten sind, ist das Hauptkriterium für die Stabilität des Serverauswahlverhaltens, die Auswahl der Serverstandorte in der Hauptverkehrsstunde. Basierend auf der Studie [108] wurde die Hauptverkehrsstunde (HVS) als die Stunde zwischen 20:30 Uhr und 21:30 Uhr festgelegt. Zu einem beliebigen Zeitpunkt wird ein DSL-Präfix immer nur von einer Untermenge der möglichen Serverstandorte versorgt. Jedes Element (Serverstandort) dieser Untermenge liefert einen bestimmten Anteil der angefragten Videos aus. Wenn sich der Anteil eines einzelnen Elementes um mehr als 25% in der Hauptverkehrsstunde an zwei aufeinanderfolgenden Tagen ändert, wird dies als eine Änderung des beobachteten Serverauswahlprofils definiert.

Abbildung 3.21 zeigt das Histogramm der aufeinanderfolgenden Tage mit stabilem Serverauswahlprofil in Messperiode 1. Für die Messproben 1 und 4 wird jeweils nur das

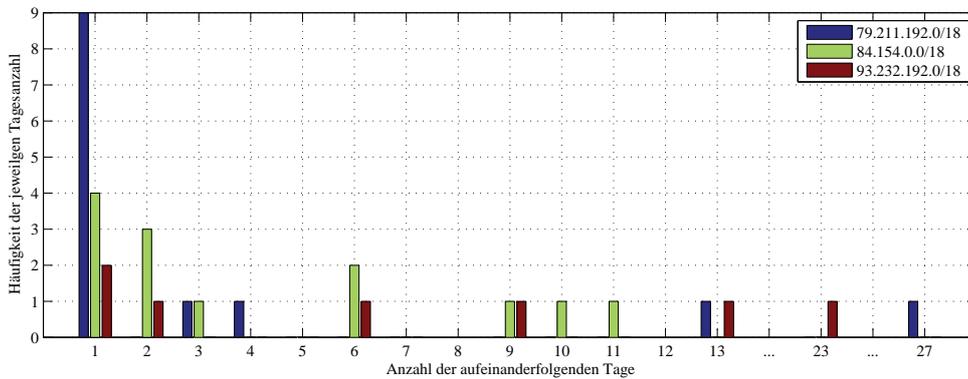


Abbildung 3.21.: Histogramm der aufeinanderfolgenden Tage in denen das Serverauswahlverhalten für DSL-Präfix 79.211.192.0/18, 84.154.0.0/18 und 93.232.192.0/18 in Messperiode 1 konstant blieb

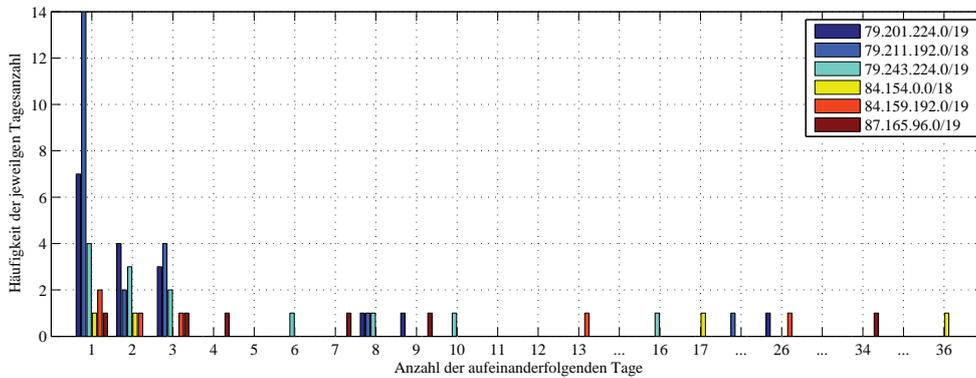


Abbildung 3.22.: Histogramm der aufeinanderfolgenden Tage in denen das Serverauswahlverhalten für DSL-Präfix 79.201.224.0/19, 79.211.192.0/18, 79.243.224.0/19, 84.154.0.0/18, 84.159.192.0/19 und 87.165.96.0/19 in Messperiode 2 konstant blieb

Serverauswahlverhalten des dominanten DSL-Präfixes untersucht. Anhang A.4, Abbildung A.1 zeigt den zeitlichen Verlauf des Serverauswahlverhaltens, auf denen das Histogramm basiert. Da die Messdaten anhand des DSL-Präfixes separiert wurden, ergeben sich Tage an denen das Serverauswahlverhalten für ein DSL-Präfix unbekannt ist. Bei Lücken von mehr als zwei Tagen wurde die Zählung unterbrochen und von vorn begonnen, sobald wieder Messdaten vorhanden waren. Wie in Abbildung 3.21 zu erkennen, kann das Serverauswahlverhalten bis zu 27 Tage konstant bleiben, aber sich auch täglich ändern.

Beispielsweise hat das DSL-Präfix 79.211.192.0/18 die längste stabile Periode sowie die meisten Tage, an denen das Serverauswahlverhalten nur für einen Tag stabil war. Damit zeigt es das unstetigste Verhalten. Für Messperiode 2 ist das Histogramm der

aufeinanderfolgenden Tage, in denen das Serverauswahlprofil stabil blieb, in Abbildung 3.22 dargestellt. Der zeitliche Verlauf des Serverauswahlverhaltens für die Messproben in Messperiode 2 ist in Anhang A.4, Abbildungen A.2 und A.3 dargestellt. Die Beobachtungen sind ähnlich wie für die Abbildung 3.21. Es fällt jedoch auf, dass besonders für DSL-Präfixe aus dem Präfix 79.192.0.0/10 der Anteil von Tagen, an denen das Serverauswahlverhalten nur für einen kurzen Zeitraum konstant blieb, hoch ist.

Die Zeitpunkte, an denen sich das Serverauswahlverhalten der DSL-Präfixe ändert, weisen nur eine geringe Korrelation auf. Beispielsweise existieren in Messperiode 2 41 Zeitpunkte, in denen sich mindestens für ein DSL-Präfix das Serverauswahlverhalten änderte. Gleichzeitig änderte sich aber immer nur eine Teilmenge der DSL-Präfixe:

- Vier DSL-Präfixe gleichzeitig: 2 Zeitpunkte
- Drei DSL-Präfixe gleichzeitig: 10 Zeitpunkte
- Zwei DSL-Präfixe gleichzeitig: 12 Zeitpunkte
- Ein DSL-Präfix: 17 Zeitpunkte

Nur eine geringe Korrelation ist auch zwischen dem Wechsel des Serverauswahlverhaltens und einer Änderung des Serverauswahlpräfixes, wie zu Beginn dieses Kapitels beschrieben, vorhanden.

3.6.3.3. Serverstandortnutzung in der Hauptverkehrsstunde und der verkehrsschwächsten Stunde

Tabelle 3.10 zeigt die Häufigkeit der Verwendung eines Serverauswahlstandortes in der Hauptverkehrsstunde und der verkehrsschwächsten Stunde (VSS) in der ersten Messperiode. Basierend auf der Studie [108] wird als verkehrsschwächste Stunde die Stunde zwischen 5 und 6 Uhr morgens angenommen. Tabelle 3.11 zeigt die gleichen Informationen für die zweite Messperiode. Zusätzlich wird in der zweiten Spalte die Anzahl der Servercluster-IDs pro Serverstandort angegeben (vgl. Tabelle 3.4). Die Werte in den Spalten der Tabellen können über 100% ergeben, da in einer Hauptverkehrsstunde bzw. in einer verkehrsschwächsten Stunde mehrere Serverstandorte gleichzeitig verwendet werden können. Neben den dominanten DSL-Präfixen der Messproben in den jeweiligen Messperioden wurde für Messprobe 1 zusätzlich das zweite DSL-Präfix berücksichtigt, da das dominante DSL-Präfix zwischen den Messperioden 1 und 2 wechselt. Für Messprobe 5 wurde zusätzlich das DSL-Präfix 79.245.160.0/19 berücksichtigt. Die Tabellen zeigen, dass in der Hauptverkehrsstunde zwischen einem und vier Serverstandorten Anteile von über 10% haben. Davon sind jeweils ein bzw. zwei Standorte dominant. Für DSL-Präfixe

3.6. Messergebnisse bezüglich der YouTube-Serverauswahl

| | # Cl. ID | 79.211.192.0/18 | | 84.154.0.0/18 | | 87.165.96.0/19 | | 93.232.192.0/18 | |
|-----------|----------|-----------------|------------|---------------|------------|----------------|------------|-----------------|-------------|
| | | VSS | HVS | VSS | HVS | VSS | HVS | VSS | HVS |
| Frankfurt | 62 | 81% | 94% | 2% | 45% | 0% | 14% | 0% | 17% |
| London | 62 | 0% | 2% | 0% | 0% | 0% | 29% | 0% | 2% |
| Amsterdam | 40 | 0% | 17% | 0% | 2% | 14% | 21% | 100% | 100% |
| Paris | 30 | 0% | 2% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Madrid | 16 | 0% | 9% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Berlin | 8 | 0% | 0% | 0% | 4% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Hamburg | 8 | 0% | 4% | 0% | 0% | 100% | 79% | 0% | 0% |
| München | 8 | 19% | 0% | 98% | 58% | 0% | 0% | 0% | 0% |

Tabelle 3.10.: Relative Nutzung der Serverstandorte pro DSL-Präfix für die Hauptverkehrsstunde (HVS) und die verkehrsschwächste Stunde (VSS) in Messperiode 1

| | # Cl. ID | 79.201.224.0/19 | | 79.211.192.0/18 | | 79.243.224.0/19 | | 79.245.160.0/19 | |
|------------|----------|-----------------|------------|-----------------|------------|-----------------|------------|-----------------|------------|
| | | VSS | HVS | VSS | HVS | VSS | HVS | VSS | HVS |
| Frankfurt | 62 | 69% | 88% | 0% | 46% | 33% | 53% | 0% | 59% |
| London | 62 | 0% | 15% | 0% | 5% | 0% | 2% | 0% | 0% |
| New York | 46 | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Amsterdam | 40 | 0% | 21% | 88% | 71% | 40% | 51% | 63% | 41% |
| Paris | 30 | 0% | 2% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Miami | 26 | 0% | 2% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Madrid | 16 | 0% | 13% | 0% | 13% | 0% | 16% | 0% | 18% |
| Berlin | 8 | 13% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Hamburg | 8 | 0% | 0% | 0% | 9% | 11% | 18% | 25% | 24% |
| München | 8 | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Düsseldorf | 2 | 21% | 2% | 14% | 0% | 18% | 7% | 13% | 6% |

| | # Cl. ID | 84.154.0.0/18 | | 84.159.192.0/19 | | 87.165.96.0/19 | | 93.232.192.0/18 | |
|------------|----------|---------------|------------|-----------------|------------|----------------|-------------|-----------------|------------|
| | | VSS | HVS | VSS | HVS | VSS | HVS | VSS | HVS |
| Frankfurt | 62 | 0% | 2% | 0% | 3% | 88% | 100% | 0% | 43% |
| London | 62 | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 3% | 0% | 5% |
| New York | 46 | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 3% | 0% | 0% |
| Amsterdam | 40 | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 3% | 76% | 76% |
| Paris | 30 | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Miami | 26 | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Madrid | 16 | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Berlin | 8 | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Hamburg | 8 | 0% | 0% | 0% | 0% | 6% | 0% | 0% | 0% |
| München | 8 | 100% | 36% | 100% | 22% | 0% | 0% | 0% | 0% |
| Düsseldorf | 2 | 0% | 71% | 0% | 78% | 6% | 0% | 29% | 5% |

Tabelle 3.11.: Relative Nutzung der Serverstandorte pro DSL-Präfix für die Hauptverkehrsstunde (HVS) und die verkehrsschwächste Stunde (VSS) in Messperiode 2

mit mehr als zwei Serverstandorte mit einem Anteil von über 10% ergeben die kumulierten Anteile in der Hauptverkehrsstunde deutlich mehr als 100%. Daher werden für diese DSL-Präfixe verstärkt mehrere Serverstandorte in der Hauptverkehrsstunde verwendet. In den Abbildungen A.1, A.2 und A.3 im Anhang A.4 ist für diese DSL-Präfixe ersichtlich, dass die Serverstandorte mit einem Anteil von ca. 10% nur als kurzzeitige Spitzen auftauchen.

Des Weiteren zeigen die Tabellen 3.10 und 3.11, dass eine Abhängigkeit zwischen der Größe eines Serverstandortes und dessen Nutzung in der Hauptverkehrsstunde besteht. In der Hauptverkehrsstunde ist verglichen zur verkehrsschwächsten Stunde die Wahrscheinlichkeit höher, dass Videoanfragen zu größeren Serverstandorten geleitet werden. Eine Ausnahme stellt dabei der Serverstandort Düsseldorf dar. Für die zwei DSL-Präfixe 84.154.0.0/18 und 84.159.192.0/19 steigt dessen Nutzung von 0% in der verkehrsschwächsten Stunde auf über 70% in der Hauptverkehrsstunde. Dies liegt darin begründet, dass der Serverstandort Düsseldorf ein dedizierter YouTube-ISP-Serverstandort ist und daher nur den ISP versorgt. In der Hauptverkehrsstunde werden die Videoanfragen über mehrere Serverstandorte verteilt, während in der verkehrsschwächsten Stunde fast ausschließlich die Videoanfragen an einen Serverstandort geleitet werden. Dies deckt sich mit dem in Abschnitt 3.6.1 beschriebenen Verhalten der Serverauswahlprofile.

Für die zwei DSL-Präfix-Paare mit einem zeitweise identischen Serverauswahlpräfix, sind die Aussagen aus den Tabellen mit den auf den Abbildungen 3.19 und 3.20 basierenden Feststellungen identisch. Das Paar 84.154.0.0/18 und 84.159.192.0 /19 weist auch in Tabelle 3.11 annähernd identische Werte auf. Im Vergleich dazu unterscheiden sich die Werte des DSL-Präfix-Paares 79.243.224.0/19 und 79.245.160.0 /19 besonders in der verkehrsschwächsten Stunde deutlich voneinander.

Da alle in Tabelle 3.10 gezeigten DSL-Präfixe aus Messperiode 1 auch in Messperiode 2 vorhanden waren, kann für diese vier DSL-Präfixe untersucht werden, wie sich das Serverauswahlverhalten zwischen den Messperioden verändert hat. Für das DSL-Präfix 79.211.192.0/18 blieben die dominanten Serverstandorte (Frankfurt und Amsterdam) gleich. Dennoch verschob sich die anteilige Nutzung zwischen den Serverstandorten. Beispielsweise wurde in der verkehrsschwächsten Stunde der Anteil von dem Serverstandort München durch den Serverstandort Düsseldorf ersetzt. Im Fall von 84.154.0.0/18 änderte sich ein dominanter Serverstandort in der Hauptverkehrsstunde von Frankfurt nach Düsseldorf. Für das DSL-Präfix 87.165.96.0/19 änderte sich das Serverauswahlverhalten deutlich. Der vormals dominante Serverstandort Hamburg wurde in Messperiode 2 nur noch sporadisch genutzt. Der dominante Serverstandort in Messperiode 2 ist Frankfurt. Des Weiteren verteilten sich die Serveranfragen während der Hauptverkehrsstunde in Messperiode 2 weniger. Sie wurden fast ausschließlich zu dem Serverstandort Frank-

furt geleitet. Im Fall von 93.232.192.0/18 blieben die dominanten Serverstandorte in der Hauptverkehrsstunde gleich, aber es verschob sich deren anteilige Nutzung. In der verkehrsschwächsten Stunde wurden jedoch in Messperiode 2 29% der Anfragen an den Serverstandort Düsseldorf geleitet.

3.6.3.4. Auswirkungen der Serverauswahl auf die RTT

Im letzten Teil dieses Kapitels wird untersucht, wie sich die Auswahl der Serverstandorte auf die Verzögerung (RTT) zwischen den Messproben und den Serverstandorten auswirkt. In Abbildung 3.23 sind die Verteilungen der RTT-Werte aller DSL-Präfixe aus den Tabellen 3.10 und 3.11 für die Hauptverkehrsstunde und die verkehrsschwächste Stunde innerhalb der Messperiode 1 und 2 dargestellt. In Anhang A.4 sind diese RTT-Verteilungen nochmals nach Serverstandorten aufgeschlüsselt (Abbildung A.4 bis Abbildung A.15). Eine generelle Beobachtung für alle DSL-Präfixe ist, dass sich die Verteilungen in der Hauptverkehrsstunde zu höheren Werten hin verschieben. Diese Verschiebungen werden hauptsächlich durch drei Effekte verursacht:

1. Auswahl von weiter entfernten Serverstandorten,
2. Auswahl von Serverclustern mit IP-Adressen aus AS43515,
3. Verzögerungen im Transportnetz (z. B. durch Paketpufferung in den Routern).

Die Auswahl von weiter entfernten Serverstandorten verursacht in allen Verteilungen eine Erhöhung der RTT-Werte während der Hauptverkehrsstunde. Beispielsweise fällt für das DSL-Präfix 93.232.192.0/18 in Messperiode 2 die Spitze bei 19 ms (sichtbar in der verkehrsschwächsten Stunde) in der Hauptverkehrsstunde weg und es erscheint eine Spitze bei 27 ms. Diese Verschiebung wird durch die Verwendung des Serverstandortes Frankfurt anstatt des Standortes Düsseldorf verursacht. In der RTT-Verteilung für das DSL-Präfix 79.211.192.0./18 in der Messperiode 2 ist auch ein gegenteiliger Effekt sichtbar. Die RTT-Werte in der Hauptverkehrsstunde verschieben sich hin zu niedrigeren RTT-Werten (15-19 ms). Dies lässt sich auf die Nutzung des Serverstandortes Hamburg zurückführen (vgl. Anhang A.4, Abbildung A.5). Eine Verschiebung zu anderen Serverstandorten hat aber nicht immer eine erkennbare Auswirkung in der RTT-Verteilung zur Folge. Für DSL-Präfix 79.245.160.0/19 wird beispielsweise neben dem Serverstandort Amsterdam in 59% der Hauptverkehrsstunden der Serverstandort Frankfurt mit verwendet. Da aber für den Standort dieses DSL-Präfixes die RTT-Werte zu Frankfurt und Amsterdam nahezu identisch sind, ist diese Verschiebung nicht in den RTT-Verteilungen sichtbar.

3. Messstudien zur Analyse der YouTube-Serverauswahl

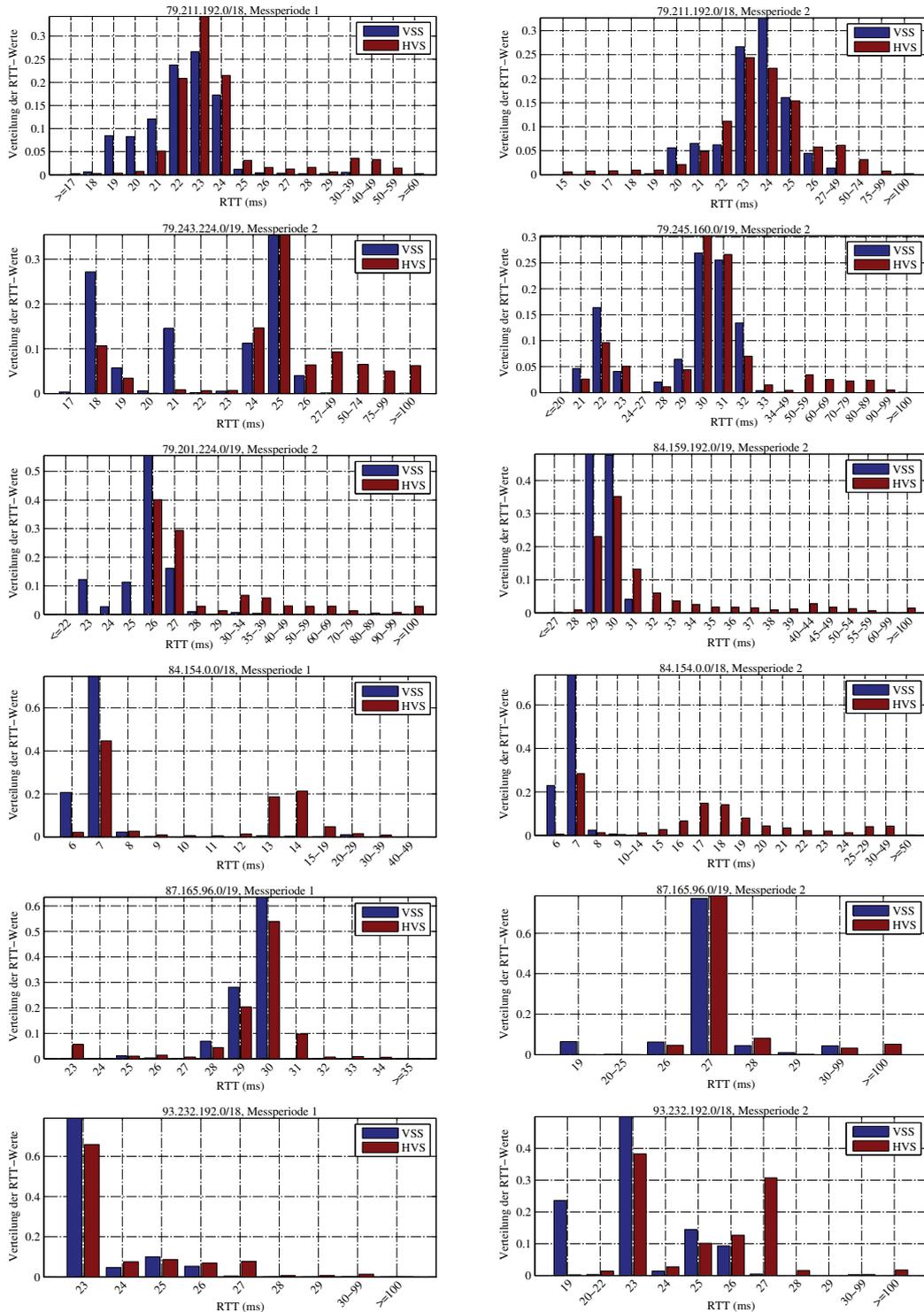


Abbildung 3.23.: Verteilungen der RTT-Werte der DSL-Präfixe in der Hauptverkehrsstunde (HVS) und der verkehrsschwächsten Stunde (VSS) für beide Messperioden

Die Erhöhung der RTT durch Verzögerungen im Transportnetz hat im Vergleich zu der Erhöhung der RTT durch Auswahl weiter entfernter Serverstandorte nur eine Auswirkung von einer bis zwei Millisekunden. Beispielsweise verschiebt sich bei dem DSL-Präfix 79.211.192.0/18 in der ersten Messperiode die Verteilung der RTT-Werte zum Serverstandort Frankfurt in der Hauptverkehrsstunde hin zu 23/24 ms, verglichen zu 22/23 ms in der verkehrsschwächsten Stunde (vgl. Anhang A.4, Abbildung A.4). Generell sind die RTT-Werte zwischen einem Serverstandort und den Standorten der DSL-Präfixe in einem schmalen Wertebereich von 2-4 ms zu finden. Ausnahmen bilden nur der Serverstandort Düsseldorf und die Servercluster mit IP-Adressen aus AS43515. Für das DSL-Präfix 84.154.0.0/18 in Messperiode 2 erstreckt sich die Verteilung der RTT-Werte zum Serverstandort Düsseldorf über den Bereich von 15 bis über 100 ms.

Servercluster mit IP-Adressen aus AS43515 sind in sechs der zwölf Verteilungen vorhanden. Die Auswirkungen sind gering, da nur ein geringer Anteil der Videoanfragen zu diesen Serverclustern geleitet wird. Wenn sie einen höheren Anteil ausmachen, können sie aber einen signifikanten Einfluss auf die RTT-Verteilung haben. Für das DSL-Präfix 79.243.224.0/19 sind ein Großteil der RTT-Werte zwischen 27 und über 100 ms auf die Verwendung von Serverclustern am Standort Frankfurt mit IP-Adressen aus AS43515 zurückzuführen. Diese machen für das DSL-Präfix ca. 20% aller RTT-Werte in der Hauptverkehrsstunde aus.

Wie aus Tabelle 3.11 ersichtlich, ist das Serverauswahlverhalten für die DSL-Präfixe 84.154.0.0/18 und 84.159.192.0/19 in der Messperiode 2 nahezu identisch. Dies hat aber nicht zur Folge, dass die RTT-Verteilungen identisch sind. Für 84.154.0.0/18 besteht die RTT-Verteilung in der Hauptverkehrsstunde aus einer Spitze bei 7 ms (verursacht durch den Serverstandort München) und einer gespreizten Verteilung der RTT-Werte zwischen 15 ms bis über 100 ms (verursacht durch den Serverstandort Düsseldorf). Im Falle des DSL-Präfixes 84.159.192.0/19 hingegen überlagern sich diese zwei Komponenten, da der Median der RTT-Werte zwischen dem Standort des DSL-Präfixes und dem Serverstandort München bei 30,5 ms und dem Serverstandort Düsseldorf bei 31 ms liegt.

Die Tabelle 3.12 zeigt den Median und das 95%-Quantil der RTT-Verteilungen aller DSL-Präfixe in beiden Messperioden. Im Vergleich der Messperioden 1 und 2 stellt sich heraus, dass sich für zwei Präfixe das Serverauswahlverhalten in der verkehrsschwächsten Stunde änderte. Dabei verschlechterte sich der Median der RTT-Verteilung für das DSL-Präfix 79.211.192.0/18 von 22,9 ms auf 24,2 ms, während sich der Median für das DSL-Präfix 87.165.96.0/19 von 30,2 ms auf 27,5 ms verbesserte. In der Hauptverkehrsstunde traten für alle DSL-Präfixe Veränderungen auf. Diese sind besonders im 95%-Quantil sichtbar.

| RTT (ms) | VSS | | HVS | |
|-----------------|--------|------|--------|-------|
| | Median | 95% | Median | 95% |
| Messperiode 1 | | | | |
| 79.211.192.0/18 | 22,9 | 24,6 | 23,5 | 39,6 |
| 84.154.0.0/18 | 7,2 | 7,9 | 9,5 | 17,0 |
| 87.165.96.0/19 | 30,2 | 30,7 | 30,4 | 31,8 |
| 93.232.192.0/18 | 23,8 | 26,4 | 23,8 | 27,5 |
| | VSS | | HVS | |
| Messperiode 2 | Median | 95% | Median | 95% |
| 79.201.224.0/19 | 26,6 | 27,3 | 27,1 | 70,9 |
| 79.211.192.0/18 | 24,2 | 26,1 | 24,3 | 46,5 |
| 79.243.224.0/19 | 24,1 | 26,0 | 25,6 | 104,7 |
| 79.245.160.0/19 | 30,5 | 32,7 | 30,7 | 70,6 |
| 84.154.0.0/18 | 7,2 | 7,8 | 17,5 | 29,3 |
| 84.159.192.0/19 | 30,4 | 31,0 | 30,8 | 45,9 |
| 87.165.96.0/19 | 27,5 | 29,6 | 27,6 | 105,9 |
| 93.232.192.0/18 | 23,8 | 26,7 | 25,7 | 27,8 |

Tabelle 3.12.: Median und 95%-Quantil der RTT-Verteilungen aller DSL-Präfixe in der Hauptverkehrsstunde (HVS) und der verkehrsschwächsten Stunde (VSS) für Messperiode 1 und 2

3.7. Zusammenfassung der Analyseergebnisse

In diesem Kapitel wurde die Infrastruktur, sowie das Serverauswahlverhalten von YouTube analysiert. Die Analyse basierte auf zwei Messstudien. Für die Durchführung der Messungen wurde ein eigenes Messverfahren entwickelt. Dieses ist in der Lage, den zeitlichen Verlauf des YouTube-Serverauswahlverhaltens in verschiedenen Messpunkten aufzuzeichnen. Die erste Messstudie nutzte Informationen von HTTP-Proxy-Servern in europäischen ISPs und besteht aus zehn Messkampagnen. In der zweiten Messstudie wurden mehrere Messproben im Netz eines deutschen ISPs platziert und ausgelesen. Für die Analyse wurden aus der deutschen Messstudie zwei achtwöchige Messperioden berücksichtigt. Diese umfassen drei bzw. sechs verschiedene Messpunkte an DSL-Anschlüssen innerhalb des deutschen ISPs.

Zuerst wurden die YouTube-Infrastruktur anhand der verwendeten Servernamensräume und deren Abhängigkeiten betrachtet. Hierbei wurden die drei Typen von Namensräumen: „Anycast“-Namensräume, „Unicast“-Namensräume und hybride Namensräume vorgestellt. Im zweiten Teil der YouTube-Infrastrukturanalyse wurde die Größe und die geografische Verteilung der YouTube-Serverstandorte untersucht. Die Infrastruktur besteht aus mindestens 45 Serverstandorten innerhalb des Netzes von YouTube, wobei

deren Größe anhand der Anzahl von verwendeten Servercluster-IDs, IP-Adressen, bzw. /24-Präfixen abgeschätzt werden kann. Während der Analyse wurde festgestellt, dass für zehn Serverstandorte neben IP-Adressen aus AS15169 auch IP-Adressen aus AS43515 verwendet werden. Dies hat einen großen Einfluss auf die erreichbare RTT, ersichtlich in Tabelle 3.6. Neben den 45 YouTube-eigenen Serverstandorten existieren mindestens 162 Standorte in anderen Netzen. Diese sind deutlich kleiner als die YouTube-eigenen Standorte und befinden sich in 134 verschiedenen ISPs in 73 verschiedenen Städten. Die Serverstandorte ließen sich dabei in die drei Typen: dedizierte Servercluster, GGC-Standorte innerhalb eines ISPs und GGC-Standorte an einem lokalen IXP unterteilen.

Des Weiteren wurde aufgezeigt, wie sich der YouTube-Serverauswahlmechanismus ab ca. 2010 bis Anfang 2014 entwickelt hat. Die Entwicklung erfolgte von einem DNS-basierten Mechanismus über einen Zwischenschritt hin zu einem „URL-rewriting“-basierten Serverauswahlmechanismus.

Hauptbestandteil der Analyse des Serverauswahlverhaltens war dessen räumliches und zeitliches Verhalten. Über kurze Zeiträume (innerhalb eines Tages) hinweg ließ sich zwischen einem im Tagesverlauf konstanten Profil und einem im Tagesverlauf periodischen Profil unterscheiden. Im Tagesverlauf periodische Profile haben eine klare Unterteilung in eine Niederlast- und eine Hochlastphase. In der Niederlastphase wird ein einziger naher Serverstandort ausgewählt. Während der Hochlastphase ist die Last zumeist über mehrere größere Serverstandorte verteilt. Für die ISPs, in welchen die Videoanfragen zu ISP-internen Serverstandorten geleitet wurden, ist ein konstantes Profil häufiger zu beobachten. Hingegen für ISPs, in denen kein YouTube-ISP-Serverstandort vorhanden ist, war zu 58% ein im Tagesverlauf periodisches Profil zu erkennen. Innerhalb der Messdaten der europäischen Messstudie ist eine hohe Abhängigkeit der Serverauswahl vom Standort des Endnutzers vorhanden. In 74% der Fälle lag der bevorzugte YouTube-Serverstandort im selben Land wie der ISP, in dem das Profil gemessen wurde. Damit ist ein Faktor für die Serverauswahl der Standort des Endnutzers. Als zweiter Faktor wurde die Größe des Serverstandortes bestimmt. In der Hochlastphase werden bei im Tagesverlauf periodischen Profilen vorrangig große europäische Serverstandorte verwendet. Auch die Messdaten der deutschen Messstudie zeigen, dass 70% aller Videoanfragen an deutsche YouTube-Standorte geleitet werden und 30% an europäische Serverstandorte. Die 30% werden zu einem Großteil an den Serverstandort Amsterdam gesandt. Dieser ist, bezogen auf die RTT, vergleichbar mit deutschen Serverstandorten. Eine Abhängigkeit vom Standort des Nutzers kann auch innerhalb eines ISPs bestehen. Alle sechs Messproben innerhalb des deutschen ISPs weisen ein anderes Serverauswahlverhalten auf. Dieses ist abhängig vom DSL-Präfix der Messprobe. Eine Präfix-genaue Serverauswahl ist nur möglich, weil YouTube einen „URL-rewriting“-basierten Serverauswahlmechanismus verwendet.

Um das Langzeitverhalten zu untersuchen, wurde das Serverauswahlverhalten über einen Zeitraum von acht Wochen analysiert. Es wurde ersichtlich, dass sich auch das Serverauswahlpräfix über diesen Zeitraum bis zu siebenmal änderte. Der Zeitraum, über den die Serverauswahl für ein Präfix konstant ist, ist hoch variabel. Er kann nur einen Tag betragen, aber auch bis zu 36 Tage. Auffällig ist, dass die Änderungen des Serverauswahlverhaltens zwischen den DSL-Präfixen eine geringe Korrelation aufweisen. Es scheint zwar feste Zeitpunkte zu geben, in denen das Serverauswahlverhalten angepasst wird, aber für ein betrachtetes DSL-Präfix kann es trotzdem konstant bleiben. Trotz dieser Variabilität werden nur 1 bis 4 bevorzugte Serverstandorte pro DSL-Präfix in der Hauptverkehrsstunde verwendet.

Beim Vergleich der zwei Messperioden wurden Änderungen im Serverauswahlverhalten sichtbar. Eine Hauptquelle für diese Veränderung war die Einführung eines neuen dedizierten YouTube-ISP-Serverstandortes in Düsseldorf.

Im letzten Teil der Analyse wurde der Einfluss des Serverauswahlverhaltens auf die RTT in der Hauptverkehrsstunde und in der verkehrsschwächsten Stunde untersucht. Der Hauptgrund für eine Erhöhung der RTT während der Hauptverkehrsstunde ist die Änderung des Serverauswahlverhaltens. Effekte im Transportnetz, wie z. B. die Verzögerung durch Paketpufferung in den Routern, spielen demgegenüber eine geringere Rolle.

Das Verhalten der YouTube-Serverauswahl kann wie folgt zusammengefasst werden:

- Die Serverauswahl basiert auf dem IP-Präfix des Endnutzers.
- In der Serverauswahl wird zwischen einer Niederlastphase und einer Hochlastphase unterschieden.
- In der Niederlastphase werden kleinere und geographisch nähere Serverstandorte verwendet.
- Während der Hochlastphase ist die Wahrscheinlichkeit höher, dass die Last zwischen mehreren Serverstandorten verteilt wird und dass größere weiter entfernte Serverstandorte verwendet werden.
- Es existiert nur eine kleine Anzahl von dominanten Serverstandorten für einen Netzbereich.
- Über einen Zeitraum von mehreren Wochen können sich die verwendeten Serverstandort für einen Netzbereich bzw. für einen ISP ändern.
- Das Serverauswahlverhalten verschiedener Netzbereiche weist nur eine geringe Korrelation auf.

4. Modellierung von CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen in ISP-Netzen

Verkehrsmodelle existieren in einer Vielzahl von Detailstufen, von der Modellierung einzelner Verkehrsflüsse (z. B. „Transmission Control Protocol“ (TCP-Verbindungen) bis hin zu Verkehrsmodellen ganzer Netze. In diesem Kapitel liegt der Fokus auf Modellen, die den Verkehrsfluss innerhalb eines ISP-Netzes beschreiben. Sie bilden somit die Verkehrsmatrix eines ISP-Netzes ab. Eine Einführung zur Modellierung von Verkehrsmatrizen ist in [126] verfügbar.

Durch die zu modellierenden Verkehrslastverschiebungen ist ein Element der Verkehrsmatrix nicht mehr statisch, sondern kann innerhalb eines Bereiches schwanken. Es existieren verschiedene Methoden, diese Schwankungsbereiche oder auch Verkehrsunsicherheiten zu modellieren. Die erste Methode ist, den Verkehr mittels Wahrscheinlichkeitsverteilungen zu beschreiben [125]. Infolge dessen besteht jedoch das Problem, dass dies in der Netzoptimierung zu nichtlinearen Optimierungsmodellen führt. Die zweite Möglichkeit ist, die Verkehrsunsicherheit mittels mehrerer Verkehrsmatrizen zu beschreiben [86, 90]. Ein einfaches Beispiel dafür ist die Multiperioden-Planung. Dabei wird angenommen, dass der Verkehr für verschiedene Quelle-Ziel-Beziehungen zu unterschiedlichen Zeiten maximal sein kann. Das kann z. B. in ISP-Netzen der Fall sein, welche sich über mehrere Zeitzonen erstrecken. In diesen Netzen hat folglich jede Zeitzone eine eigene Hauptverkehrsstunde, und somit sind aus Netzsicht mehrere Hauptverkehrsstunden vorhanden.

Die Verkehrsunsicherheit kann auch mittels linearer Bedingungen beschrieben werden. Mit dieser Methode wird keine Verkehrsmatrix definiert, sondern ein Verkehrsmatrixraum \mathfrak{H} , in welchem eine Verkehrsmatrix H liegen kann. Ziel ist, die Verkehrsunsicherheiten so zu modellieren, dass der Raum \mathfrak{H} so klein wie möglich ist, aber die Verkehrsunsicherheit vollständig abbildet. Dies ist beispielsweise für die Netzoptimierung (siehe Kapitel 5) vorteilhaft. Eine Variante, den Raum \mathfrak{H} zu beschreiben, ist das „Hose“-Modell. Im „Hose“-Modell werden nicht die einzelnen Elemente h_{ij} einer Verkehrsmatrix abgebil-

det, sondern es wird pro Netzknoten der maximal ausfließende Verkehr h_i^{out} (Gleichung 4.1) bzw. der maximal einfließende Verkehr h_j^{in} (Gleichung 4.2) angegeben [35]. Dabei gibt i die Quelle des Verkehrs an, j das Ziel des Verkehrs und N die Menge aller Knoten. Im „Hose“-Modell wie auch in allen weiteren Modellen in diesem Kapitel wird der Verkehr auf der Hauptdiagonale nicht berücksichtigt und die Verkehre können nicht negativ sein. Daher gilt immer $h_{ii} = 0$ (vgl. Gleichung 4.3) und $h_{ij} \geq 0$ (vgl. Gleichung 4.4).

$$\sum_{j \in N \setminus \{i\}} h_{ij} \leq h_i^{\text{out}} \quad \forall i \in N \quad (4.1)$$

$$\sum_{i \in N \setminus \{j\}} h_{ij} \leq h_j^{\text{in}} \quad \forall j \in N \quad (4.2)$$

$$h_{ii} = 0 \quad \forall i \in N \quad (4.3)$$

$$h_{ij} \geq 0 \quad \forall i, j \in N, i \neq j \quad (4.4)$$

Im „Pipe“-Modell wird ein Quelle-Ziel-Verkehr h_{ij} durch seinen Maximalwert h_{ij}^{max} begrenzt (Gleichung 4.5). Ein Vorteil der Formulierung der Verkehrsunsicherheit mittels linearen Bedingungen ist, dass verschiedene Modelle kombiniert werden können [117]. Wenn zum Beispiel in einem „Hose“-Modell nach den Gleichungen 4.1 und 4.2 für bestimmte Quelle-Ziel-Verkehre die maximalen Verkehrswerte bekannt sind, können diese durch „Pipe“-Bedingungen nach Gleichung 4.5 begrenzt werden. Somit wird der Verkehrsmatrixraum \mathfrak{H} gegenüber dem reinen „Hose“-Modell weiter eingegrenzt.

$$0 \leq h_{ij} \leq h_{ij}^{\text{max}} \quad \forall i, j \in N, i \neq j \quad (4.5)$$

$$h_{ii} = 0 \quad \forall i \in N \quad (4.6)$$

Ein letztes hier vorgestelltes Modell ist das Gamma-Modell [16]. In diesem wird je Quelle-Ziel-Beziehung der mittlere Verkehrswert \bar{h}_{ij} sowie die maximal mögliche Abweichung \hat{h}_{ij} angegeben (Gleichung 4.7). Zusätzlich wird der Faktor Γ eingeführt. Dieser gibt an, wie viele Quelle-Ziel-Verkehre zur gleichen Zeit maximal sein können (Gleichung 4.8). Der Faktor Γ ermöglicht es einzustellen, wie viel Verkehrsunsicherheit berücksichtigt werden soll. Die Variable $\beta_{i,j}$ ist binär. Wenn der Verkehr h_{ij} maximal ist wird sie auf 1 gesetzt und andernfalls auf 0. Die Idee dahinter ist, dass niemals der Verkehr aller Quelle-Ziel-Beziehungen gleichzeitig den Maximalwert erreichen und somit alle Verkehrsmatrizen aus dem Verkehrsmatrixraum entfernt werden können, in denen mehr als Γ Verkehre gleichzeitig maximal sind. Wenn $\Gamma = N(N - 1)$ ist, können alle Quelle-Ziel-Verkehre gleichzeitig ihren Maximalwert annehmen und das Gamma-Modell entspricht

dem „Pipe“-Modell mit $h_{ij}^{\max} = \bar{h}_{ij} + \hat{h}_{ij}$.

$$0 \leq h_{ij} \leq \bar{h}_{ij} + \beta_{i,j} \hat{h}_{ij} \quad \forall i, j \in N, i \neq j \quad (4.7)$$

$$\sum_{i \in N} \sum_{j \in N \setminus \{j\}} \beta_{ij} \leq \Gamma \quad (4.8)$$

$$h_{ii} = 0 \quad \forall i \in N \quad (4.9)$$

Keines dieser Verkehrsmodelle ist in der Lage die durch den YouTube-Serverauswahlmechanismus verursachten Verkehrslastverschiebungen abzubilden. Basierend auf Informationen aus der Literatur und den Ergebnissen aus Kapitel 3 wird ein entsprechendes Verkehrsmodell entworfen. Dafür wird zuerst im Abschnitt 4.1 eine Methode vorgestellt, wie ein Basis-Verkehrsmodell erstellt werden kann, welches die groben räumlichen Eigenschaften des Verkehrsflusses innerhalb eines ISP-Netzes abbildet. Danach erfolgt in Abschnitt 4.2 die Modellierung der möglichen durch den YouTube-Serverauswahlmechanismus verursachten Verkehrslastverschiebungen.

4.1. Basis-Modell

Dem Sandvine „Global Internet Phenomena Report 2013“ [108] kann entnommen werden, dass in einem europäischen ISP-Netz der Verkehr in der Hauptverkehrsstunde ca. 1,8-mal höher ist als im Mittel über den gesamten Tag und ca. 8-mal höher als in der verkehrschwächsten Stunde. Da es nicht notwendig ist, die zeitliche Veränderung des Verkehrs zu berücksichtigen, wird nur der Verkehr in der Hauptverkehrsstunde betrachtet. Diese Vorgehensweise ist sinnvoll, da in der Hauptverkehrsstunde eine Verkehrslastverschiebung die größte Auswirkung hat. Anhand des Sandvine „Global Internet Phenomena Report“ lässt sich auch die Hauptverkehrsstunde als die Stunde zwischen 20:30 und 21:30 Uhr bestimmen.

Innerhalb der Verkehrsmatrix eines ISP-Netzes ist nur ein Bruchteil der Quelle-Ziel-Verkehre für einen Großteil des Gesamtverkehrs maßgeblich. Zum Beispiel sind im Netz von Sprint 30% der Quelle-Ziel-Beziehungen für 95% des Gesamtverkehrs (Stand 2004) [115] und im Netz von Global Crossing 20% der Quelle-Ziel-Verkehre für 80% des Gesamtverkehrs (Stand 2006) [65] verantwortlich. Wenn die Quellen der größten Verkehrsflüsse betrachtet werden, wird ersichtlich, dass der Großteil des Verkehrs nur durch einen Bruchteil der Knoten in einem Netz verursacht wird. In einem ISP-Netz sind diese Knoten üblicherweise die Peering-Knoten (PK) bzw. Knoten mit Verbindungen zu einem IXP. Im nachfolgenden bezeichnet der Begriff Peering-Knoten beide Knotentypen. Die Anzahl der Peering-Knoten ist ca. eine Zehnerpotenz kleiner als die Anzahl der An-

| | | Ziel | |
|--------|-----------------|----------------|-----------------|
| | | Peering-Knoten | Anschlussknoten |
| Quelle | Peering-Knoten | 10% | 70% |
| | Anschlussknoten | 10% | 10% |

Tabelle 4.1.: Verkehrsaufteilung in einer Verkehrsmatrix

schlussknoten (AK). Die Anschlussknoten stellen den Übergang zwischen Anschlussnetz und Kernnetz dar. Für die Verkehrsverteilung in einer Verkehrsmatrix werden, basierend auf der Analyse von Messwerten aus einem europäischem ISP-Netz, die Tabelle 4.1 dargestellt Werte angenommen.

Die Unterscheidung zwischen Peering-Knoten und Anschlussknoten wird auch in anderen Verkehrsmodellen angewandt, z.B im generalisierten „Gravity Model“ [126] oder in [109]. Die Verkehre zwischen verschiedenen ISPs folgen einer Zipf-Verteilung [41, 43]. Daher verursachen wenige Verkehrsströme einen Großteil des Verkehrs. Bis zu 50% des Verkehrs werden zudem von CDNs ausgeliefert [44, 47]. Daraus lassen sich folgende Modellannahmen ableiten: Wenn der Hauptanteil der großen Verkehrsströme über einen Peering-Knoten fließt, bzw. ein Teil der CDNs nur an einem Knoten mit dem ISP eine Peering-Beziehung haben, entsteht ein Peering-Knoten, dessen Verkehrsaufkommen das der anderen Peering-Knoten übertrifft. Dieser Peering-Knoten kann auch als dominanter Peering-Knoten (DPK) bezeichnet werden. Durch den wachsenden Anteil von CDN-Verkehr verteilt sich ein Teil des Verkehrs auf kleinere Peering-Knoten. Infolge dessen kann angenommen werden, dass für jeden Anschlussknoten ein nächstgelegener Peering-Knoten (NPK) existiert, mit welchem er einen substanziellen Verkehrsanteil austauscht. Zwischen den restlichen Peering-Knoten und den Anschlussknoten wird ein deutlich geringerer Verkehrsanteil ausgetauscht.

Für das Beispiel-Netz in Abbildung 4.1 ist die Verkehrsmatrix in Tabelle 4.2 dargestellt. Die Abbildung 4.1 zeigt die Knoten 1 und 2 mit einer Anschlussknoten- und einer Peering-Knoten-Funktion. Diese beiden Anteile werden daher in der Verkehrsmatrix separat aufgeführt. Im Beispiel ist PK1 der dominante Peering-Knoten (markiert mit einem roten Kreis in Abbildung 4.1). Für einen Verkehrswert D_{ij}^X in der Verkehrsmatrix repräsentiert i die Quelle, j das Ziel und X die Verkehrskategorie. Es sind folgende Verkehrskategorien festgelegt:

- DPP: Verkehr zwischen dem dominanten Peering-Knoten und einem Peering-Kno-

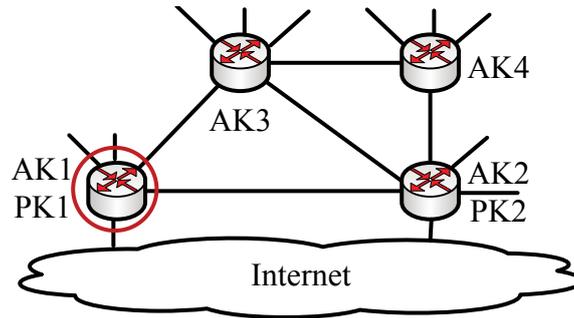


Abbildung 4.1.: Beispieltopologie für das Verkehrsmodell

| | PK1 | PK2 | AK1 | AK2 | AK3 | AK4 |
|-----|---|-----------------------|---|-----------------------|---|-----------------------|
| PK1 | 0 | D_{12}^{DPP} | $D_{11}^{\text{DPA}} + D_{11}^{\text{NPA}}$ | D_{12}^{DPA} | $D_{13}^{\text{DPA}} + D_{13}^{\text{NPA}}$ | D_{14}^{DPA} |
| PK2 | D_{21}^{PDP} | 0 | D_{21}^{PA} | D_{22}^{NPA} | D_{23}^{PA} | D_{24}^{NPA} |
| AK1 | $D_{11}^{\text{ADP}} + D_{11}^{\text{ANP}}$ | D_{12}^{AP} | 0 | D_{12}^{AA} | D_{13}^{AA} | D_{14}^{AA} |
| AK2 | D_{21}^{ADP} | D_{22}^{ANP} | D_{21}^{AA} | 0 | D_{23}^{AA} | D_{24}^{AA} |
| AK3 | $D_{31}^{\text{ADP}} + D_{31}^{\text{ANP}}$ | D_{32}^{AP} | D_{31}^{AA} | D_{32}^{AA} | 0 | D_{34}^{AA} |
| AK4 | D_{41}^{ADP} | D_{42}^{ANP} | D_{41}^{AA} | D_{42}^{AA} | D_{43}^{AA} | 0 |

Tabelle 4.2.: Verkehrsmatrix der Beispieltopologie

ten

- PDP: Verkehr zwischen einem Peering-Knoten und dem dominanten Peering-Knoten
- PP: Verkehr zwischen verschiedenen Peering-Knoten¹
- DPA: Verkehr zwischen dem dominanten Peering-Knoten und einem Anschlussknoten
- ADP: Verkehr zwischen einem Anschlussknoten und dem dominanten Peering-Knoten
- NPA: Verkehr zwischen einem nächstgelegenen Peering-Knoten und einem Anschlussknoten

¹Diese Kategorie ergibt sich erst, wenn mindestens zwei nicht-dominante Peering-Knoten in einem Netz vorhanden sind. Daher existiert sie nicht in Tabelle 4.2.

| | PK1 AK1 | PK2 AK2 | AK3 | AK4 |
|------------|--|--|---|-----------------------------------|
| PK1 AK1 | 0 | $D_{12}^{AA} +$ $D_{12}^{DPP} +$ $D_{12}^{DPA} +$ D_{12}^{AP} | $D_{13}^{AA} +$ $D_{13}^{DPA} +$ D_{13}^{NPA} | $D_{14}^{AA} +$ D_{14}^{DPA} |
| PK2 AK2 | $D_{21}^{AA} +$ $D_{21}^{ADP} +$ $D_{21}^{PDP} +$ D_{21}^{PA} | 0 | $D_{23}^{AA} +$ D_{23}^{PA} | $D_{24}^{AA} +$ D_{24}^{NPA} |
| AK3 | $D_{31}^{AA} +$ $D_{31}^{ADP} +$ D_{31}^{ANP} | $D_{32}^{AA} +$ D_{32}^{AP} | 0 | D_{34}^{AA} |
| AK4 | $D_{41}^{AA} +$ D_{41}^{ADP} | $D_{42}^{AA} +$ D_{42}^{ANP} | D_{43}^{AA} | 0 |

Tabelle 4.3.: Basis-Verkehrsmatrix der Beispieltopologie (zusammengefasst)

- ANP: Verkehr zwischen einem Anschlussknoten und einem nächstgelegenen Peering-Knoten
- PA: Verkehr zwischen einem Peering-Knoten und einem Anschlussknoten
- AP: Verkehr zwischen einem Anschlussknoten und einem Peering-Knoten
- AA: Verkehr zwischen verschiedenen Anschlussknoten

Die Basis-Verkehrsmatrix in Tabelle 4.3 entsteht, wenn in der Verkehrsmatrix Tabelle 4.2 die Peering-Knoten mit ihren zugehörigen Anschlussknoten überlagert werden. Die sich dabei ergebenden Verkehre auf der Hauptdiagonale werden auf 0 gesetzt, da keine internen Verkehre berücksichtigt werden. Ein einzelnes Element h_{ij}^B der Basis-Verkehrsmatrix Tabelle 4.3 kann durch die Gleichung 4.10 beschrieben werden.

$$h_{ij}^B = \begin{cases} D^{AA} & \forall i, j \in N \setminus M, i \neq j \\ D^{AA} + D^{DPA} & \forall i = DPK, i \neq NPK_j, j \in N \\ D^{AA} + D^{NPA} & \forall i \neq DPK, i = NPK_j, j \in N \\ D^{AA} + D^{DPA} + D^{NPA} & \forall i = DPK, i = NPK_j, j \in N, i \neq j \\ D^{AA} + D^{PA} & \forall i \in M \setminus \{DPK, NPK_j\}, j \in N \\ D^{AA} + D^{ADP} & \forall i \in N, j = DPK, j \neq NPK_j \\ D^{AA} + D^{ANP} & \forall i \in N, j \neq DPK, j = NPK_j \\ D^{AA} + D^{ADP} + D^{ANP} & \forall i \in N, j = DPK, j = NPK_j, i \neq j \\ D^{AA} + D^{AP} & \forall i \in N, j \in M \setminus \{DPK, NPK_j\} \\ D^{AA} + D^{PP} & \forall i, j \in M \setminus \{DPK\}, i \neq j \\ D^{AA} + D^{DPP} + D^{DPA} + D^{AP} & \forall i = DPK, j \in M \setminus \{DPK\} \\ D^{AA} + D^{PDP} + D^{ADP} + D^{PA} & \forall i \in M \setminus \{DPK\}, j = DPK \\ 0 & \text{andernfalls} \end{cases} \quad (4.10)$$

N ist die Menge von Anschlussknoten und M ist eine Untermenge von N welche alle Peering-Knoten enthält.

4.2. Modellerweiterung für die YouTube-Verkehrslastverschiebungen

Um die durch den YouTube-Serverauswahlmechanismus verursachten Verkehrslastverschiebungen zu modellieren, wird das Basis-Verkehrsmodell um einen variablen Verkehrsanteil erweitert. Basierend auf den Ausführungen in Kapitel 3 werden folgende Festlegungen getroffen:

- Einem Anschlussknoten ist ein IP-Präfix zugeordnet. Dieses wird von einer festgelegten Menge von Serverstandorten bedient.
- Bezüglich der Serverauswahl besteht keine Korrelation zwischen den Anschlussknoten.

Die Abbildung 4.2 zeigt zwei mögliche Pfade für den Verkehr zwischen einem externen Serverstandort und einem Anschlussknoten. Für das Routing der IP-Pakete wird „hot potato“-Routing angenommen [3]. Daher wird der Verkehr von einem YouTube-Serverstandort in Richtung eines Anschlussknotens immer entlang des Pfades 2 und

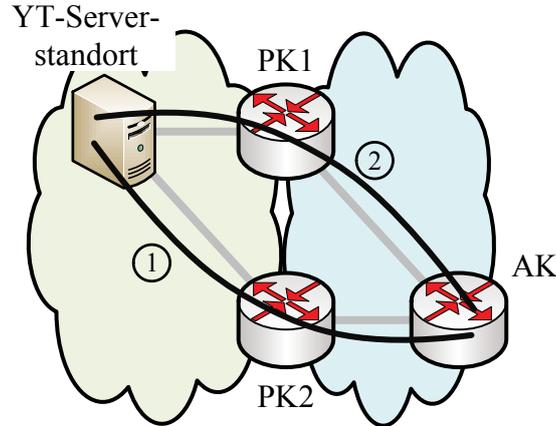


Abbildung 4.2.: Mögliche Wege des Verkehrs zwischen einem YouTube-Serverstandort und einem AK

der Verkehr von einem Anschlussknoten zu einem YouTube-Server entlang des Pfades 1 geroutet (siehe Abbildung 4.2).

Zur Integration möglicher durch Änderungen der Serverauswahl verursachter Verkehrslastverschiebungen werden der Verkehrsmatrix zusätzliche Terme hinzugefügt. Die erweiterte Verkehrsmatrix ist in Tabelle 4.4 dargestellt. Der YouTube-Verkehrsanteil ist in der Downstream-Richtung² mit h_j^{YD} und in der Upstream-Richtung³ mit h_j^{YU} bezeichnet. Der YouTube-Verkehr ist pro Anschlussknoten definiert und nicht pro Quelle-Ziel-Beziehung. In Folge eines YouTube-Serverstandortwechsels kann im Beispiel der Abbildung 4.1 der YouTube-Downstream-Verkehr nun statt ursprünglich nur über PK1 teilweise oder ganz über PK2 ins ISP-Netz fließen, wobei der Summenverkehr gleich bleibt. Dabei besteht auch die Möglichkeit, dass ein Anschlussknoten YouTube-Downstream-Verkehr über beide PKs erhält. Um alle möglichen Szenarien der Lastaufteilung zwischen PK1 und PK2 abzudecken, werden die Verteilungsfaktoren α_{ij} eingeführt. Diese Faktoren müssen die folgenden Bedingungen erfüllen:

$$\sum_{i \in \text{YPK}_j} \alpha_{ij} = 1 \quad \forall j \in N \quad (4.11)$$

$$\alpha_{ij} \geq 0 \quad \forall i \in \text{YPK}_j, j \in N \quad (4.12)$$

YPK_j repräsentiert für jeden Anschlussknoten j eine Menge von Peering-Knoten, über die der YouTube-Downstream-Verkehr geleitet werden kann. Der Verkehr in Upstream-Richtung von einem Anschlussknoten zu einem externen YouTube-Serverstandort ver-

²Als Downstream wird die Verkehrsrichtung von den YouTube-Servern zu den Endnutzern bezeichnet.

³Als Upstream wird die Verkehrsrichtung von den Endnutzern zu den YouTube-Servern bezeichnet.

| | PK1 AK1 | PK2 AK2 | AK3 | AK4 |
|--------------------------|----------------------------------|----------------------------------|----------------------------------|----------------------------------|
| PK1 AK1 | $0 + \alpha_{11}h_1^{YD}$ | $h_{12}^B + \alpha_{12}h_2^{YD}$ | $h_{13}^B + \alpha_{13}h_3^{YD}$ | $h_{14}^B + \alpha_{14}h_4^{YD}$ |
| PK2 AK2 | $h_{21}^B + \alpha_{21}h_1^{YD}$ | $0 + \alpha_{22}h_2^{YD}$ | $h_{23}^B + \alpha_{23}h_3^{YD}$ | $h_{24}^B + \alpha_{24}h_4^{YD}$ |
| AK3 AK3 | $h_{31}^B + h_3^{YU}$ | h_{32}^B | 0 | h_{34}^B |
| AK4 AK4 | h_{41}^B | $h_{42}^B + h_4^{YU}$ | h_{43}^B | 0 |

Tabelle 4.4.: Verkehrsmatrix mit YouTube-Verkehrslastverschiebungen

lässt das ISP-Netz immer an dem zum Anschlussknoten nächstgelegenen Peering-Knoten, welcher eine Route zu dem Ziel hat („hot potato“-Routing). Daher müssen für diese Richtung keine Verteilungsfaktoren α_{ij} eingeführt werden. Normalerweise werden die Verkehre auf der Hauptdiagonale (interne Verkehre) nicht berücksichtigt. Bedingt durch die α -Faktoren muss aber der YouTube-Anteil auf die Hauptdiagonale addiert werden, da sonst der Verkehr stets auf die restlichen Peering-Knoten in YPK_j verteilt wird.

Das resultierende Verkehrsmodell kann durch die Gleichungen 4.13 bis 4.18 beschrieben werden. Die Gleichungen 4.13 und 4.15 sind „Pipe“-Bedingungen (vgl. Gleichung 4.5). Die Gleichung 4.14 koppelt die Verkehre in Richtung eines Anschlussknotens und umspannt damit einen kleineren Verkehrsmatrixraum \mathfrak{J} als vergleichbare „Pipe“-Bedingungen ohne die Faktoren α_{ij} .

$$0 \leq h_{ij} \leq h_{ij}^B + h_j^{YU} \quad \forall i \in N, j = \text{NPK}_i, i \neq j \quad (4.13)$$

$$0 \leq h_{ij} \leq h_{ij}^B + \alpha_{ij}h_j^{YD} \quad \forall i \in YPK_j, j \in N \quad (4.14)$$

$$0 \leq h_{ij} \leq h_{ij}^B \quad \forall i \in N \setminus YPK_j, j \in N \setminus \{\text{NPK}_i\}, i \neq j \quad (4.15)$$

$$h_{ii} = 0 \quad \forall i \in N \setminus \{\text{NPK}_j\} \quad (4.16)$$

$$\sum_{i \in YPK_j} \alpha_{ij} = 1 \quad \forall j \in N \quad (4.17)$$

$$\alpha_{ij} \geq 0 \quad \forall i \in YPK_j, j \in N \quad (4.18)$$

Das YouTube-Verkehrsmodell, definiert durch die Gleichungen 4.13 bis 4.18, kann für den Fall verwendet werden, dass der YouTube-Verkehr nur über YouTube-eigene Serverstandorte bereitgestellt wird [139]. Falls zusätzlich auch YouTube-ISP-Serverstandorte

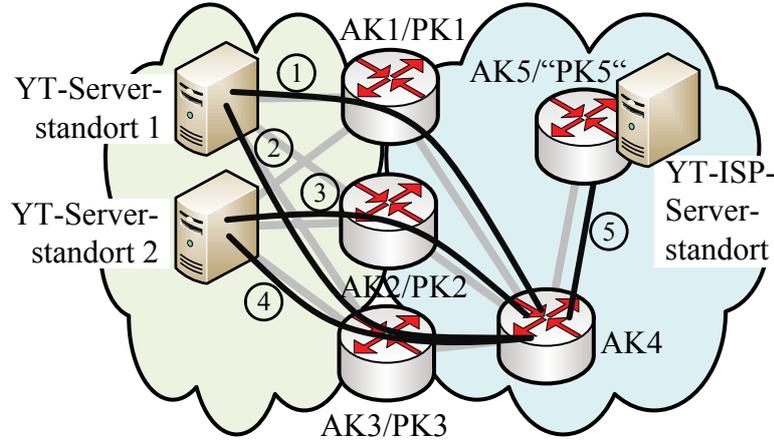


Abbildung 4.3.: Mögliche Wege des Verkehrs zwischen YouTube-Serverstandorten, bzw. YouTube-ISP-Serverstandorten und einem AK

verwendet werden (vgl. Abschnitt 3.4.2.2), muss das Modell erweitert werden. Für den Downstream kann der YouTube-ISP-Serverstandort einfach als zusätzlicher Peering-Knoten betrachtet werden. Im Upstream ist eine Anpassung notwendig, da die YouTube-ISP-Serverstandorte IP-Adressen aus dem Bereich des ISPs verwenden. Infolge dessen ist die Annahme nicht mehr erfüllt, dass der Upstream-Verkehr das ISP-Netz immer über den gleichen nächstgelegenen Peering-Knoten verlässt. Es ist nötig, Verteilungsfaktoren sowie ein neue Menge von Peering-Knoten im Upstream einzuführen. Die Verteilungsfaktoren für den Downstream werden von nun an als α_{ij}^D bezeichnet und für den Upstream mit α_{ij}^U . Analog dazu erfolgt die Bezeichnung der Peering-Knotenmenge im Downstream mit YPK_j^D und im Upstream mit YPK_j^U . Diese zwei Mengen können unterschiedliche Peering-Knoten enthalten. In Abbildung 4.3 sind die möglichen Pfade des Verkehrs in einem solchen Szenario aufgezeigt. Solange AK4 von einem YouTube-Serverstandort (YT-Serverstandorte 1 und 2 in Abbildung 4.3) versorgt wird, fließt der Verkehr in Downstream-Richtung über Pfad 1 bzw. 3 und in Upstream-Richtung über Pfad 2 bzw. 4. Wenn AK4 von dem YouTube-ISP-Serverstandort versorgt wird, fließt der Verkehr in beiden Richtungen über Pfad 5. Daher beinhaltet die Menge YPK_4^D die Knoten PK1, PK2 und PK5 und die Menge YPK_4^U die Knoten PK3 und PK5. Die α -Faktoren in Upstream-Richtung sind abhängig von den α -Faktoren in der Downstream-Richtung. Zum Beispiel ist in Abbildung 4.3 der Verteilungsfaktor α_{43}^U die Summe der Faktoren α_{14}^D und α_{24}^D . Wenn der Verkehr in Downstream-Richtung über PK1 bzw. PK2 fließt, muss der Verkehr in Upstream-Richtung über PK3 fließen. Analog dazu ist $\alpha_{45}^U = \alpha_{54}^D$. Somit muss für jeden Peering-Knoten in der Menge YPK_j^D eine Zuweisung erfolgen, über welchen Peering-Knoten in der Menge YPK_j^U der zugehörige Upstream-Verkehr fließt.

Diese Zuweisung kann mittels den Gleichungen 4.19 und 4.20 beschrieben werden. Es existiert eine Abbildung m , die jeden Knoten in der Menge YPK_j^D auf einen Knoten in der Menge YPK_j^U abbildet. Die Verteilungsfaktoren α_{jk}^U lassen sich nach Gleichung 4.21 aus den Verteilungsfaktoren α_{ij}^D berechnen.

$$m : \text{YPK}_j^D \rightarrow \text{YPK}_j^U \quad (4.19)$$

$$x \mapsto m(x) \quad (4.20)$$

$$\alpha_{jk}^U = \sum_{\substack{i \in \text{YPK}_j^D: \\ m(i)=k}} \alpha_{ij}^D \quad \forall j \in N, k \in \text{YPK}_j^U \quad (4.21)$$

Für das erweiterte YouTube-Verkehrsmodell sind Anpassungen an den Gleichungen 4.13 und 4.14 notwendig. Diese führen zu den Gleichungen 4.22 bis 4.24. Infolge dessen wird das erweiterte YouTube-Verkehrsmodell durch die Gleichungen 4.15 bis 4.24 definiert. Wenn für jeden Anschlussknoten die Menge YPK_j^U genau einen Knoten enthält, dann ist das erweiterte YouTube-Verkehrsmodell identisch zum einfachen YouTube-Verkehrsmodell. Analog dazu lässt sich auch der in Abschnitt 3.4.2 beschriebene Fall modellieren, in dem ein Teil des Verkehrs über Server ausgeliefert wurde, welche sich in AS43515 befinden und nicht wie im Normalfall in AS15169.

$$0 \leq h_{ij} \leq h_{ij}^B + \alpha_{ij}^U h_j^{YU} \quad \forall i \in N, j \in \text{YPK}_i^U, i \neq j \quad (4.22)$$

$$0 \leq h_{ij} \leq h_{ij}^B + \alpha_{ij}^D h_j^{YD} \quad \forall i \in \text{YPK}_j^D, j \in N, i \neq j \quad (4.23)$$

$$0 \leq h_{ii} \leq \alpha_{ii}^D h_i^{YD} + \alpha_{ii}^U h_i^{YU} \quad \forall i = \text{NPK}_i \quad (4.24)$$

Unter bestimmten Umständen ist es sinnvoll, die Verteilungsfaktoren α_{ij} zu begrenzen und damit den Verkehrsmatrixraum \mathfrak{H} weiter einzuschränken. Drei Möglichkeiten, wie die Faktoren begrenzt werden können, sollen im Folgenden kurz erläutert werden. Eine Möglichkeit ist, für bestimmte α -Faktoren Ober- bzw. Untergrenzen anzugeben. Eine Obergrenze (Gleichung 4.25) kann für den Fall sinnvoll sein, dass ein Serverstandort nur für die Lastverteilung während der Hochlastphase verwendet wird. Eine Untergrenze (Gleichung 4.26) kann für den bevorzugten Serverstandort angegeben werden, wenn dieser während der Hochlastphase nur teilweise verwendet wird.

$$\alpha_{ij} \leq \alpha_{ij}^{\max} \quad (4.25)$$

$$\alpha_{ij} \geq \alpha_{ij}^{\min} \quad (4.26)$$

Eine zweite Art der Beschränkung ist bestimmte Serverstandorte gegenseitig auszuschließen (Gleichung 4.27). Dies kann z. B. sinnvoll sein, sofern bestimmte Serverstandorte nur zur Lastverteilung in der Hochlastphase eingesetzt werden, aber nie gemeinsam.

$$\alpha_{ij} + \alpha_{kj} = 1 \quad \alpha_{ij}, \alpha_{kj} \in \{0, 1\} \quad (4.27)$$

Die dritte hier beschriebene Möglichkeit einer Einschränkung ist die Angabe einer oberen Grenze c_i^{\max} . Diese legt fest, wie viel YouTube-Downstream-Verkehr maximal über einen Peering-Knoten bereitgestellt werden kann (Gleichung 4.28). Dies kann für kleinere Serverstandorte wie Düsseldorf, Hamburg oder München (vgl. Tabelle 3.4) sinnvoll sein.

$$\sum_{\substack{j \in N: \\ i \in \text{YPK}_j}} \alpha_{ij} h_j^{YD} = c_i^{\max} \quad (4.28)$$

Die Parametrisierung des Modells ist netzabhängig. Sie kann auf Verkehrsmessungen aus dem ISP-Netz und zusätzlichen Informationen wie z. B. separaten Messungen der Serverauswahl (siehe Abschnitt 2.2.5) basieren. Es ist nicht zwangsläufig notwendig, die Basis-Verkehrswerte h_{ij}^B nach der Gleichung 4.10 zu bilden. Sie können beliebigen anderen Verteilungen folgen oder auf Verkehrsmessungen basieren.

Der Vorteil dieses YouTube-Verkehrsmodells gegenüber anderen Verkehrsmodellen ist, dass Lastverschiebungen berücksichtigt werden, welche noch gar nicht aufgetreten sind. Beispielsweise kann während einer Messung für bestimmte Anschlussknoten ein im Tagesverlauf periodisches Profil zwischen dem bevorzugten Serverstandort in der Niederlast und einem großen zentralen Serverstandort aufgetreten sein. Das resultierende Modell beinhaltet dann bereits den Fall, dass sich das Serverauswahlverhalten hin zu einem im Tagesverlauf konstantes Profil mit dem bevorzugten Serverstandort bzw. mit dem großen zentralen Serverstandort ändert. Ein weiterer Vorteil besteht darin, dass es durch die Änderungen der Mengen YPK_j^D und YPK_j^U einfach möglich ist, verschiedene Szenarien zu bilden. Diese können für die Durchführung von „Worst Case“-Analysen und damit zur Identifikation von kritischen Lastverschiebungen genutzt werden.

4.3. Verallgemeinerung des Modells für andere Verkehrslastverschiebungen

Das YouTube-Verkehrsmodell beschreibt die durch das YouTube-Serverauswahlverhalten verursachte Verkehrslastverschiebung. Es ist aber auch möglich, mit dem Modell durch andere CDNs bzw. durch Änderungen im Routing verursachte Verkehrslastverschiebun-

gen abzubilden. Das grundlegende Verhalten einer Lastverschiebung ist unabhängig von dem YouTube-Fall. Es lassen sich auch andere Lastverschiebungen mittels der α -Faktoren und einem spezifischen Verkehrsanteil beschreiben. Die verschiedenen Ursachen unterscheiden sich darin, wie hoch dieser Verkehrsanteil ist, über welchen Peering-Knoten der Verkehr fließen kann und wie unabhängig die α -Faktoren der Anschlussknoten sind.

Bei dem populäreren DNS-basierten Serverauswahlmechanismus anderer CDNs ist die Position des Endnutzers nur auf Basis des lokalen DNS-Servers bekannt. Dies bedeutet, dass alle Anschlussknoten, welche denselben DNS-Server verwenden, aus Sicht des CDNs sich in derselben Region befinden und infolge dessen ein identisches Serverauswahlverhalten besitzen. Somit sind auch die α -Faktoren und die Menge von Peering-Knoten zwischen den Anschlussknoten nicht unabhängig. Wenn ein CDNs nur Serverstandorte in seinem eigenen AS besitzt, kann das einfache YouTube-Verkehrsmodell verwendet werden. Andernfalls muss das erweiterte YouTube-Verkehrsmodell angewendet werden.

Für Routing-bedingte Verkehrslastverschiebungen ist es notwendig, die Verkehrsströme für jedes Quell-Präfix separat zu modellieren. Da der Inter-AS-Verkehr einer Zipf-Verteilung folgt [41, 43], ist es ausreichend, die verkehrsstärksten Quellen zu berücksichtigen. Eine Routing-bedingte Verkehrslastverschiebung wirkt sich auf jeden Anschlussknoten gleichermaßen aus. Daher können für alle Anschlussknoten die gleichen α -Faktoren verwendet werden. Somit ist die Anzahl von α -Faktoren abhängig von der Anzahl berücksichtigter Quell-Präfixe und nicht von der Anzahl von Anschlussknoten. Da die Pfade des Verkehrs in Upstream und Downstream unabhängig voneinander gewählt werden, hat eine Verkehrslastverschiebung im Downstream keine Auswirkungen auf den Upstream. Es kann das einfache YouTube-Verkehrsmodell verwendet werden.

Das YouTube-Verkehrsmodell ist nur in der Lage, durch eine einzige Ursache hervorgerufene Verkehrsverschiebungen abzubilden: Entweder hervorgerufen durch ein CDN, oder durch ein Quell-Präfix im Falle von Routing-bedingten Verkehrsverschiebungen. Infolge dessen wird im nächsten Schritt eine Erweiterung vorgestellt, mit der durch beliebig viele Ursachen hervorgerufene Verkehrslastverschiebungen modelliert werden können. Da die Verkehrslastverschiebungen unabhängig voneinander sind, können sie im Modell überlagert werden. Das verallgemeinerte Lastverschiebungsmodell wird durch die Gleichungen 4.29 bis 4.38 beschrieben. S repräsentiert die Menge der berücksichtigten Lastverschiebungsursachen. Die Mengen SPK_{js}^D und SPK_{js}^U enthalten für jede Lastverschiebungsursache s und für jeden Anschlussknoten j die Peering-Knoten, über die der Verkehr in Downstream- bzw. in Upstream-Richtung fließen kann.

$$0 \leq h_{ij} \leq h_{ij}^B + \sum_{\substack{s \in S: \\ j \in \text{SPK}_{is}^U}} \alpha_{ijs}^U h_{js}^U \quad \forall i \in N, j \in M, i \neq j \quad (4.29)$$

$$0 \leq h_{ij} \leq h_{ij}^B + \sum_{\substack{s \in S: \\ i \in \text{SPK}_{js}^D}} \alpha_{ijs}^D h_{js}^D \quad \forall i \in M, j \in N, i \neq j \quad (4.30)$$

$$0 \leq h_{ii} \leq \sum_{\substack{s \in S: \\ i \in \text{SPK}_{is}^D}} \alpha_{iis}^D h_{is}^D + \sum_{\substack{s \in S: \\ i \in \text{SPK}_{is}^U}} \alpha_{iis}^U h_{is}^U \quad \forall i = \text{NPK}_i \quad (4.31)$$

$$0 \leq h_{ij} \leq h_{ij}^B \quad \forall i, j \in N \setminus M, i \neq j \quad (4.32)$$

$$h_{ii} = 0 \quad \forall i \in N \setminus \{\text{NPK}_i\} \quad (4.33)$$

$$\sum_{i \in \text{SPK}_{js}^D} \alpha_{ij} = 1 \quad \forall j \in N, s \in S \quad (4.34)$$

$$\alpha_{jks}^U = \sum_{\substack{i \in \text{SPK}_{js}^D: \\ m(i)=k}} \alpha_{ijs}^D \quad \forall j \in N, k \in \text{SPK}_{js}^U, s \in S \quad (4.35)$$

$$\alpha_{ijs}^D \geq 0 \quad \forall i \in \text{SPK}_{js}^D, j \in N, s \in S \quad (4.36)$$

$$m : \text{SPK}_{js}^D \rightarrow \text{SPK}_{js}^U \quad (4.37)$$

$$x \mapsto m(x) \quad (4.38)$$

4.4. Zusammenfassung

In diesem Kapitel wurde ein Verkehrsmodell entwickelt, um Lastverschiebungen in ISP-Netzen modellieren zu können. Im ersten Schritt wurde ein Verkehrsmodell für die vom YouTube-Serverauswahlmechanismus verursachten Lastverschiebungen entwickelt. Es sind Lastverteilungsfaktoren eingeführt worden, um der Tatsache Rechnung zu tragen, dass Verkehre zwischen zwei Serverstandorten verschoben werden können. Infolge dessen kann der maximal zu berücksichtigende Verkehr begrenzt werden. In einem zweiten Schritt erfolgte die Verallgemeinerung auf beliebige Ursachen von Lastverschiebungen. Dabei wurde aufgezeigt, wie mehrere Ursachen gleichzeitig berücksichtigt werden können.

Das Verkehrsmodell gehört zur Familie von Verkehrsmodellen, welche die Verkehrsunsicherheit mittels eines Verkehrsmatrixraumes beschreiben. Der Vorteil solcher Verkehrsmodelle ist, dass sie kombinierbar sind. Somit lässt sich auch das hier vorgestellte Verkehrsmodell mit Bedingungen anderer Modelle erweitern. Es ist z. B. möglich, „Hose“-Bedingungen einzufügen, um die maximale Kapazität eines Peering-Knotens zu begrenzen.

zen. Wie in Kapitel 5 gezeigt wird, kann das hier vorgestellte Verkehrsmodell genutzt werden, um ein robustes Netzdesign unter Berücksichtigung von Verkehrsunsicherheiten zu gewährleisten.

5. Robustes Routing in ISP-Netzen unter Berücksichtigung von CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen

Um ein robustes Netzdesign unter Berücksichtigung von Verkehrslastverschiebungen sicherzustellen, können verschiedene Verkehrssteuermechanismen angewandt werden. Ziel der Verkehrssteuerung ist, Überlastsituationen in einem ISP-Netz zu vermeiden. Dies kann z. B. erreicht werden, indem das Routing im ISP-Netz so optimiert wird, dass Engpässe vermieden werden. Eine Möglichkeit Verkehrssteuermechanismen zu unterteilen ist anhand der in Abbildung 5.1 dargestellten orthogonalen Kriterien [131].

Die Unterteilung „Unicast TE“/„Multicast TE“ legt fest, auf welchen Verkehrstyp die Verkehrssteuerung abzielt. Während „Unicast TE“ das Netz für Punkt-zu-Punkt-Verkehrsströme optimiert, werden in „Multicast TE“ Punkt-zu-Mehrpunkt-Verkehre berücksichtigt. Der Geltungsbereich der Verkehrssteuerung kann zwischen Intra-Domain und Inter-Domain unterschieden werden. Für die Intra-Domain-Verkehrssteuerung werden nur die Verkehre innerhalb eines ISP-Netzes betrachtet. Hingegen berücksichtigt die Inter-Domain-Verkehrssteuerung die Verkehrsflüsse über die Grenzen des ISP-Netzes hinaus. Verkehrssteuermechanismen können auch danach unterschieden werden wie das optimierte Routing in einem ISP-Netz realisiert wird. Im Fall von MPLS-basierten Verkehrssteu-

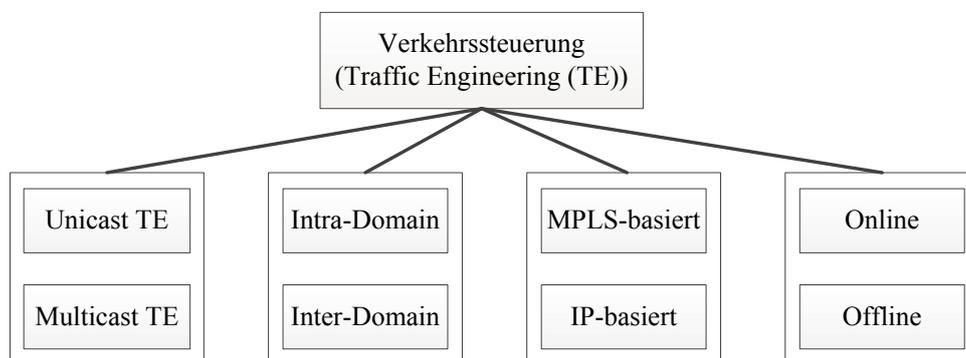


Abbildung 5.1.: Mögliche Klassifizierungen der Verkehrssteuerung [131]

ermechanismen wird der Verkehr in LSPs geroutet. LSPs erlauben eine explizite Wegewahl und beliebige Verkehrsverteilungen zwischen mehreren LSPs mit demselben Ziel. Eine IP-basierte Verkehrssteuerung erlaubt keine solche feingliedrige Wegewahl. Da lediglich die Routing-Metriken des IGP angepasst werden können, sind nur Wege möglich, die sich mit diesen Routing-Metriken abbilden lassen. Es existieren aber Ansätze um mithilfe von virtuellen Verbindungsleitungen eine feingliedrigere Wegewahl zu ermöglichen [80]. Die vierte Unterteilung ist zwischen Online- und Offline-Verkehrssteuerung. Der Hauptunterschied zwischen den zwei Arten der Verkehrssteuerung ist, welche Eingangsgrößen benötigt werden [17]. Während für die Offline-Verkehrssteuerung ein komplettes Abbild aller Verkehrsströme im Netz benötigt werden, reicht für die Online-Verkehrssteuerung die Auslastung der Verbindungsleitungen. Für die Offline-Verkehrssteuerung kommen größtenteils Methoden der linearen Optimierung zur Anwendung und die optimalen Wege des Verkehrs werden für das gesamte Netz auf einem zentralen Server berechnet. Hingegen werden für die Online-Verkehrssteuerung zumeist einfache Algorithmen verwendet, welche direkt auf den Eingangsroutern ausgeführt werden. Somit ist eine Online-Verkehrssteuerung in der Lage in Echtzeit auf Änderungen der Verkehrsflüsse zu reagieren, kann aber zu suboptimalen Ergebnissen führen, da keine netzweite Sicht aller Verkehrsströme vorliegt. Zudem besteht die Herausforderung einer Online-Verkehrssteuerung darin, sicherzustellen, dass sie in jedem Fall zu einer Lösung konvergiert. Eine detaillierte Diskussion der einzelnen Kategorien ist in [131] zu finden.

5.1. Verwandte Arbeiten

Im Folgenden liegt der Fokus auf MPLS-basierten „Unicast“-Intra-Domain-Verkehrssteuermechanismen. Zuerst werden Online-Verfahren diskutiert. Danach erfolgt die Betrachtung von Offline-Verfahren. Online-Verkehrssteuermechanismen lassen sich in zwei weitere Unterkategorien unterteilen: Verfahren der ersten Unterkategorie basieren auf vorkonfigurierten LSPs und passen die Verteilung der Verkehre auf diesen LSPs dynamisch an [38, 68]. Verfahren der zweiten Kategorie berechnen dynamisch neue LSPs für neue Verkehre [17, 18].

„Multipath Adaptive Traffic Engineering“ (MATE) [38] ist ein Vertreter der ersten Kategorie. Bei MATE ist für jede Verbindungsleitung eine stetige Kostenfunktion definiert. Diese hängt von der aktuellen Verbindungsleitungsauslastung ab. Ziel ist, die gesamten Netzkosten zu minimieren. Der Optimierungsalgorithmus basiert auf dem Gradientenverfahren. Eine weitere Methode ist „Traffic Engineering with eXplicit congestion Control Protocol“ (TEXCP) [68]. TEXCP optimiert die Quelle-Ziel-Beziehungen unabhängig voneinander. Die Zielfunktion ist für jeden Pfad des Verkehrs die maximale Auslastung

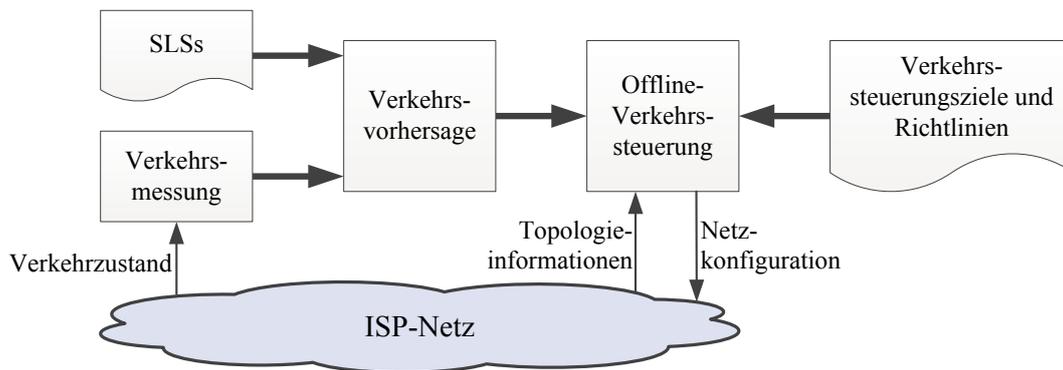


Abbildung 5.2.: Offline-Verkehrssteuerung [131]

aller Verbindungsleitungen des Pfades zu minimieren. Die Minimierung erfolgt durch einen verteilten Algorithmus.

„Dynamic Online Routing Algorithm“ (DORA) [18] ist ein Vertreter der zweiten Kategorie. Die Zielfunktion von DORA ist, bandbreiten-reservierte Pfade möglichst gleichmäßig innerhalb des ISP-Netzes zu platzieren. Dadurch kann eine maximale Anzahl von neuen Pfaden und damit zusätzlicher Verkehr im Netz zugelassen werden. DORA ist als zweistufiger Prozess realisiert. Im ersten Schritt wird für jede Verbindungsleitung einer Quelle-Ziel-Beziehung der „Potential Path Value“ berechnet. Dieser Wert gibt an, wie häufig eine Verbindungsleitung in einem disjunkten Pfad aller Quelle-Ziel-Beziehungen liegt. In der zweiten Stufe werden nur Verbindungsleitungen mit einer ausreichenden Kapazität für den Verkehr der Quelle-Ziel-Beziehung berücksichtigt. Für diese wird ein Verbindungsleitungsgewicht berechnet, basierend auf dem „Potential Path Value“ und der verfügbaren Kapazität der Verbindungsleitung. Das Verhältnis zwischen „Potential Path Value“ und der verfügbaren Kapazität im Verbindungsleitungsgewicht kann mittels der „Bandwith Proportion“ eingestellt werden. Es wird der Dijkstra-Algorithmus verwendet um, basierend auf den Gewichten den Pfad des Verkehrs zu berechnen. Die erste Stufe wird nur ausgeführt, wenn sich die Topologie ändert. Die zweite Stufe muss für jede neue Verkehrsanforderung durchgeführt werden.

Ein weiterer Vertreter der zweiten Kategorie wird in [17] vorgestellt. Die Zielfunktion dieses Verfahrens ist eine Kombination aus Lastverteilung und netzweiter Verkehrsminimierung. Die Optimierung erfolgt mittels einer Heuristik. Diese basiert auf einem angepassten Bellman-Ford-Algorithmus.

Offline-Verkehrssteuerungsverfahren sind in einen Verkehrssteuerzyklus eingebettet [57, 131] (siehe Abbildung 5.2). Der Zyklus beginnt mit der Schätzung des Verkehrs für die nächste Periode. Die Schätzung basiert auf Messungen des Verkehrs in der vergangenen

Periode und auf „Service Level Specifications“ (SLSs). SLSs enthalten detaillierte Informationen über die vertraglichen Details zwischen Nutzern und dem Netzbetreiber. Die Verkehrsvorhersage, häufig in Form einer EA-Verkehrsmatrix, dient als Eingabeparameter für die eigentliche Offline-Verkehrssteuerung. Daneben kann der Netzbetreiber auch festlegen, welche Ziele er in der Netzoptimierung verfolgt und welche internen Richtlinien von der Verkehrssteuerung berücksichtigt werden müssen. Ein Großteil der Offline-Verkehrssteuerverfahren basiert auf Methoden der linearen Optimierung. Einführende Worte zur linearen Optimierung von Kommunikationsnetzen befinden sich in [90].

Generell lässt sich eine MPLS-Pfadoptimierung als „Multi-Commodity-Flow“-Problem beschreiben [90]. Diese Art von Verkehrssteuerverfahren lässt sich weiterhin unterteilen, ob vorberechnete Pfade verwendet werden oder nicht, und ob mehrere Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung erlaubt sind. Die Zielfunktion der meisten Offline-Verfahren ist die Minimierung der maximalen Verbindungsleitungsauslastung („Maximum Link Utilization“ - MLU) für eine gegebene Verkehrsmatrix [9, 27, 49, 65, 109, 117, 129, 132]. Sie verschiebt den Verkehr weg von hoch belasteten Verbindungsleitungen hin zu weniger belasteten. Dies hat zum einen den Vorteil, dass Paketverluste durch überlastete Verbindungsleitungen vermieden werden. Zum anderen erlaubt es ein maximales Verkehrswachstum unter der Annahme, dass der Verkehr in jedem Verkehrsmatrixelement gleichmäßig wächst. Verfahren zur optimalen Platzierung von LSPs ohne vorberechnete Pfade werden in den Arbeiten [49, 109, 132] vorgestellt. Wenn mehrere Pfade pro Verkehr erlaubt sind, ist das Problem ein reines Linearprogramm [49, 132]. Wenn nur ein Pfad pro Verkehr erlaubt ist, handelt es sich um NP-schweres Linearprogramm, da sich diese Problemklasse auf das NP-vollständige „Bin-Packing“-Problem zurückführen lässt [58]. Für diese lassen sich meist, besonders bei großen Probleminstanzen, keine Lösungen in einer praktikablen Zeit finden. In [109, 132] wurden Heuristiken für die Lösung dieser Problemklasse vorgestellt.

Ein Problem der Offline-Verkehrssteuerung ist die Abschätzung der Verkehrsmatrix. Wenn der Verkehr zwischen zwei Verkehrssteuerzyklen zu stark von der vorhergesagten Verkehrsmatrix abweicht, kann dies zu Effizienzverlusten führen, bis hin zu Überlastsituationen auf einzelnen Verbindungsleitungen. Infolge dessen wurden robuste Routing-Algorithmen entwickelt, um den Effizienzverlust zu minimieren. Diese optimieren das Netz nicht für eine Verkehrsmatrix, sondern für Verkehrsmatrizen mit Verkehrsunsicherheiten. Entsprechende Verkehrsmodelle wurden in Kapitel 4 vorgestellt. Robustes Routing als Optimierungsproblem ist bereits in zahlreichen Veröffentlichungen dargestellt. Die Formulierung des robusten Optimierungsproblems hängt vom verwendeten Verkehrsmodell ab. Wenn der Verkehr mittels Wahrscheinlichkeitsverteilungen beschrieben wird, müssen Methoden der stochastischen Optimierung angewandt werden [125]. Dies führt zu Optimierungsmodellen mit nichtlinearen Nebenbedingungen. Sie sind daher

im Allgemeinen schwierig zu lösen.

Wenn die Verkehrsunsicherheit durch lineare Bedingungen definiert wird, ist das Ziel der Optimierung, ein Routing zu finden, welches für alle Verkehrsmatrizen innerhalb des definierten Verkehrsmatrixraumes gültig ist. Da prinzipiell unendlich viele mögliche Verkehrsmatrizen in diesem Verkehrsmatrixraum liegen, müssten auch unendlich viele Verkehrsmatrizen berücksichtigt werden. Dies würde zu einer unendlichen Anzahl von linearen Nebenbedingungen im Optimierungsproblem führen. Infolge dessen handelt es sich um ein „Semi-Infinite Programming“ (SIP)-Problem. Um das Problem lösen zu können existieren zwei grundlegende Verfahren:

1. auf iterativen Algorithmen basierende Verfahren,
2. auf Dualisierung basierende Verfahren.

Ein Verkehrsmatrixraum kann neben der Beschreibung durch lineare Ungleichungen auch durch seine Extrempunkte beschrieben werden [15]. Ein Extrempunkt ist eine Verkehrsmatrix, welche sich nicht durch eine Linearkombination anderer Verkehrsmatrizen innerhalb des Raumes erzeugen lässt. Die Definition bedeutet aber umgekehrt auch, dass sich alle anderen Verkehrsmatrizen innerhalb des Verkehrsmatrixraumes durch eine Linearkombination der Extrempunkte darstellen lassen. Die Anzahl der Extrempunkte ist endlich, kann aber immer noch sehr groß sein. Nicht alle Extrempunkte haben Einfluss auf die Ergebnisse der Optimierung. Daher ist es ausreichend, nur die Extrempunkte mit Einfluss zu berücksichtigen [15, 27]. Ben-Ameur et al. [15] entwickelten einen iterativen Algorithmus, welcher das Problem in ein Hauptproblem und ein Nebenproblem aufteilt. Das Hauptproblem ist eine vereinfachte Version des eigentlichen Problems mit der Zielfunktion, die Kosten zu minimieren. Im Nebenproblem wird geprüft, ob das im Hauptproblem berechnete Routing für alle Verkehrsmatrizen im Verkehrsmatrixraum gültig ist. Eine Lösung ist gültig, wenn für keine Verkehrsmatrix die im Hauptproblem berechneten Kosten überschritten werden. Wenn dies nicht der Fall ist, wird die Verkehrsmatrix (Extrempunkt) mit der maximalen Abweichung dem Hauptproblem hinzugefügt und das Hauptproblem erneut gelöst. Das Verfahren wird solange wiederholt, bis keine Verkehrsmatrix mehr gefunden wird, für die das Routing ungültig ist. Die Funktionsweise des Verfahrens wurde anhand des „Hose“-Modells erfolgreich nachgewiesen. Casas et al. [27] verwendet den iterativen Ansatz, aber die Zielfunktion ist eine Kombination aus Minimierung der MLU und Minimierung der mittleren Verbindungsleitungsauslastung. Weiterhin wird der iterative Ansatz in anderen Veröffentlichungen wie z. B. [65] genutzt.

Die zweite Gruppe von Verfahren nutzt Methoden der Dualisierung, um das SIP-Problem in ein kompaktes Linearprogramm zu reformulieren. Die Grundidee hinter diesen Verfahren ist, die duale Version des Nebenproblems in das Hauptproblem zu integrie-

ren [117]. Es werden die unendlich vielen Nebenbedingungen des originalen SIP-Problems durch die dualen Variablen des Nebenproblems ersetzt. Dieser Ansatz funktioniert, da wegen der starken Dualität von Linearprogrammen [19] die Optima des Nebenproblems und dessen dualer Version identisch sind. Ein entsprechendes Problem für ein kombiniertes „Hose“- und „Pipe“-Modell wurde von Tabatabaee et al. [117] formuliert und gelöst. Zielfunktion ist dabei die Minimierung der MLU. In der Arbeit von Altn et al. [9] wird ein generisches Modell für beliebige Verkehrsräume, beschrieben durch lineare Bedingungen, vorgestellt. Die Funktionsweise des Verfahrens wurde anhand des „Hose“-Modells und des Gamma-Modells erfolgreich nachgewiesen. Ein weiteres Verfahren, welches die Dualisierung nutzt, ist „Common-Case Optimization with Penalty Envelope“ (COPE) [129]. In diesem Ansatz wird das Netz für einen Verkehrsmatrixraum optimiert. Während der Optimierung wird zusätzlich ein größerer Verkehrsmatrixraum als obere Schranke berücksichtigt. Infolge dessen wird das Netz für den Normalfall optimiert und garantiert, dass im Extremfall die MLU nie die obere Schranke übersteigt. Der kleine Verkehrsmatrixraum wird durch einen Satz von gemessenen Verkehrsmatrizen sowie deren Linearkombinationen definiert. Somit sind die Extrempunkte dieses Raums die gemessenen Verkehrsmatrizen. Der große Verkehrsmatrixraum, welcher als obere Schranke dient, wird durch das „Hose“-Modell angegeben. Gegenüber dem iterativen Verfahren haben auf Dualisierung basierende Verfahren den Vorteil, dass nur ein Optimierungsproblem gelöst werden muss. Nachteilig ist aber, dass im Vergleich zum Hauptproblem des iterativen Verfahrens die kompakte Reformulierung eine wesentlich größere Anzahl von Variablen und Nebenbedingungen besitzt. Folglich hängt es von der Problemstellung und dem verwendeten Verkehrsmodell ab, welches Verfahren besser geeignet ist.

5.2. Das neue robuste Routingverfahren (Alpha-robuster Ansatz)

In dem Kapitel wird ein robustes Routingverfahren auf Grundlage des einfachen YouTube-Verkehrsmodells nach den Gleichungen 4.13 bis 4.18 entworfen. Da im YouTube-Verkehrsmodell die Verkehrsunsicherheiten durch die Alpha-Faktoren beschrieben werden, wird das neue Verfahren als Alpha-robustes Routingverfahren bezeichnet.

Es wird zuerst die Problemstellung beschrieben und anschließend das grundlegende Optimierungsproblem des Alpha-robusten Routingverfahrens entworfen. Um das Problem zu lösen wird aufgezeigt, wie es als iteratives Verfahren gelöst und eine kompakte Reformulierung mit Methoden der Dualisierung entwickelt werden kann.

5.2.1. Problembeschreibung

Im Folgenden wird das Szenario erläutert, für welches das Alpha-robuste Routingverfahren entworfen wurde. Es wird angenommen, dass der Netzbetreiber in seinem ISP-Netz als Transporttechnologie MPLS mit explizit reservierten Pfaden einsetzt. Dies erlaubt den Verkehr einer Quelle-Ziel-Beziehung mit beliebigen Verteilungsfaktoren über mehrere Pfade zwischen dieser Quelle-Ziel-Beziehung zu verteilen. Da die Routing-Optimierung für ein bestehendes ISP-Netz durchgeführt werden soll, sind auch die Verbindungsleitungen und deren Kapazitäten vorgegeben. Darüber hinaus wird angenommen, dass keine Kooperationsmechanismen (vgl. Abschnitt 2.2.2) zwischen YouTube und dem ISP-Netz vorhanden sind. Der ISP-Netzbetreiber hat insofern keinen Einfluss auf die Serverauswahl von YouTube. Der berücksichtigte Verkehr wird nicht durch eine einzige Verkehrsmatrix definiert. Er besteht aus einem Verkehrsmatrixraum, in welchem die Verkehrsmatrix liegen kann, wenn beliebige Änderungen in der Serverauswahl von YouTube auftreten. Das Ziel des Alpha-robusten Routingverfahrens ist es, ein statisches (MPLS-)Mehrpfade-Routing zu finden, welches die MLU unter Berücksichtigung aller möglichen durch YouTube-bedingten Verkehrslastverschiebungen minimiert. Ein solches Routing bietet den höchstmöglichen Schutz gegen Überlastsituationen auf den Verbindungsleitungen für den Fall, dass keine Koordination zwischen YouTube und dem ISP-Netzbetreiber stattfindet.

5.2.2. Formulierung des Optimierungsproblems

Um die beschriebene Problemstellung als Optimierungsproblem formulieren zu können, müssen zunächst die allgemeinen Notationen eingeführt werden. Die Topologie des ISP-Netzes wird durch einen gerichteten Graph $G = (N, E)$ beschrieben. N repräsentiert die Menge der Netzknoten und E die Menge aller Verbindungsleitungen. Zusätzlich ist eine Menge M definiert, welche alle Peering-Knoten enthält. Die Kapazität einer Verbindungsleitung e ist c_e . Es existiert eine Menge gerichteter Quelle-Ziel-Beziehungen $Q = \{(i, j) : i, j \in N, i \neq j\}$. Der Verkehrswert von Quelle i zum Ziel j wird durch h_{ij} beschrieben. Der Verkehr h_{ij} kann über eine Menge von Pfaden P_{ij} verteilt werden. Die Verkehrsverteilungsfaktoren x_{ijp} geben den Anteil des Verkehrs h_{ij} auf Pfad p an und müssen die folgenden Bedingungen erfüllen:

$$\sum_{p \in P_{ij}} x_{ijp} = 1 \quad \forall (i, j) \in Q \quad (5.1)$$

$$x_{ijp} \geq 0 \quad \forall (i, j) \in Q, p \in P_{ij} \quad (5.2)$$

Die Parameter δ_{ijep} beschreiben das Mapping von Verbindungsleitungen zu Pfaden. Sie nehmen den Wert 1 an, wenn die Verbindungsleitung e Teil des Pfades p von Quelle i zum Ziel j ist. Andernfalls haben sie den Wert 0. Die MLU (r) in einem ISP-Netz ist wie folgt definiert:

$$r = \max_{e \in E} \sum_{(i,j) \in Q} \sum_{p \in P_{ij}} \frac{h_{ij} \delta_{ijep} x_{ijp}}{c_e} \quad (5.3)$$

Demnach kann das Routing-Optimierungsproblem wie folgt definiert werden: Für gegebene Verkehrswerte h_{ij} und vorgegebene Pfadmengen P_{ij} sollen die Verkehrsverteilungsfaktoren x_{ijp} so bestimmt werden, dass die MLU r minimiert wird. Dies lässt sich wie folgt als Linearprogramm formulieren:

$$\min r \quad (5.4)$$

u. d. N.:

$$\sum_{p \in P_{ij}} x_{ijp} = 1 \quad \forall (i, j) \in Q \quad (5.5)$$

$$\sum_{(i,j) \in Q} \sum_{p \in P_{ij}} \frac{h_{ij} \delta_{ijep} x_{ijp}}{c_e} \leq r \quad \forall e \in E \quad (5.6)$$

$$x_{ijp} \geq 0 \quad \forall (i, j) \in Q, p \in P_{ij} \quad (5.7)$$

$$0 \leq r \leq 1 \quad (5.8)$$

Die Nebenbedingung 5.6 stellt sicher, dass die MLU auf keiner Verbindungsleitung überschritten wird. Daher wird r immer durch die größte Verbindungsleitungsauslastung definiert und der max-Operator aus Gleichung 5.3 ist implizit erfüllt. Die Nebenbedingung 5.5 erzwingt, dass jeder Verkehr komplett geroutet wird und 5.7 und 5.8 beschränken den Wertebereich der Variablen.

Das Linearprogramm 5.4 bis 5.8 optimiert das Routing für eine konkrete Realisierung von h_{ij} . Um das einfache YouTube-Verkehrsmodell (siehe Abschnitt 4.2, Gleichungen 4.13 bis 4.18) zu integrieren, muss die Nebenbedingung 5.6 durch 5.9 bis 5.11 ersetzt werden. Des Weiteren wurde die Kapazität c_e aus Gründen der besseren Lesbarkeit in Gleichung 5.9 auf die rechte Seite multipliziert.

$$\sum_{(i,j) \in Q} \sum_{p \in P_{ij}} h_{ij}^B \delta_{ijep} x_{ijp} + \sum_{(i,j) \in D} \sum_{p \in P_{ij}} \alpha_{ij} h_j^{YD} \delta_{ijep} x_{ijp} \leq r c_e \quad \forall e \in E \quad (5.9)$$

$$\sum_{i \in \text{YPK}_j} \alpha_{ij} = 1 \quad \forall j \in N \quad (5.10)$$

$$\alpha_{ij} \geq 0 \quad \forall (i,j) \in D \quad (5.11)$$

Der Verkehr h_{ij}^B repräsentiert hierbei den nichtvariablen Teil des Verkehrs, der auch den Upstream-Verkehr h_j^{YU} zu den YouTube-Serverstandorten beinhaltet. Der variable Verkehrsanteil umfasst nur den Verkehr zwischen den YouTube-Serverstandorten und den Anschlussknoten und wird demzufolge mit h_j^{YD} bezeichnet. Dieser fließt in Downstream-Richtung über einen beliebigen Peering-Knoten aus der Menge YPK_j in das ISP-Netz hinein. Es lässt sich somit die folgende Untermenge von Quelle-Ziel-Beziehungen definieren: $D = \{(i,j) : j \in N, i \in \text{YPK}_j\}$.

Das modifizierte Optimierungsproblem wird durch die Nebenbedingung 5.9 nichtlinear, da im zweiten Term auf der linken Seite der Gleichung die Variablen α_{ij} und x_{ijp} miteinander multipliziert werden. Um das Problem mittels linearer Optimierungstechniken zu lösen, wird in Abschnitt 5.2.3 gezeigt, wie sich das Problem als iteratives Verfahren beschreiben lässt. In Abschnitt 5.2.4 wird eine kompakte Reformulierung des Problems präsentiert.

5.2.3. Iteratives Verfahren

Für das iterative Verfahren muss der Alpha-robuste Routingansatz in ein Hauptproblem (HP) und ein Nebenproblem (NP) zerlegt werden. Das Hauptproblem ist eine abgewandelte Version der Problemformulierung 5.4 bis 5.8, bei der die Nebenbedingung 5.6 durch die Nebenbedingung 5.12 ersetzt wird.

$$\sum_{(i,j) \in Q} \sum_{p \in P_{ij}} h_{ij}^B \delta_{ijep} x_{ijp} + \sum_{(i,j) \in D} \sum_{p \in P_{ij}} \tilde{\alpha}_{ija} h_j^{YD} \delta_{ijep} x_{ijp} \leq r c_e \quad \forall e \in E, a \in A \quad (5.12)$$

In Gleichung 5.12 werden A verschiedene Realisierungen von YouTube-Downstream-Verkehrsverteilungsfaktoren α_{ij} berücksichtigt. Die Faktoren α_{ij} sind im Hauptproblem Konstanten und werden mit einer Tilde als solche gekennzeichnet. Zu Beginn wird pro Peering-Knoten eine Realisierung von α_{ij} angenommen. Diese werden so ausgewählt, dass jeweils der Verkehr an einem Peering-Knoten maximal ist. Die Auswahl beinhaltet

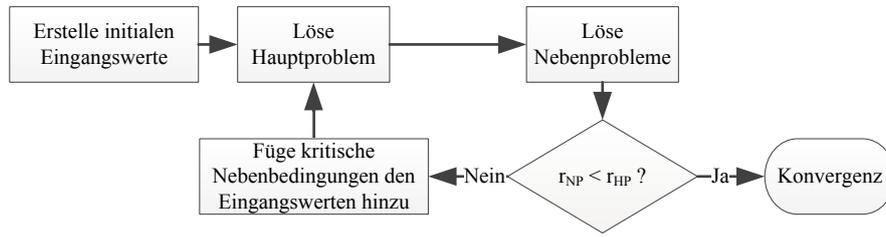


Abbildung 5.3.: Blockdiagramm des iterativen Verfahrens des Alpha-robusten Routingverfahrens

aber nicht immer alle kritischen Realisierungen der Faktoren α_{ij} . Eine kritische Realisierung sind die Extrempunkte im Verkehrsmatrixraum mit Einfluss auf das Ergebnis der Optimierung (vgl. Abschnitt 5.1). Um diese zu finden, wird das Nebenproblem 5.13 bis 5.16 für jede Verbindungsleitung separat gelöst.

$$\max r_{\text{NP}} \quad (5.13)$$

u. d. N.:

$$\sum_{(i,j) \in Q} \sum_{p \in P_{ij}} h_{ij}^B \delta_{ijep} \tilde{x}_{ijp} + \sum_{(i,j) \in D} \sum_{p \in P_{ij}} \alpha_{ij} h_j^{YD} \delta_{ijep} \tilde{x}_{ijp} \leq r_{\text{NP}} c_e \quad (5.14)$$

$$\sum_{i \in \text{YPK}_j} \alpha_{ij} = 1 \quad \forall j \in N \quad (5.15)$$

$$\alpha_{ij} \geq 0 \quad \forall (i,j) \in D \quad (5.16)$$

Im Nebenproblem wird für eine gegebene Realisierung von Verkehrsverteilungsfaktoren \tilde{x}_{ijp} (im Hauptproblem berechnet) die Auslastung einer Verbindungsleitung maximiert. Wenn eine Verbindungsleitung e gefunden wird, für die $r_{\text{NP}} > r_{\text{HP}}$ ist, dann sind nicht alle kritischen Realisierungen von α_{ij} im Hauptproblem berücksichtigt. Die Realisierung von α_{ij} mit dem größten Wert r_{NP} wird dem Hauptproblem hinzugefügt und das Hauptproblem wird erneut gelöst. Dies wiederholt sich solange, bis im Nebenproblem kein r_{NP} mehr gefunden wird, welches größer als r_{HP} ist. Ein Blockdiagramm des iterativen Verfahrens ist in Abbildung 5.3 dargestellt.

5.2.4. Kompakte Reformulierung

Das Haupt- und Nebenproblem des iterativen Verfahrens können in eine kompakte Reformulierung des Alpha-robusten Routingansatzes überführt werden. Im Nebenproblem 5.13 bis 5.16 wird für eine Verbindungsleitung e die Auslastung maximiert. Die Variablen

sind dabei die Faktoren a_{ij} . Der erste Term auf der linken Seite von Gleichung 5.14 ist eine Konstante, da x_{ijp} keine Variablen im Nebenproblem sind. Die Verbindungsleitungsauslastung r_{NP} ist maximal, wenn der zweite Term auf der linken Seite von Gleichung 5.14 maximal ist. Im Ergebnis ist es ausreichend, das Problem 5.17 bis 5.19 zu lösen. Für die Berechnung der Verbindungsleitungslast ist es unnötig zu wissen, über welchen Pfad p ein Verkehr vom Knoten i zum Knoten j geleitet wird. Wichtig ist nur, wie hoch der Anteil des Verkehrs auf der Verbindungsleitung ist. Daher kann die in Gleichung 5.20 beschriebene Vereinfachung vorgenommen werden.

$$\max \sum_{(i,j) \in D} \alpha_{ij} h_j^{YD} x_{ije} \quad (5.17)$$

u. d. N.:

$$\sum_{i \in YPK_j} \alpha_{ij} = 1 \quad \forall j \in N \quad (5.18)$$

$$\alpha_{ij} \geq 0 \quad \forall (i, j) \in D \quad (5.19)$$

$$x_{ije} = \sum_{p \in P_{ij}} \delta_{ijep} x_{ijp} \quad (5.20)$$

Die Hilfsvariable x_{ije} ist der Anteil des Verkehrs von dem Knoten i zu dem Knoten j auf der Verbindungsleitung e .

Im Folgenden wird beschrieben, wie das Problem dualisiert werden kann. Dafür soll zuerst eine kurze Einführung in die Dualität von Linearprogrammen gegeben werden. Für weiterführende Informationen inklusive mathematischer Beweise der Eigenschaften wird auf [19] verwiesen. In der linearen Optimierung existiert für jedes primale Problem eine duale Version. Die Relation zwischen primalen und dualem Problem ist in Gleichung 5.21 dargestellt.

| Primales Problem | | Duales Problem |
|--|---|--|
| $\max z = \sum_{j \in N} c_j x_j$ | | $\min v = \sum_{i \in M} b_i y_i$ |
| u. d. N.: | = | u. d. N.: |
| $\sum_{j \in N} a_{ij} x_j \leq b_i \quad \forall i \in M$ | | $\sum_{i \in M} a_{ij} y_i \geq c_j \quad \forall j \in N$ |
| $x_j \geq 0 \quad \forall j \in N$ | | $y_i \geq 0 \quad \forall i \in M$ |

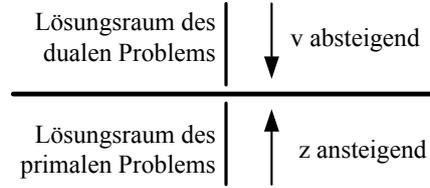


Abbildung 5.4.: Zusammenhang zwischen dem Lösungsraum des primalen Problems und des dualen Problems [19]

Das duale Problem hat so viele Variablen wie das primale Problem Nebenbedingungen ($|M|$ -viele in Gleichung 5.21) und so viele Nebenbedingungen wie das primale Variablen ($|N|$ -viele in Gleichung 5.21). Das duale Problem ist immer ein Minimierungsproblem, wenn das primale Problem ein Maximierungsproblem ist und umgekehrt. Im Allgemeinen wird das duale Problem genutzt, um die obere Schranke des primalen Problems zu errechnen wenn es sich um ein Maximierungsproblem handelt, bzw. die untere Schranke wenn das primale Problem ein Minimierungsproblem ist. Dies wird formal durch Gleichung 5.22 ausgedrückt und als schwache Dualität bezeichnet.

$$\sum_{j \in N} c_j x_j \leq \sum_{i \in M} b_i y_i \quad (5.22)$$

Grafisch kann die Eigenschaft wie in der Abbildung 5.4 dargestellt werden. Die Abbildung zeigt, dass eine Lösung des dualen Problems immer die Lösung des primalen Problems von oben beschränkt und eine Lösung des primalen Problems die Lösung des dualen Problems von unten beschränkt. Im Extremfall ist die optimale Lösung des dualen Problems identisch mit der optimalen Lösung des primalen Problems. Dies wird formal durch Gleichung 5.23 ausgedrückt und als starke Dualität bezeichnet. In der Gleichung 5.23 stellt der Vektor x^* eine zulässige optimale Lösung des primalen Problems und der Vektor y^* eine zulässige optimale Lösung des dualen Problems dar.

$$\sum_{j \in N} c_j x_j^* = \sum_{i \in M} b_i y_i^* \quad (5.23)$$

Die duale Version eines primalen Problems kann mit den in Tabelle 5.1 dargestellten Vorschriften gebildet werden. Somit lässt sich das Problem 5.17 bis 5.19 wie in der Gleichung 5.24 dargestellt dualisieren.

| Primales Problem (Maximierung) | Duales Problem (Minimierung) |
|--------------------------------|------------------------------|
| i te Nebenbedingung \leq | i te Variable ≥ 0 |
| i te Nebenbedingung \geq | i te Variable ≤ 0 |
| i te Nebenbedingung $=$ | i te Variable unbeschränkt |
| j te Variable ≥ 0 | j te Nebenbedingung \geq |
| j te Variable ≤ 0 | j te Nebenbedingung \leq |
| j te Variable unbeschränkt | j te Nebenbedingung $=$ |

Tabelle 5.1.: Bildungsregeln für das duale Problem [19]

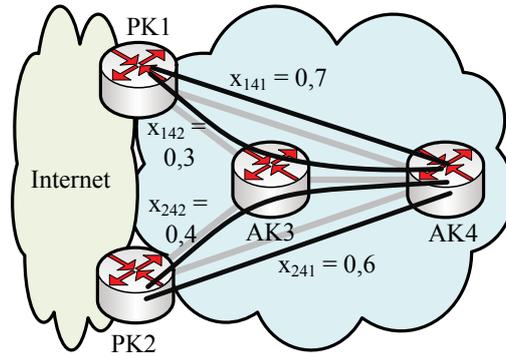


Abbildung 5.5.: Beispiel für die Interpretation des dualen Problems

$$\begin{aligned}
 \max \sum_{(i,j) \in D} \alpha_{ij} h_j^{YD} x_{ije} & & \min \sum_{j \in N} \phi_{je} \\
 \text{u. d. N.:} & & \text{u. d. N.:} \\
 \sum_{i \in YPK_j} \alpha_{ij} = 1 \quad \forall j \in N & & \phi_{je} \geq h_j^{YD} x_{ije} \quad \forall (i, j) \in D \\
 \alpha_{ij} \geq 0 \quad \forall (i, j) \in D & & \phi_{je} \in \mathbb{R} \quad \forall j \in N
 \end{aligned} \tag{5.24}$$

Die Variablen ϕ_{je} im dualen Problem hängen nicht mehr von D ab wie die Variablen α_{ij} im primalen Problem, sondern nur von N . Das dualisierte Problem hat im Vergleich zum primalen Problem zwei nützliche Eigenschaften. Zum einen handelt es sich, wie das Hauptproblem aus Abschnitt 5.2.3, um ein Minimierungsproblem. Die zweite Eigenschaft ist, dass die duale Variable ϕ_{je} nur noch eine lineare Abhängigkeit zu x_{ije} hat. Im Vergleich dazu sind α_{ij} und x_{ije} im primalen Problem multiplikativ voneinander abhängig.

Am Beispiel von Abbildung 5.5 soll demonstriert werden, wie das duale Problem in-

terpretiert werden kann. In der Abbildung wird die Verbindungsleitung zwischen AK3 und AK4 in Richtung AK4 betrachtet (im Nachfolgenden als Leitung 5 bezeichnet). Es existieren zwei Quelle-Ziel-Beziehungen. Die erste erstreckt sich von PK1 in Richtung AK4 und die zweite von PK2 in Richtung AK4. Die Leitung 5 ist Teil des zweiten Pfades zwischen PK1 und AK4 sowie Teil des zweiten Pfades zwischen PK2 und AK4. Es wird angenommen, dass sich beide PK im $Y\text{PK}_4$ von AK4 befinden und daher die Menge D die Tupel $(1, 4)$ und $(2, 4)$ enthält. Das duale Problem für Leitung 5 kann wie folgt aufgestellt werden:

$$\begin{aligned} \min \phi_{45} \\ \phi_{45} &\geq 0, 3h_4^Y \\ \phi_{45} &\geq 0, 4h_4^Y \end{aligned}$$

Wird nun ϕ_{45} minimiert, kann dessen Wert nie unter $0, 4h_4^Y$ fallen. Somit bestimmt für jede Verbindungsleitung immer der größte mögliche Anteil eines YouTube-Verkehres dessen minimalen Wert auf dieser Verbindungsleitung. Dieses Ergebnis ist identisch zu dem des primalen Problems, in dem die α so gewählt werden, dass der Anteil des YouTube-Verkehres auf einer Verbindungsleitung maximal ist.

Da Linearprogramme die Eigenschaft der starken Dualität besitzen [19], kann das primale Problem durch dessen duale Version ersetzt und in das Hauptproblem integriert werden. Die resultierende kompakte Reformulierung ist durch die Gleichungen 5.25 bis 5.31 definiert.

$$\min r \tag{5.25}$$

u. d. N.:

$$\sum_{p \in P_{ij}} x_{ijp} = 1 \quad \forall (i, j) \in Q \tag{5.26}$$

$$\sum_{(i,j) \in Q} \sum_{p \in P_{ij}} h_{ij}^B \delta_{ijep} x_{ijp} + \sum_{j \in N} \phi_{je} \leq c_e r \quad \forall e \in E \tag{5.27}$$

$$h_j^{YD} \sum_{p \in P_{ij}} \delta_{ijep} x_{ijp} \leq \phi_{je} \quad \begin{aligned} &\forall (i, j) \in D, \\ &\{e \in E : \exists p \in P_{ij} \text{ mit } \delta_{ijep} = 1\} \end{aligned} \tag{5.28}$$

$$x_{ijp} \geq 0 \quad \forall (i, j) \in Q, p \in P_{ij} \tag{5.29}$$

$$\phi_{je} \in \mathbb{R} \quad \forall j \in N, \forall e \in E \tag{5.30}$$

$$0 \leq r \leq 1 \tag{5.31}$$

Die Erweiterungen durch das duale Problem sind rot markiert. Die Zielfunktion des dualen Problems ersetzt den zweiten Term auf der linken Seite der Gleichung 5.9 und daraus ergibt sich Nebenbedingung 5.27. Die Hilfsvariablen x_{ije} wurden in der Bedingung 5.28 wieder mit dem Term $\sum_{p \in P_{ij}} \delta_{ijep} x_{ijp}$ ersetzt. Das duale, als auch das primale Problem, müssen für jede Verbindungsleitung separat gelöst werden. Da aber in der kompakten Reformulierung über alle Verbindungsleitungen optimiert wird, muss das duale Problem in jede Nebenbedingung nach der Gleichung 5.27 und daher $|E|$ -mal in die kompakte Reformulierung integriert werden. Entsprechend werden formal gesehen $|E||D|$ Nebenbedingungen 5.28 benötigt. Es ist aber ausreichend sie pro Quelle-Ziel-Beziehung nur für die Verbindungsleitungen zu berücksichtigen, welche Bestandteil eines Pfads dieser Quelle-Ziel-Beziehung sind und daher δ_{ijep} gleich 1 ist. Für Verbindungsleitungen mit $\delta_{ijep} = 0$ ergibt sich auf der linken Seite der Nebenbedingung 5.28 stets 0. Folglich können diese Nebenbedingungen vernachlässigt werden. Für die kompakte Reformulierung werden im Vergleich zum Hauptproblem des iterativen Verfahren $|E||N|$ neue Variablen benötigt und im Extremfall $|E||D|$ zusätzliche Nebenbedingungen. Die Problematik besteht darin, dass nicht im Voraus bekannt ist, welche Verbindungsleitungen auf welchem Pfad liegen. Dies ist von der Topologie des Netzes und von der Methode der Pfaderzeugung abhängig. Infolge dessen kann nur die obere Schranke der zusätzlich benötigten Nebenbedingungen angegeben werden.

5.3. Evaluierung des Alpha-robusten Routingansatzes

In diesem Kapitel wird der Alpha-robuste Routingansatz evaluiert. Für die Lösung der Optimierungsprobleme wurde ein Standard-PC mit einer Mehrkern-CPU (Intel® Core™ i7-3930K CPU @ 3.20GHz) und 64 GByte Hauptspeicher verwendet. Als Betriebssystem kam Ubuntu 12.04 zum Einsatz. Alle Modelle wurden in MatLab 2013a implementiert und mit dem LP-Solver IBM® ILOG® CPLEX® in der Version 12.5 gelöst.

5.3.1. Verwendete ISP-Netztopologieszzenarien

Für die Evaluierung werden drei Topologien verwendet, welche beispielhaft das Kernnetz eines deutschen ISP-Netzes darstellen. Sie unterscheiden sich in der Anzahl von Knoten und der Struktur. Die Netze Germany17 (G17, siehe Abbildung 5.6) und Germany50 (G50, siehe Abbildung 5.7) sind der SNDLib [84] entnommen und stellen vermaschte Topologien mit 17 bzw. 50 Knoten dar. Die Topologie Germany74 (G74, siehe Abbildung

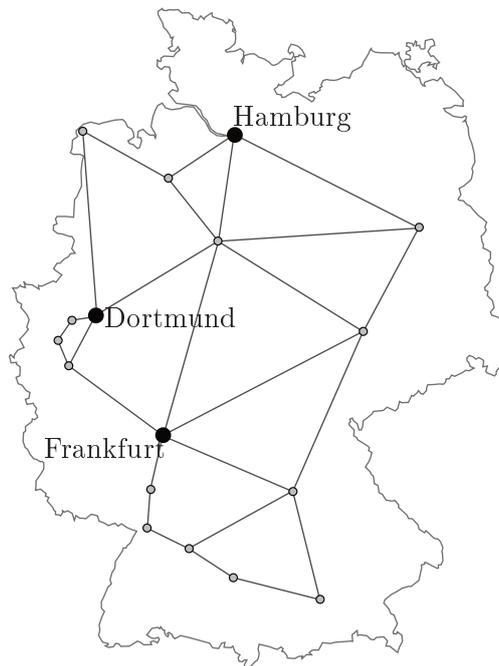


Abbildung 5.6.: Topologie Germany17 (G17) mit drei Peering Knoten

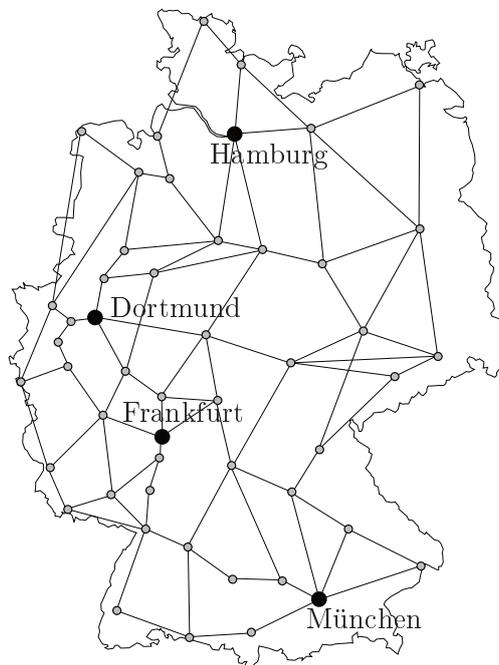


Abbildung 5.7.: Topologie Germany50 (G50) mit vier Peering Knoten

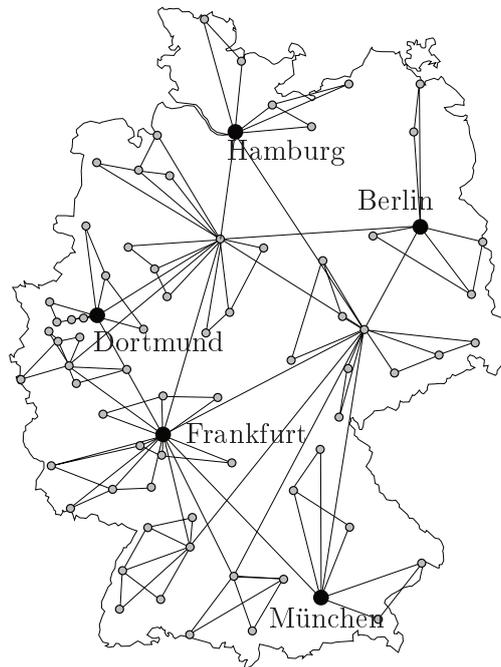


Abbildung 5.8.: Topologie Germany74 (G74) mit fünf Peering Knoten

| Name | Anzahl der Knoten | Anzahl der Verbindungsleitungen | Anzahl der Peering Knoten | Quelle |
|------|-------------------|---------------------------------|---------------------------|--------|
| G17 | 17 | 26 | 3 | [84] |
| G50 | 50 | 86 | 4 | [84] |
| G74 | 74 | 124 | 5 | [36] |

Tabelle 5.2.: Zusammenfassung der Beispieltopologien für die Evaluierung

5.8) aus [36] stellt eine hierarchische Topologie mit 74 Knoten dar. In dieser bilden die drei Knoten Frankfurt, Leipzig und Hannover den inneren Kern. Der äußere Kern besteht aus den Knoten Hamburg, Berlin, München, Ulm, Stuttgart, Köln und Dortmund. Sie sind jeweils mit zwei Verbindungsleitungen an den inneren Kern angebunden und bilden somit mit zwei Knoten des inneren Kerns ein Dreieck. Zum Beispiel ergeben die Knoten Berlin, Leipzig und Hannover ein Dreieck. Die restlichen Knoten gehören der Peripherie des Kernnetzes an. Sie bilden jeweils mit einem Knoten des inneren bzw. des äußeren Kernnetzes und einem andern Knoten der Peripherie ein Dreieck. Die Listen der Knoten und Verbindungsleitungen sowie größere Abbildungen für alle drei Topologien befinden sich in Anhang B. In den Abbildungen 5.6 bis 5.8 entspricht jeder graue Punkt einen Anschlussknoten. An den größeren schwarzen Punkten befinden sich zusätzlich Peering-Knoten.

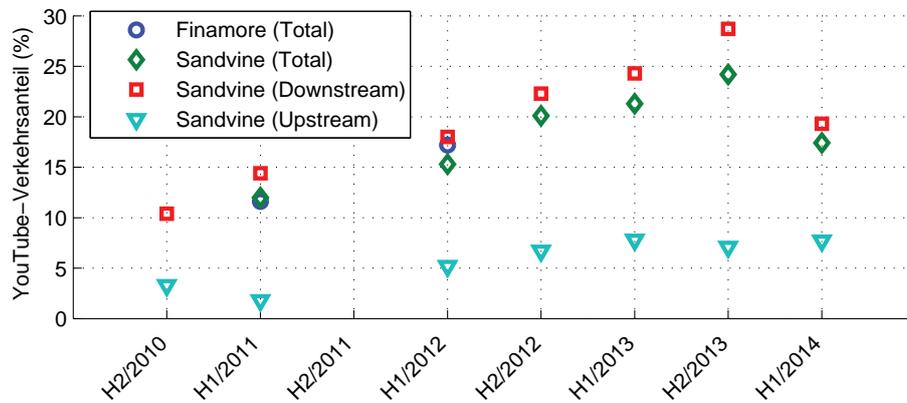


Abbildung 5.9.: Zuwachs des YouTube-Verkehres in europäischen ISP

Die Tabelle 5.2 stellt die Eigenschaften der drei Topologien in zusammengefasster Form dar. Die Position der Peering-Knoten wurde basierend auf der Internet-Landschaft von Deutschland, festgelegt. Zum Beispiel befindet sich der weltweit größte IXP, der DE-CIX [33], in Frankfurt. Das macht Frankfurt zum wichtigsten Knotenpunkt für Internetverkehr in Deutschland. Die Kapazität der Verbindungsleitungen in der Topologie Germany74 wird für die Evaluierung in der jeweiligen Hierarchieebene als identisch angenommen. Die Verbindungsleitungen des inneren und äußeren Kernnetzes besitzen eine Kapazität von 100 GBit/s. Für die Leitungen der Peripherie werden 40 GBit/s für die Evaluierung angenommen. In den zwei vermaschten Topologien besitzt jede Verbindungsleitung die gleiche Kapazität von 40 GBit/s.

5.3.2. Verkehrsszenarien

Im Folgenden werden drei Verkehrsszenarien für das YouTube-Verkehrsmodell vorgestellt. Für alle drei Szenarien werden die gleichen Verkehrswerte für die Evaluierung angenommen. Zuerst soll der Anteil des YouTube-Verkehrs innerhalb eines ISP-Netzes bestimmt werden. In Abbildung 5.9 wird der Anteil des YouTube-Verkehrs über die letzten vier Jahre aufgezeigt. Die drei Zahlenreihen „Sandvine (Total)“, „Sandvine (Downstream)“ und „Sandvine (Upstream)“ sind den „Sandvine Global Phenomena Reports“ entnommen. Diese werden halbjährlich (H1 respektive H2 in Abbildung 5.9) von Sandvine veröffentlicht und geben Auskunft über die aktuelle Verkehrszusammensetzung in ISP-Netzen. Die Verkehrszusammensetzung wird zum einen zwischen Kontinenten und zum anderen zwischen Festnetz und Mobilfunk unterschieden. Die Abbildung 5.9 zeigt den Anteil des YouTube-Verkehres in europäischen Festnetzen. Dabei werden die Anteile

im Downstream, im Upstream und vom Gesamtverkehr angegeben. Die Reihe „Finamore (Total)“ ist der Studie [44] entnommen und zeigt den Anteil des YouTube-Verkehrs in einem italienischen ISP jeweils im ersten Halbjahr 2011 (H1/2011) und 2012 (H1/2012). Diese Zahlenreihe bestätigt den Trend der Sandvine Studien. Der Anteil des YouTube-Upstream-Verkehrs vom gesamten Upstream-Verkehr ist wesentlich geringer als der Anteil des YouTube-Downstream-Verkehrs vom gesamten Downstream-Verkehr. Der Abfall des YouTube-Verkehres vom zweiten Halbjahr 2013 zum ersten Halbjahr 2014 reflektiert eine Änderung der Erhebungsbasis der Verkehrswerte. Im ersten Halbjahr 2014 vergrößerte sich die Anzahl der ISP-Netze, über welche die Verkehrswerte erhoben wurden. Dies zeigt, dass sich der Anteil des YouTube-Verkehrs innerhalb verschiedener ISP-Netze innerhalb von Europa erheblich unterscheiden kann. Für die Evaluierung werden die Werte von H1/2014 angenommen. Somit beträgt der Anteil des YouTube-Verkehres im Downstream 25% und im Upstream 7%.

Für jede Verkehrskategorie aus Abschnitt 4.1 wird jeweils ein Wert angenommen. Es wird davon ausgegangen, dass die Verkehrsaufteilung (vgl. Tabelle 4.1) innerhalb der Verkehrsmatrix von der Netztopologie unabhängig ist und daher für alle Beispielnetze gleich ist. Der Gesamtverkehr wird für die Evaluierung mit 100Gbit/s angenommen. Wie eine Verkehrsmatrix nach dem Verkehrsmodell aus Kapitel 4 parametrisiert werden kann, ist in den Gleichungen 5.32 bis 5.43 für die Topologie Germany17 exemplarisch dargestellt.

$$D^{AA} = 10 \text{ GBit/s} * \frac{1}{N(N-1)} = \frac{10 \text{ GBit/s}}{272} \quad (5.32)$$

$$D^{YA} = 70 \text{ GBit/s} * \frac{0,25}{N} = \frac{70 \text{ GBit/s}}{68} \quad (5.33)$$

$$D^{DPA} = 70 \text{ GBit/s} * \frac{0,75}{N} * (0,5 + \frac{0,3}{M}) = \frac{70 \text{ GBit/s}}{38} \quad (5.34)$$

$$D^{NPA} = 70 \text{ GBit/s} * \frac{0,75}{N} * (0,2 + \frac{0,3}{M}) = \frac{70 \text{ GBit/s}}{76} \quad (5.35)$$

$$D^{PA} = 70 \text{ GBit/s} * \frac{0,75}{N} * \frac{0,3}{M} = \frac{70 \text{ GBit/s}}{227} \quad (5.36)$$

$$D^{AY} = 10 \text{ GBit/s} * \frac{0,07}{N} = \frac{10 \text{ GBit/s}}{243} \quad (5.37)$$

$$D^{ADP} = 10 \text{ GBit/s} * \frac{0,93}{N} * (0,5 + \frac{0,3}{M}) = \frac{10 \text{ GBit/s}}{30} \quad (5.38)$$

$$D^{ANP} = 10 \text{ GBit/s} * \frac{0,93}{N} * (0,2 + \frac{0,3}{M}) = \frac{10 \text{ GBit/s}}{61} \quad (5.39)$$

$$D^{AP} = 10 \text{ GBit/s} * \frac{0,93}{N} * \frac{0,3}{M} = \frac{10 \text{ GBit/s}}{183} \quad (5.40)$$

$$D^{PP} = 10 \text{ GBit/s} * \frac{0,4}{M(M-1)} = \frac{10 \text{ GBit/s}}{15} \quad (5.41)$$

$$D^{DPP} = 10 \text{ GBit/s} * (\frac{0,4}{M-1} + \frac{0,4}{M(M-1)}) = \frac{10 \text{ GBit/s}}{4} \quad (5.42)$$

$$D^{PDP} = 10 \text{ GBit/s} * (\frac{0,2}{M-1} + \frac{0,4}{M(M-1)}) = \frac{10 \text{ GBit/s}}{6} \quad (5.43)$$

Es wird die prinzipielle Verkehrsaufteilung nach Tabelle 4.1 angenommen. Der YouTube-Verkehr wird von dem entsprechenden Verkehrsanteil abgezogen (Gleichung 5.33 und 5.37). Von dem restlichen Verkehr verteilen sich 30% gleichmäßig über alle Peering-Knoten (Gleichung 5.36 und 5.40). Dieser Anteil kann so interpretiert werden, dass für ein benachbartes ISP-Netz jeweils ein anderer Übergabepunkt der günstigste ist. Dies kann entweder der Fall sein, wenn nur ein Übergabepunkt existiert oder aber der Übergabepunkt durch das interne Routing des anderen Netzes bestimmt ist (vgl. Kapitel 2). Weitere 20% des Verkehrs werden immer über den nächstgelegenen Peering-Knoten geleitet (Gleichungen 5.35 und 5.39). Dieser Verkehr wird von CDNs (außer YouTube) verursacht und ist daher abhängig von der Position des Endnutzers. Die restlichen 50% werden über den dominanten Peering-Knoten übermittelt (Gleichung 5.34 und 5.38).

Der Verkehr zwischen zwei Netzen muss im Up- und im Downstream nicht über denselben Peering-Punkt fließen. Um das Modell zu vereinfachen wird dies aber angenommen. Für den Verkehr zwischen Peering-Knoten wird angenommen, dass 40% des Verkehrs

zwischen allen Peering-Knoten ausgetauscht werden (Gleichung 5.41)). Vom dominanten Peering-Knoten zu den anderen Peering-Knoten fließen zusätzlich 40% des Verkehrs (Gleichung 5.42) und in die Rückrichtung 20% (Gleichung 5.43).

Die drei Verkehrsszenarien unterscheiden sich in den Annahmen für die Mengen Y_{PK_j} . Das erste Verkehrsszenario bezieht sich auf die Ergebnisse aus Kapitel 3. Ein Anschlussknoten bezieht YouTube-Verkehr entweder über den nächstgelegenen oder über den dominanten Peering-Knoten. Wenn der nächstgelegene Peering-Knoten gleich dem dominanten Peering-Knoten ist, wird zusätzlich der zweitnächstgelegene Peering-Knoten herangezogen. Somit enthält die Menge Y_{PK_j} immer zwei Peering-Knoten, entweder den dominanten und den nächstgelegenen Peering-Knoten oder aber den nächstgelegenen und den zweitnächstgelegenen Peering-Knoten.

Im zweiten Verkehrsszenario wird der YouTube-Verkehr entweder über den nächstgelegenen oder über den zweitnächstgelegenen Peering-Knoten (jeweils bezogen auf den entsprechenden Anschlussknoten) zum Anschlussknoten geleitet. Daher enthält eine Menge Y_{PK_j} immer den nächstgelegenen und den zweitnächstgelegenen Peering-Knoten.

Im dritten Verkehrsszenario enthält jede Menge Y_{PK_j} alle Peering-Knoten. Dieses Szenario stellt eine obere Schranke für den Fall dar, dass kein dominanter Peering-Knoten mehr für die Weiterleitung des YouTube-Verkehrs verantwortlich ist. Ein Anschlussknoten kann daher potentiell von allen verfügbaren Peering-Knoten bedient werden. Das ist aus Sicht des Netzbetreibers der ungünstigste Fall, da der YouTube-Verkehr für alle Peering-Knoten berücksichtigt werden muss.

Die Pfadmengen P_{ij} werden durch den k-kürzeste-Pfade-Algorithmus von Yen [142] erzeugt. Dieser basiert auf dem Dijkstra-Algorithmus und errechnet für jedes Quelle-Ziel-Paar die k-kürzesten schleifenfreien nicht-disjunkten Pfade. Somit kann eine Verbindungsleitung Bestandteil von mehreren Pfaden eines Quelle-Ziel-Paares sein.

5.3.3. Vergleich des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung des Alpha-robusten Routingansatzes

Für den Vergleich der Leistungsfähigkeit des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung des Alpha-robusten Ansatzes wurden 9 Probleminstanzen erzeugt. Diese stellen alle Kombinationen aus den drei Beispieltopologien und den drei Verkehrsszenarien dar. Die minimale MLU wurde für jede Probleminstanz, jeweils für zwei bis zwölf mögliche Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung, mit dem iterativen Verfahren und der kompakten Reformulierung berechnet. Die Ergebnisse dieser Berechnungen sind in Anhang C.1, Tabelle C.1 bis Tabelle C.27 zu finden. Wie zu erwarten, finden beide Varianten immer die gleiche MLU. Wird die MLU über die Anzahl der zur Verfügung stehenden Pfade ver-

glichen, dann fällt auf, dass für mehr als vier mögliche Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung kaum noch eine Verbesserung der MLU zu erzielen ist. Besonders in der Topologie Germany50 reduziert sich die MLU um ca. 50%, wenn zwei Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung zur Verfügung stehen anstatt ein Pfad. Der Gewinn für jeden weiteren möglichen Pfad liegt bei unter 1%. Das Verhalten der unterschiedlichen Szenarien gegenüber der Anzahl von möglichen Pfaden innerhalb einer Topologie ist ähnlich.

Im kleinsten Netz Germany17 werden mindestens $N(N - 1) = 272$ Pfade benötigt um einen Verkehrsfluss zwischen allen Knoten zu ermöglichen. Über alle möglichen Mengen von Pfaden werden durch das iterative Verfahren maximal 281 Pfade verwendet und durch die kompakte Reformulierung maximal 299. Daher wird nur ein geringer Anteil des Verkehrs über mehrere Pfade verteilt. Die unterschiedliche Pfadanzahl liegt darin begründet, dass eine Vielzahl von Lösungen existieren, für die die MLU optimal ist. Die ausgewählten Pfade unterscheiden sich jedoch. Auch die mittlere resultierende Pfadlänge ist unterschiedlich zwischen dem iterativen Verfahren und der kompakten Reformulierung. Sie ist umgekehrt proportional zur MLU, d. h. mit sinkender MLU wird die mittlere Pfadlänge größer. Zum Beispiel steigt die mittlere Pfadlänge für das iterative Verfahren für Germany17, Szenario 1 von 374 km für $k = 1$ auf 498 km für $k = 12$ an. Für die kompakte Reformulierung hingegen erhöht sich für $k = 12$ die mittlere Pfadlänge auf 542 km. Somit kann es sinnvoll sein, während der Optimierung nicht nur die MLU zu berücksichtigen, sondern auch die mittlere Pfadlänge. Auf diese Fragestellung wird im Abschnitt 5.4 eingegangen.

Für die Topologien Germany50 und Germany74 kann ein ähnliches Verhalten beobachtet werden. In Germany50 werden über alle Szenarien und Pfadmengen k maximal 24 Pfade mehr verwendet als minimal benötigt. In 89% der Fälle werden nicht mehr als 5 weitere Pfade verwendet. Für Germany74 beträgt die maximale Anzahl zusätzlicher Pfade 52, aber lediglich in 85% der Fälle mehr als zehn. Folglich werden auch in den großen Topologien weniger als 1% der Verkehre über mehrere Pfade verteilt. Daraus folgt: Obwohl es während der Optimierung prinzipiell möglich ist den Verkehr einer Quelle-Ziel-Beziehung über alle vorhandenen Pfade zu verteilen, wird für die meisten Quelle-Ziel-Beziehungen der Verkehr nur über einen einzigen Pfad geführt.

Der Hauptunterschied zwischen dem iterativen Verfahren und der kompakten Reformulierung des Alpha-robusten Routingansatzes besteht in der Lösungszeit. Die minimale und maximale Zeit, die zum Lösen der Problem instanzen benötigt wurden, sind in Tabelle 5.3 angegeben. Für das iterative Verfahren wurde zusätzlich die Anzahl der berücksichtigten Pfade k angegeben, welche die minimale bzw. maximale Zeit verursachten. Bei der kompakten Reformulierung hingegen wird die minimale Zeit für $k = 2$ und die maximale Zeit für $k = 12$ benötigt.

| Toplogie | Szenario | Iteratives Verfahren | | | | Komp. Reformulierung | |
|----------|----------|----------------------|-----|--------|-----|----------------------|-------|
| | | Min. | k | Max. | k | Min. | Max. |
| G17 | S1 | 0,05 | 3 | 2,52 | 6 | 0,05 | 0,25 |
| | S2 | 0,42 | 2 | 2,44 | 6 | 0,05 | 0,25 |
| | S3 | 0,05 | 3 | 3,78 | 4 | 0,05 | 0,33 |
| G50 | S1 | 0,90 | 2 | 37,68 | 5 | 2,19 | 10,05 |
| | S2 | 0,90 | 2 | 43,31 | 5 | 2,22 | 10,45 |
| | S3 | 0,91 | 2 | 158,71 | 12 | 3,29 | 15,62 |
| G74 | S1 | 4,62 | 2 | 730,67 | 11 | 8,90 | 41,50 |
| | S2 | 4,44 | 2 | 178,98 | 11 | 8,88 | 41,20 |
| | S3 | 4,43 | 2 | 215,47 | 11 | 14,86 | 66,52 |

Tabelle 5.3.: Vergleich der benötigten Zeit (in Sekunden) zum Lösen des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für alle Probleminstanzen

Die Lösungszeit setzt sich in die kompakten Reformulierung aus der benötigten Zeit für die Erzeugung der Probleminstanz (aus der Topologie, den Verkehrswerten und den Pfadmengen) und der von CPLEX benötigten Zeit zum Lösen des Problems zusammen. In der Topologie Germany17 sind beide Zeitanteile etwa gleich groß. Hingegen wird in der Topologie Germany50 2,5- bis 3,5-mal soviel Zeit für das Erzeugen der Probleminstanz, gegenüber dem Lösen mit CPLEX benötigt. Für die Topologie Germany74 ist die Zeit 3,2- bis 5,2-mal so hoch. Die Lösungszeit steigt für die kompakte Reformulierung proportional zur Anzahl der Pfade an. Bei allen drei Topologien benötigt das Lösen der Probleminstanzen für Szenario 3 ca. 1,5-mal länger als für Szenario 1 und 2.

Die Lösungszeit des iterativen Verfahrens setzt sich aus einem Anteil, in dem die initiale Probleminstanz erzeugt wird, der Zeit, in der das Hauptproblem gelöst wird und der benötigten Zeit für das Lösen der Nebenprobleme zusammen. Das Lösen der Nebenprobleme dauert zwischen 4- und 24-mal länger als das Lösen des Hauptproblems. Dies liegt darin begründet, dass pro Verbindungsleitung ein Nebenproblem gelöst werden muss. Generell führt die kompakte Reformulierung schneller zu einer Lösung als das iterative Verfahren. Das iterative Verfahren hat den Nachteil, dass die Lösungszeit von der Anzahl der Iterationen abhängt. Dies wird an den starken Schwankungen der maximalen Lösungszeit in Tabelle 5.3 deutlich. Wenn z. B. nur eine Iteration benötigt wird, ist das iterative Verfahren für eine konkrete Pfadanzahl k bis zu 3,6-mal schneller als die kompakte Reformulierung. Werden hingegen mehrere Iterationen benötigt, kann das iterative Verfahren bis zu 38-mal langsamer sein. Wie viele Iterationen durchlaufen werden, kann nicht abgeschätzt werden. Es hängt von der zu lösenden Probleminstanz und der Pfadanzahl ab.

| Topologie | Anzahl Nebenbedingungen | | | Ersparnis | |
|-----------|-------------------------|---------|----------|------------|------------|
| | maximal | $k = 2$ | $k = 12$ | $k = 2$ | $k = 12$ |
| Germany17 | 2092 | 478 | 982 | 77% | 53% |
| Germany50 | 20226 | 3180 | 4942 | 84% | 76% |
| Germany74 | 42354 | 6204 | 7493 | 85% | 82% |

Tabelle 5.4.: Anzahl der benötigten Nebenbedingungen für die kompakte Reformulierung und Szenario 1

Darüber hinaus existiert eine hohe Sensitivität der Anzahl von benötigten Iterationen gegenüber den initialen Startwerten. Wurden die initial berücksichtigten Verkehrsmatrizen wie in Abschnitt 5.2.3 beschrieben gebildet, konvergierte das iterative Verfahren in maximal 16 Iterationen. Versuche mit zufällig gewählten Startpunkten zeigten, dass z.B. für die Topologie Germany50 die Anzahl der benötigten Iteration auf bis zu 512 ansteigen kann.

Die Anzahl der benötigten Variablen als auch die Anzahl der benötigten Nebenbedingungen ist für die kompakte Reformulierung wesentlich höher als im Hauptproblem des iterativen Verfahrens. Im iterativen Verfahren steigt die Anzahl der Nebenbedingungen mit jeder Iteration an. Grundsätzlich werden jedoch nur wenig zusätzliche Nebenbedingungen benötigt. In der Topologie Germany17 sind maximal 33 Nebenbedingungen hinzugekommen, für Germany50 19 und für Germany74 lediglich 11.

Für die kompakte Reformulierung ist nicht nur die Anzahl der Variablen abhängig von der Pfadanzahl k , sondern auch die Anzahl der Nebenbedingungen. Dies wird dadurch verursacht, dass die Nebenbedingung 5.28 nur für Verbindungsleitungen berücksichtigt wird, die in einem möglichen Pfad der Quelle-Ziel-Beziehung liegen. Wie aus Tabelle 5.4 ersichtlich, kann die Zahl der Nebenbedingungen damit um bis zu 85% reduziert werden. Die Ersparnisse für größere Topologien sind höher, da mit größer werdenden Topologien die Anzahl von verwendeten Verbindungsleitungen für eine Quelle-Ziel-Beziehung langsamer wächst als die Anzahl aller Verbindungsleitungen.

Für den folgenden Teil der Evaluierung wird der Alpha-robuste Routingansatz nur noch in der kompakten Reformulierung verwendet. Die kompakte Reformulierung erreicht dieselbe optimale MLU wie das iterative Verfahren. Sie hat aber den Vorteil gegenüber dem iterativen Verfahren, dass die Lösungszeit in den meisten Fällen kürzer ist, da sie nicht von einem gewählten Startpunkt abhängt. Für die Pfadmenge k wird 4 ausgewählt, da wie bereits beschrieben mit einer höheren Pfadanzahl für keine Topologie eine signifikante Verbesserung erzielt werden kann.

| Topologie | Szenario 1 | Szenario 2 | Szenario 3 |
|-----------|------------|------------|------------|
| Germany17 | 0,31 | 0,29 | 0,31 |
| Germany50 | 0,35 | 0,31 | 0,35 |
| Germany74 | 0,088 | 0,082 | 0,116 |

Tabelle 5.5.: Vergleich der errechneten MLU aller Probleminstanzen

5.3.4. Einfluss der Verkehrsszenarien

Für die Topologie Germany17 ist die Auslastung der Verbindungsleitungen, welche den dominanten Peering-Knoten mit dem Netz verbinden, in allen drei Szenarien am höchsten. Der dominante Peering-Knoten ist somit der Engpass im Netzwerk. Infolge dessen begrenzt er die minimal mögliche MLU.

Tabelle 5.5 zeigt die MLU für alle Topologien und Verkehrsszenarien und der Pfadanzahl $k = 4$. In Szenario 2 existiert kein dominanter Knoten für den YouTube-Verkehr (siehe Abschnitt 5.3.2). Infolge dessen kann die Vermaschung der Topologie genutzt werden um den Verkehr zu verteilen. Dies zeigt sich anhand einer geringeren MLU in Szenario 2. Germany17 und Germany50 verhalten sich prinzipiell gleich. Da die Topologie Germany50 jedoch stärker vermascht ist, ist der Gewinn in Szenario 2 höher als für Germany17.

Im Gegensatz dazu, besitzt die Topologie Germany74 eine hierarchische Struktur. Die Topologie passt dadurch besser zu dem Szenario 1 (mit einem dominanten Peering-Knoten für den YouTube-Verkehr). Da der dominante Peering-Knoten (Frankfurt) ausreichend Verbindungsleitungen hat, stellt er nicht den Engpass dar. In den Szenarien 1 und 2 wird die MLU durch den Peering-Knoten Dortmund begrenzt. Im Szenario 3 ist der begrenzende Peering-Knoten Hamburg. Dies führt dazu, dass im Szenario 3 die MLU ansteigt. Die Topologie Germany74 ist somit sensitiv gegenüber Verkehrslastverschiebungen weg von dem dominanten Peering-Knoten, hin zu verteilteren und weiter entfernten Peering-Knoten.

Wie aus Tabelle 5.5 ersichtlich, ist es für die Topologien Germany17 und Germany50 ausreichend das Routing für den Fall zu optimieren, dass der YouTube-Verkehr eines Anschlussknotens über einen beliebigen Peering-Knoten fließen kann (Szenario 3). Für diese Topologien stellt der dominante Peering-Knoten in jedem Szenario den Engpass dar. Des Weiteren besitzen die anderen Peering-Knoten eine vergleichbare Konnektivität wie der dominante Peering-Knoten. Daher kann der zusätzliche Verkehr für diese Peering-Knoten verteilt werden. Für ISPs mit vergleichbaren Netztopologien und Verkehrsstrukturen ist es somit nicht notwendig, eine detaillierte Analyse des YouTube-

Serverauswahlverhaltens in ihren Netzen durchzuführen. In einer hierarchischen Topologie hat der dominante Peering-Knoten eine höhere netzinterne Konnektivität im Vergleich zu den anderen Peering-Knoten im Netz. Dies hat zur Folge, dass der dominante Peering-Knoten nicht mehr den Engpass darstellt sondern je nach Szenario ein anderer Peering-Knoten. Daher profitiert das Routing in einem solchen Fall von einer genauen Kenntnis des YouTube-Serverauswahlverhaltens.

5.3.5. Vergleich mit anderen Ansätzen

In diesem Abschnitt wird die Leistungsfähigkeit des Alpha-robusten Routingansatzes mit den folgenden drei Ansätzen verglichen:

1. ein nicht-robuster Offlineansatz,
2. ein „Pipe“-Modell-basierter Routingansatz,
3. ein Gamma-robuster Routingansatz.

Im Folgenden werden zuerst die drei Ansätze vorgestellt und anschließend erfolgt der Vergleich.

5.3.5.1. Nicht-robuster Offlineansatz

Der hier berücksichtigte nicht-robuste Offlineansatz folgt dem Verkehrssteuerzyklus aus Abbildung 5.2. Es existiert für jede Quelle-Ziel-Beziehung eine festgelegte Menge von Pfaden im Netz. Ziel der Optimierung ist, für jedes Zeitintervall, bei einer konstanten Anzahl von Wegen, die optimalen Verkehrsverteilungsfaktoren der Quelle-Ziel-Beziehungen zu berechnen. Dafür wird für jeden Zeitabschnitt der wahrscheinliche Verkehr abgeschätzt. Basierend auf dieser Schätzung der Verkehrsmatrix wird das MLU-Minimierungsproblem nach den Gleichungen 5.4 bis 5.8 gelöst. Die so berechneten Verkehrsverteilungsfaktoren werden im Netz für den Zeitabschnitt eingestellt. Die Länge des Intervalls zwischen zwei Verkehrssteuerzyklen ist ein Kompromiss zwischen dem Konfigurationsaufwand und den möglichen Verkehrsschwankungen im Netz. Der Zeitabschnitt sollte möglichst lang gewählt werden, aber so kurz, dass der Verkehr zuverlässig abgeschätzt werden kann.

Da keine realen Verkehrsdaten zur Verfügung standen, wurden die Eingangsverkehrsmatrizen aus dem YouTube-Verkehrsmodell gebildet. Es werden für alle drei Szenarien jeweils 1 000 Realisierungen der YouTube-Downstream-Verkehrsverteilungsfaktoren α_{ij} zufällig ausgewählt. Dies simuliert Änderungen im Serverauswahlverhalten von YouTube. Im Ergebnis stehen für jedes der drei Szenarien 1 000 zufällig ausgewählte Verkehrsmatrizen zur Verfügung.

5.3.5.2. „Pipe“-Modell-basierter Routingansatz

Eine robuste Optimierung mit dem „Pipe“-Verkehrsmodell stellt die einfachste Art der robusten Routingoptimierung dar. Wie in Kapitel 4 beschrieben, werden im „Pipe“-Modell die Verkehre durch ihre Maximalwerte definiert. Daher lässt sich das YouTube-Verkehrsmodell in ein „Pipe“-Modell überführen, indem die Verkehrsverteilungsfaktoren α_{ij} als unabhängig voneinander angenommen werden und somit entfallen. Infolge dessen kann der Maximalverkehr h_{ij}^{\max} wie in der Gleichung 5.44 beschrieben gebildet werden.

$$h_{ij}^{\max} = \begin{cases} h_{ij}^B & \forall i \in N \setminus \text{YPK}_j, j \in N \setminus \{\text{NPK}_i\}, i \neq j \\ h_{ij}^B + h_j^{YU} & \forall i \in N, j = \text{NPK}_i, i \neq j \\ h_{ij}^B + h_j^{YD} & \forall i \in \text{YPK}_j, j \in N \\ 0 & \text{andernfalls} \end{cases} \quad (5.44)$$

Um ein Routing für alle Verkehrsmatrizen innerhalb des Verkehrsmatrixraumes, definiert durch das „Pipe“-Modell, zu berechnen, ist die Berücksichtigung der Maximalwerte der Verkehre ausreichend. Diese können zu einer Verkehrsmatrix zusammengefasst werden und mittels des Optimierungsproblems 5.4 bis 5.8 kann das Routing und die MLU berechnet werden.

5.3.5.3. Gamma-robuster Routingansatz

Für den Gamma-robusten Ansatz ist es notwendig, das YouTube-Verkehrsmodell in ein Gamma-Verkehrsmodell zu überführen (vgl. Abschnitt 4). Da im YouTube-Verkehrsmodell nur die Quelle-Ziel-Beziehungen Verkehrsunsicherheiten aufweisen, über welche potentiell der YouTube-Downstream-Verkehr fließt, werden auch im Gamma-Modell nur für diese Verkehre Unsicherheiten berücksichtigt. Der YouTube-Downstream-Verkehr wird jeweils zu einem $|\text{YPK}_j|$ -tel zu dem festen Verkehrsbestandteil \bar{h}_{ij} addiert. Der restliche Verkehr stellt die maximal mögliche Abweichung \hat{h}_{ij} dar. Die Verkehrswerte \bar{h}_{ij} und \hat{h}_{ij} lassen sich somit durch die Gleichungen 5.45 und 5.46 beschreiben.

$$\bar{h}_{ij} = \begin{cases} h_{ij}^B & \forall i \in N \setminus \text{YPK}_j, j \in N \setminus \{\text{NPK}_i\}, i \neq j \\ h_{ij}^B + h_j^{YU} & \forall i \in N, j = \text{NPK}_i, i \neq j \\ h_{ij}^B + \frac{h_j^{YD}}{|\text{YPK}_j|} & \forall i \in \text{YPK}_j, j \in N \\ 0 & \text{andernfalls} \end{cases} \quad (5.45)$$

$$\hat{h}_{ij} = \begin{cases} \frac{(|\text{YPK}_j|-1)h_j^{YD}}{|\text{YPK}_j|} & \forall i \in \text{YPK}_j, j \in N \\ 0 & \text{andernfalls} \end{cases} \quad (5.46)$$

Um das Gamma-Verkehrsmodell in das grundlegende MLU-Optimierungsproblem (siehe Gleichungen 5.4 bis 5.8) zu integrieren, muss die Nebenbedingung 5.6 durch 5.47 ersetzt werden [16, 71]. Der zweite Term auf der linken Seite der Nebenbedingung sucht eine Menge F von Quelle-Ziel-Beziehungen, für die der Verkehr auf der Verbindungsleitung maximal wird. Die Anzahl von Elementen in der Menge F muss kleiner oder gleich dem Faktor Γ sein (siehe Gleichung 5.47).

$$\sum_{(i,j) \in Q} \sum_{p \in P_{ij}} \bar{h}_{ij} \delta_{ijep} x_{ijp} + \max_{F \subseteq D, |F| \leq \Gamma} \sum_{(i,j) \in F} \sum_{p \in P_{ij}} \hat{h}_{ij} \delta_{ijep} x_{ijp} \leq r c_e \quad \forall e \in E \quad (5.47)$$

Durch die Maximierung ist die Nebenbedingung 5.47 nichtlinear. Das Optimierungsmodell kann durch die Anwendung der Dualität in eine kompakte Reformulierung überführt werden [16, 71]. Das resultierende Problem ist durch die Gleichungen 5.48 bis 5.55 definiert.

$$\min r \quad (5.48)$$

u. d. N.:

$$\sum_{p \in P_{ij}} x_{ijp} = 1 \quad \forall (i, j) \in Q \quad (5.49)$$

$$\sum_{(i,j) \in Q} \sum_{p \in P_{ij}} \bar{h}_{ij} \delta_{ijep} x_{ijp} + \sum_{\substack{(i,j) \in D, \\ \{e \in E : \exists p \in P_{ij} \\ \text{mit } \delta_{ijep} = 1\}}} l_{ije} + \Gamma \lambda_e \leq c_e r \quad \forall e \in E \quad (5.50)$$

$$\hat{h}_{ij} \sum_{p \in P_{ij}} \delta_{ijep} x_{ijp} \leq l_{ije} + \lambda_e \quad \begin{matrix} \forall (i, j) \in D, \\ \{e \in E : \exists p \in P_{ij} \\ \text{mit } \delta_{ijep} = 1\} \end{matrix} \quad (5.51)$$

$$l_{ije} \geq 0 \quad \forall (i, j) \in Q, e \in E \quad (5.52)$$

$$\lambda_e \geq 0 \quad \forall e \in E \quad (5.53)$$

$$x_{ijp} \geq 0 \quad \forall (i, j) \in Q, p \in P_{ij} \quad (5.54)$$

$$0 \leq r \leq 1 \quad (5.55)$$

Gegenüber dem Optimierungsproblem 5.4 bis 5.8 werden maximal $|E| + |E||D|$ zusätzliche Variablen und $|E||D|$ zusätzliche Nebenbedingungen benötigt. Dabei wird bereits

in der Anzahl der Variablen und Nebenbedingungen berücksichtigt, dass nur für die Quelle-Ziel-Beziehungen mit YouTube-Downstream-Verkehr eine Verkehrsunsicherheit vorhanden ist. Wenn für alle Quelle-Ziel-Beziehungen eine Verkehrsunsicherheit berücksichtigt werden muss, werden zusätzlich $|E| + |E||Q|$ Variablen und $|E||Q|$ Nebenbedingungen benötigt. Wie auch in der kompakten Formulierung des Alpha-robusten Modells werden die Nebenbedingungen 5.51 pro Quelle-Ziel-Beziehung nur für die Verbindungsleitungen berücksichtigt, die Bestandteil eines Pfades dieser Quelle-Ziel-Beziehung sind. Im Gegensatz zur kompakten Formulierung des Alpha-robusten Modells wird für jede Quelle-Ziel-Beziehung eine Variable pro Verbindungsleitung benötigt. Auch diese müssen nur berücksichtigt werden, wenn die Verbindungsleitung auf einem Pfad der Quelle-Ziel-Beziehung liegt.

5.3.5.4. Ergebnisdiskussion

Der Vergleich wurde für alle neun Probleminstanzen und bei einer Pfadanzahl $k = 4$ vorgenommen. Neben den 1000 zufälligen Verkehrsmatrizen, die für den nicht-robusten Offlineansatz verwendet wurden, sind für die Evaluation 9000 weitere Verkehrsmatrizen zufällig erzeugt worden.

Die Abbildungen 5.10 bis 5.12 zeigen die Schwankungsbereiche der erreichbaren MLU für die 10000 Test-Verkehrsmatrizen und allen neun Probleminstanzen. Im Schwankungsbereich des nicht-robusten Offlineansatzes markiert die grüne Linie mit Dreiecken die Obergrenze der optimalen MLU der 1000 Verkehrsmatrizen, für welche das Netz jeweils optimiert wurde. Somit gibt der Bereich zwischen der unteren Schranke und der grünen Linie die minimal erreichbare MLU der 1000 Verkehrsmatrizen an. In dem Bereich oberhalb der grünen Linie liegt die MLU, wenn das Routing für eine Verkehrsmatrix optimiert wurde, aber der Verkehr im Netz einer anderen Verkehrsmatrix folgt. Dies kann z. B. auftreten, wenn der Zeitabschnitt zwischen zwei Optimierungszyklen im nicht-robusten Offlineansatz zu lang gewählt wurde oder sich durch eine Verkehrslastverschiebung der Verkehr unerwartet änderte. In dem Schwankungsbereich des „Pipe“-Modell-basierten und des Alpha-robusten Routingansatzes markiert die rote Linie mit Kreuzen die während der Optimierung errechnete MLU. Es ist ersichtlich, dass die in der Optimierung errechnete MLU eine obere Schranke ist und die erreichbare MLU der 10000 Test-Verkehrsmatrizen darunter liegt.

Für die Topologie Germany17 beträgt die Verbesserung der oberen Schranke durch die Alpha-robuste Optimierung im Vergleich zur „Pipe“-Modell-basierten Optimierung bis zu 13% (vgl. Tabelle 5.6). Dagegen liegt die Verbesserung in den zwei größeren Topologien zwischen 0% und 4%. Somit profitieren größere Topologien wenig von einer detaillierteren

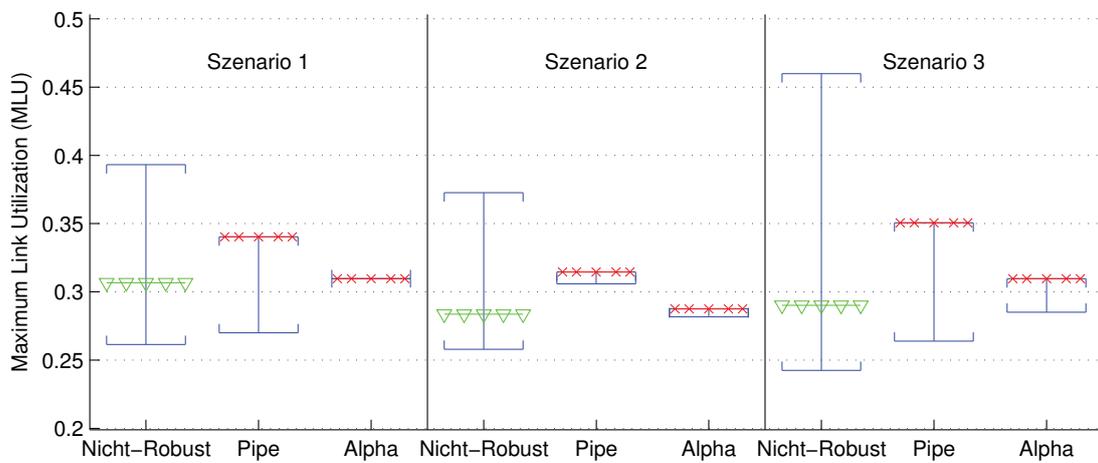


Abbildung 5.10.: Vergleich der erreichbaren MLU für Germany17

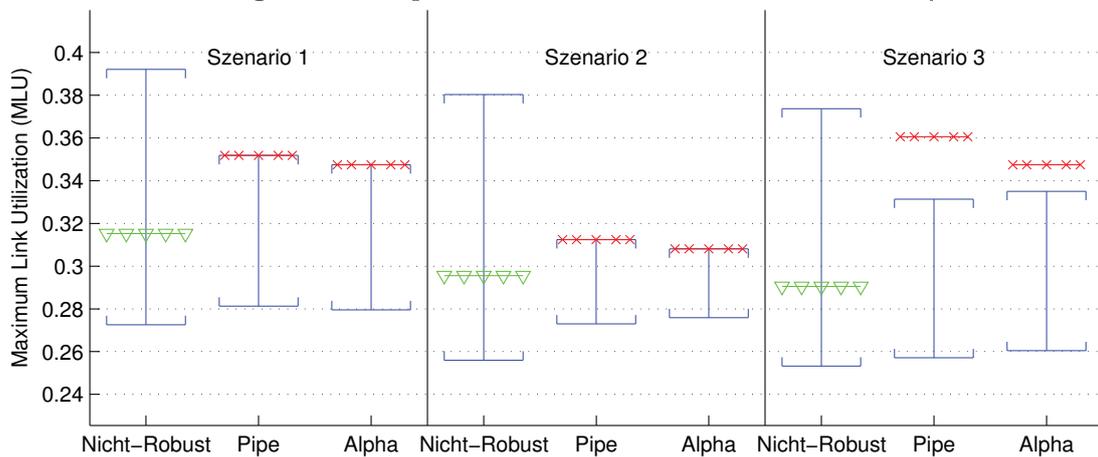


Abbildung 5.11.: Vergleich der erreichbaren MLU für Germany50

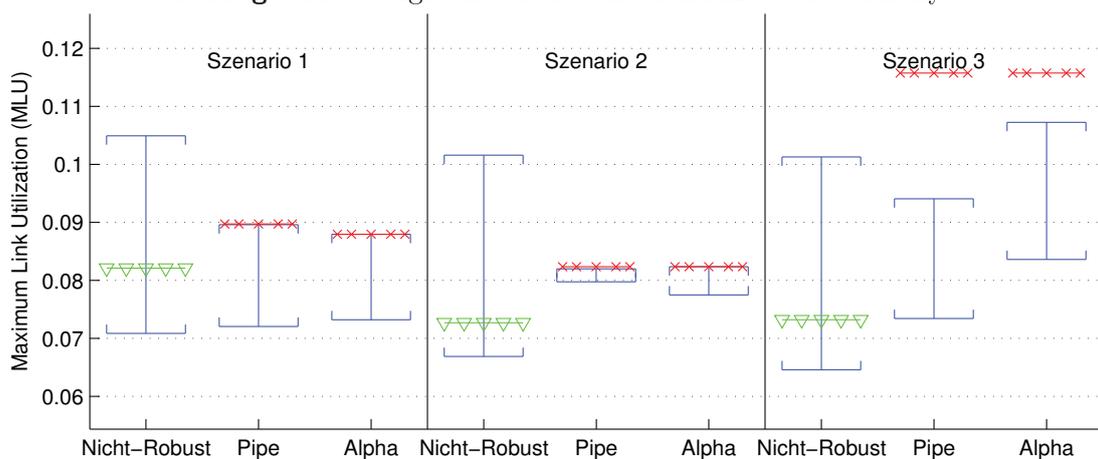


Abbildung 5.12.: Vergleich der erreichbaren MLU für Germany74

| Topologie | Szenario | Vergleich des Alpha-robusten Routingansatz mit | | |
|-----------|----------|--|--------------------|--------------------|
| | | „Pipe“ | Nicht-rob. Optimal | Nicht-rob. Maximal |
| G17 | S1 | 10% | -1% | 27% |
| | S2 | 9% | -1% | 30% |
| | S3 | 13% | -6% | 48% |
| G50 | S1 | 1% | -9% | 13% |
| | S2 | 1% | -4% | 23% |
| | S3 | 4% | -16% | 8% |
| G74 | S1 | 2% | -7% | 19% |
| | S2 | 0% | -12% | 23% |
| | S3 | 0% | -37% | -12% |

Tabelle 5.6.: Erreichte Verbesserung (positive Werte) bzw. Verschlechterung (negative Werte) der MLU durch den Alpha-robusten Routingansatz

Modellierung der Verkehrsunsicherheiten durch das YouTube-Verkehrsmodell. Im Vergleich zur oberen Schranke des optimalen MLU-Bereichs (grüne Line in Abbildung 5.10) des nicht-robusten Offlineansatzes ist die obere Schranke des Alpha-robusten Ansatzes nur 6% höherer. Verglichen mit dem oberen Ende des MLU-Bereiches des nicht-robusten Offlineansatzes ist sie jedoch um bis zu 48% besser. Somit verschlechtert sich die Leistungsfähigkeit im optimalen Fall nur minimal, während eine hohe Robustheit gegenüber dem schlechtesten Fall erreicht wird. Für die größeren Topologien ist der Verlust gegenüber der optimalen MLU höher, während der Gewinn gegenüber dem Maximum des Wertebereiches grundsätzlich geringer ist. Eine Ausnahme ist das Szenario 3 für Germany74. In diesem Fall ist selbst das obere Ende des MLU-Bereiches des nicht-robusten Offlineansatzes geringer als die obere Schranke des Alpha-robusten Ansatzes. Dies liegt darin begründet, dass in Szenario 3 alle Peering-Knoten für alle Anschlussknoten berücksichtigt werden. Daher wird auch für die Fälle optimiert, in denen der gesamte YouTube-Downstream-Verkehr nur über einen einzigen Peering-Knoten in das Netz fließt. Solche Extremfälle sind unwahrscheinlich, z. B. enthielt keine der 10 000 Testmatrizen so einen Fall. Sie tragen aber maßgeblich zur oberen Schranke des Alpha-robusten Routingansatzes bei. Um diese Extremfälle auszuschließen, kann z. B. in dem Alpha-robusten Routingansatz der maximale YouTube-Downstream-Verkehrsfluss bestimmter Peering-Knoten begrenzt werden (vgl. Gleichung 4.28).

Im Gamma-robusten Ansatz wird mit dem Parameter Γ , definiert wie robust eine Lösung sein soll. Für alle neun Problem instanzen wurde für $\Gamma = 1, \dots, 50$ der Gamma-robuste Routingansatz gelöst. Die Ergebnisgraphen sind in Anhang C.2, Abbildungen C.1 bis C.9 dargestellt. Diese Abbildungen enthalten auch die erreichbare MLU für die

| Topologie | Szenario | MLU-Schranke | Gamma | Vergl. Alpha zu Gamma |
|-----------|----------|--------------|-------|-----------------------|
| G17 | S1 | 0,34 | 10 | 8% |
| | S2 | 0,31 | 7 | 6% |
| | S3 | 0,34 | 9 | 9% |
| G50 | S1 | 0,34 | 18 | -3% |
| | S2 | 0,31 | 16 | -1% |
| | S3 | 0,32 | 12 | -9% |
| G74 | S1 | 0,088 | 19 | 0% |
| | S2 | 0,082 | 39 | 0% |
| | S3 | 0,086 | 12 | -26% |

Tabelle 5.7.: Obere MLU-Schranke des Gamma-robusten Routingansatzes und Vergleich mit dem Alpha-robusten Routingansatz

10 000 Test-Verkehrsmatrizen. Für jede Problem Instanz wurde der minimale Gamma-Wert ausgewählt, für welchen alle MLU-Werte der 10 000 Test-Verkehrsmatrizen unter dem des mit dem Gamma-robusten Routingansatzes errechneten MLU-Wertes liegen. Die Gamma-Werte und der zugehörige MLU-Wert sind in der Tabelle 5.7 ersichtlich. Für größere Topologien werden auch größere Gamma-Werte benötigt, da in diesen mehr Verkehrsflüsse vorhanden sind und infolge dessen berücksichtigt werden müssen. Die letzte Spalte der Tabelle 5.7 gibt an, um wie viel besser bzw. schlechter die obere Schranke des Alpha-robusten im Vergleich zum Gamma-robusten Routingansatz ist. Nur für die kleine Topologie Germany17 ist die obere Schranke des Alpha-robusten Routingansatzes niedriger als die des Gamma-robusten Routingansatzes. Ein Extremfall stellt wieder das Szenario 3 in der Topologie Germany74 dar. In diesem berücksichtigt der Alpha-robuste Routingansatz die unwahrscheinlichen Fälle, in denen der gesamte YouTube-Downstream-Verkehr des Netzes über einen Peering-Knoten bereitgestellt wird. Da der Gamma-robuste Routingansatz diese nicht berücksichtigt, führt er zu einer niedrigeren MLU. Infolge dessen existieren Verkehrsmatrizen innerhalb des Verkehrsmatrixraumes, definiert durch das YouTube-Verkehrsmodell, welche die MLU-Schranke des Gamma-robusten Ansatzes übersteigen. Diese waren jedoch nicht in den 10 000 Testmatrizen enthalten.

Die Tabelle 5.8 zeigt die benötigte Rechenzeit aller Problem Instanzen für den nicht-robusten Offlineansatz, den Alpha-robusten und den Gamma-robusten Routingansatz. Der „Pipe“-Modell-basierte Ansatz ist nicht aufgeführt, da er bezüglich der Rechenzeit identisch mit dem nicht-robusten Offlineansatz ist. Die Rechenzeit des Gamma-robusten Ansatzes ist unabhängig von dem Faktor Γ . Demzufolge ist in Tabelle 5.8 jeweils der

| Topo. | Sz. | Nicht-robust | | | Alpha-robust | | | Gamma-robust | | |
|-------|-----|--------------|-------|-------------|--------------|-------|-------------|--------------|-------|---------------|
| | | Init. | Lösen | Ges. | Init. | Lösen | Ges. | Init. | Lösen | Ges. |
| G17 | S1 | 0,01 | 0,01 | 0,03 | 0,05 | 0,03 | 0,08 | 0,07 | 0,04 | 0,11 |
| | S2 | 0,01 | 0,01 | 0,03 | 0,05 | 0,03 | 0,08 | 0,07 | 0,03 | 0,10 |
| | S3 | 0,01 | 0,01 | 0,03 | 0,06 | 0,04 | 0,10 | 0,08 | 0,06 | 0,13 |
| G50 | S1 | 0,55 | 0,38 | 0,93 | 2,5 | 1,0 | 3,5 | 7,91 | 0,64 | 8,54 |
| | S2 | 0,55 | 0,38 | 0,93 | 2,5 | 0,9 | 3,5 | 7,93 | 0,63 | 8,56 |
| | S3 | 0,56 | 0,39 | 0,94 | 4,0 | 1,3 | 5,3 | 8,49 | 1,01 | 9,50 |
| G74 | S1 | 2,72 | 1,66 | 4,38 | 10,5 | 2,9 | 13,4 | 114,61 | 2,11 | 116,72 |
| | S2 | 2,73 | 1,67 | 4,39 | 10,5 | 3,2 | 13,7 | 114,52 | 2,20 | 116,72 |
| | S3 | 2,72 | 1,66 | 4,39 | 19,1 | 3,9 | 23,1 | 116,13 | 3,21 | 119,34 |

Tabelle 5.8.: Benötigte Rechenzeit (in Sekunden) des nicht-robusten Offlineansatzes, des Alpha-robusten und des Gamma-robusten Routingansatzes

Mittelwert der 50 Berechnungen (für jedes Γ) pro Problem Instanz angegeben. Die angegebenen Zeiten des nicht-robusten Ansatzes sind die Mittelwerte über die 1000 Optimierungsläufe pro Problem Instanz. Allen Ansätzen ist gemein, dass die Zeit zum Erstellen des Modells (vgl. Spalte „Init.“ in Tabelle 5.8) länger ist als die von CPLEX benötigte Zeit zum Lösen (vgl. Spalte „Lösen“ in Tabelle 5.8). Für alle Problem Instanzen wird der nicht-robuste Offlineansatz am schnellsten gelöst (vgl. Spalte „Lösen“ in Tabelle 5.8). Für die Lösung des Alpha-robusten Routingansatzes wird, bis auf die Topologie Germany17, grundsätzlich mehr Zeit benötigt als für das Lösen des Gamma-robusten Routingansatzes.

In der Tabelle 5.9 sind die benötigten Nebenbedingungen und Variablen aufgelistet, welche für den nicht-robusten Offlineansatz, den Alpha-robusten und den Gamma-robusten Routingansatz in der jeweiligen Problem Instanz benötigt werden. Für den nicht-robusten Offlineansatz hängt die Anzahl der Variablen und Nebenbedingungen nur von der Topologie, aber nicht vom Szenario ab. Die Anzahl der Nebenbedingungen des Alpha-robusten, als auch des Gamma-robusten Routingansatzes sind zum einen von der Menge D sowie vom Szenario abhängig. Zum anderen hängen sie von der Pfadanzahl k ab, da nur Nebenbedingungen für die Verbindungsleitungen berücksichtigt werden müssen, welche auf dem Pfad einer Quelle-Ziel-Beziehung liegen. Zusätzlich ist für den Gamma-robusten Routingansatz auch die Anzahl der Variablen abhängig von D und k . Die letzten zwei Spalten in der Tabelle 5.9 zeigen, wie viel Nebenbedingungen (für den Alpha-robusten und Gamma-robusten Routingansatz) bzw. Variablen (für den Gamma-robusten Routingansatz) eingespart werden, wenn nur die Verbindungsleitungen berücksichtigt werden, welche auf dem Pfad einer Quelle-Ziel-Beziehung liegen, anstatt alle Verbindungsleitung.

| Topo. | Sz. | Nicht-robust | | Alpha-robust | | Gamma-robust | | Ersparnis | |
|-------|-----|--------------|-------|--------------|-------|--------------|-------|-----------|------|
| | | NB | Var. | NB | Var. | NB | Var. | NB | Var. |
| G17 | S1 | 324 | 1089 | 611 | 1973 | 611 | 1428 | 71% | 51% |
| | S2 | 324 | 1089 | 607 | 1973 | 607 | 1424 | 71% | 51% |
| | S3 | 324 | 1089 | 779 | 1973 | 779 | 1596 | 74% | 58% |
| G50 | S1 | 2626 | 9801 | 3665 | 18601 | 3665 | 11016 | 82% | 60% |
| | S2 | 2626 | 9801 | 3641 | 18601 | 3641 | 10992 | 82% | 60% |
| | S3 | 2626 | 9801 | 4944 | 18601 | 4944 | 12295 | 87% | 73% |
| G74 | S1 | 5650 | 21609 | 6670 | 39961 | 6670 | 22877 | 84% | 61% |
| | S2 | 5650 | 21609 | 6671 | 39961 | 6671 | 22878 | 84% | 61% |
| | S3 | 5650 | 21609 | 8482 | 39961 | 8482 | 24689 | 91% | 78% |

Tabelle 5.9.: Anzahl der Nebenbedingungen und Variablen des nicht-robusten Offlineansatzes, des Alpha-robusten und des Gamma-robusten Routingansatzes

Dadurch ist die Anzahl der benötigten Variablen für den Gamma-robusten Routingansatz um bis zu 43% niedriger im Vergleich zum Alpha-robusten Routingansatz.

5.4. Modifikation des Alpha-robusten Ansatzes

Wie in Abschnitt 5.3.3 beschrieben, kann es sinnvoll sein, neben der MLU auch die Pfadlänge als Zielfunktion für die Optimierung zu berücksichtigen. Um ein Problem für mehrere Zielfunktionen gleichzeitig zu lösen, müssen Methoden der „Multi-Objective“-Optimierung angewandt werden [26]. Formal kann die „Multi-Objective“-Optimierung wie folgt beschrieben werden:

$$\max \left[\sum_{j \in N} c_j^1 x_j, \sum_{j \in N} c_j^2 x_j, \dots, \sum_{j \in N} c_j^{|L|} x_j \right] \quad (5.56)$$

u. d. N.:

$$\sum_{j \in N} a_{ij} x_j \leq b_i \quad \forall i \in M \quad (5.57)$$

$$x_j \geq 0 \quad \forall j \in N \quad (5.58)$$

Die Menge L enthält alle Zielfunktionen. Wenn auf mehrere Zielfunktionen optimiert wird, spricht man von Pareto-Optimalität. Ein Lösungsvektor x^* ist pareto-optimal, wenn für alle anderen Lösungsvektoren x^* mindestens eine Zielfunktion einen höheren Wert annimmt [26]. Für weiterführende Informationen zur „Multi-Objective“-Optimierung wird auf [26] und [37] verwiesen.

Um „Multi-Objective“-Probleme zu lösen, wurde eine Reihe von Verfahren entwickelt. Für das hier beschriebene Problem mit zwei Zielfunktionen wurden zwei einfache Verfahren zur „Multi-Objective“-Optimierung ausgewählt:

1. Gewichtetes Summenverfahren [37]
2. Lexikografische Optimierung [37]

Im gewichteten Summenverfahren wird eine einzige Zielfunktion durch eine Linearkombination aller Zielfunktionen gebildet. Der Einfluss der einzelnen Zielfunktionen auf die Gesamtzielfunktion kann durch Gewichte eingestellt werden. Damit ergibt sich das folgende Linearprogramm:

$$\max \sum_{l \in L} \sum_{j \in N} \lambda_l c_j^l x_j \quad (5.59)$$

u. d. N.:

$$\sum_{l \in L} \lambda_l = 1 \quad (5.60)$$

$$\sum_{j \in N} a_{ij} x_j \leq b_i \quad \forall i \in M \quad (5.61)$$

$$x_j \geq 0 \quad \forall j \in N \quad (5.62)$$

Die Gewichte λ_l werden vor der Optimierung festgelegt. Für die gemeinsame Optimierung der MLU und der Pfadlängen wurde das Gewicht der MLU auf 0,99 gesetzt und das Gewicht der Pfadlängen-Zielfunktion auf 0,01. Dieses extreme Verhältnis wurde gewählt, da der Fokus auf der Optimierung der MLU liegt und die Pfadlänge ein nachrangiges Optimierungskriterium darstellt. Die Pfadlängen wurden in der Pfadlängen-Zielfunktion in km angenommen und es erfolgte eine Normierung auf die längste Pfadlänge der jeweiligen Quelle-Ziel-Beziehung.

In der lexikografischen Optimierung werden im ersten Schritt die Zielfunktionen nach ihrer Wichtigkeit sortiert. Danach wird das Problem für die Zielfunktion mit der höchsten Priorität gelöst. Wenn mehrere optimale Lösungsvektoren existieren, wird eine verkleinerte Version des Problems erstellt, welche durch die Lösungsvektoren der ersten Optimierung begrenzt ist. Das verkleinerte Problem wird für die zweite Zielfunktion gelöst. Der Vorgang wiederholt sich solange, bis entweder das Problem für alle Zielfunktionen gelöst wurde oder nur noch ein Lösungsvektor übrig bleibt. Für die gemeinsame Optimierung der MLU und der Pfadlängen hat die Optimierung der MLU die Priorität 1 und die Optimierung der Pfadlängen die Priorität 2. Das Problem für den zweiten Optimierungsschritt wird dadurch verkleinert, dass die berechnete MLU aus dem ersten

| Topo. | Sz. | mittlere Pfadlänge | | | Verbesserung | |
|-------|-----|--------------------|-----------|-----------|--------------|-----------|
| | | Normal | gew. Sum. | lex. Verf | nominell | bereinigt |
| G17 | S1 | 400 | 364 | 365 | 9% | 10% |
| | S2 | 407 | 363 | 364 | 11% | 12% |
| | S3 | 409 | 366 | 366 | 11% | 12% |
| G50 | S1 | 392 | 379 | 379 | 3% | 11% |
| | S2 | 392 | 379 | 379 | 3% | 11% |
| | S3 | 393 | 379 | 379 | 4% | 12% |
| G74 | S1 | 469 | 463 | 463 | 1% | 5% |
| | S2 | 467 | 461 | 461 | 1% | 5% |
| | S3 | 466 | 461 | 461 | 1% | 5% |

Tabelle 5.10.: Vergleich der mittleren Pfadlängen (in km) für die normale Zielfunktion, dem gewichteten Summenverfahren und des lexikografischen Ansatzes

Optimierungsschritt die Kapazität aller Verbindungsleitungen für den zweiten Optimierungsschritt begrenzt. Die lexikografische Optimierung kann keine Zielkonflikte zwischen verschiedenen Zielfunktionen berücksichtigen, da die Optimierung einer starren Hierarchie folgt. Diese Eigenschaft kann in bestimmten Situationen nachteilig sein. Für den hier dargestellten Fall ist sie jedoch von Vorteil, da die Pfadlängen nur im Lösungsraum der MLU-Optimierung verbessert werden. Es ist somit sichergestellt, dass in jeder Lösung die MLU den kleinstmöglichen Wert annimmt.

Die zwei Varianten der „Multi-Objective“-Optimierung wurden für die kompakte Reformulierung des Alpha-robusten Routingansatzes getestet. Die Ergebnisse für alle neun Probleminstanzen und die Pfadmengen $k = 2, \dots, 12$ sind in Anhang C.3, Tabellen C.28 bis C.36 zu finden. Die Tabelle 5.10 enthält die erreichten mittleren Pfadlängen des gewichteten Summenverfahrens, des lexikografischen Ansatzes und der normalen Zielfunktion (Minimierung der MLU) für $k = 4$. Die erreichte mittlere Pfadlänge für das gewichtete Summenverfahren und den lexikografischen Ansatz sind nahezu identisch. Daher wird in der vorletzten Spalte nur die Verbesserung der zwei Verfahren im Verhältnis zur normalen Zielfunktion angegeben. Für die Topologie Germany17 wird die größte nominelle Verbesserung erzielt. Dagegen liegt die Verbesserung für die Topologie Germany74 bei lediglich 1%. Es existieren jedoch Unterschiede zwischen den Topologien, um wie viel länger der längste Pfad im Verhältnis zum kürzesten Pfad ist. In der Topologie Germany17 ist die mittlere Pfadlänge der längste Pfade um 89%, in der Topologie Germany50 um 31% und für Germany74 um 24% höher. Werden diese unterschiedlichen Bereiche berücksichtigt, dann sind die erzielbaren bereinigten Verbesserungen für Germany17 und Germany50 nahezu identisch (letzte Spalte in Tabelle 5.10).

Für die Topologie Germany74 können nur geringe Verbesserungen erzielt werden, da die erreichte mittlere Pfadlänge für die normale Zielfunktion um lediglich 2% höher ist, als die mittlere Pfadlänge der kürzesten Pfade. Somit kann die erreichbare nominelle Verbesserung niemals mehr als 2% betragen.

Im gewichteten Summenverfahren werden die MLU und die Pfadlängen gleichzeitig optimiert. Daher kann die erreichbare MLU im gewichteten Summenverfahren prinzipiell höher sein als für die normale Zielfunktion. Da die Gewichte aber mit einem Unterschied von zwei Zehnerpotenzen gewählt wurden, konnte auch im gewichteten Summenverfahren immer die kleinstmögliche MLU erreicht werden. Der Hauptunterschied zwischen dem gewichteten Summenverfahren und dem lexiographischen Ansatz liegt in der benötigten Rechenzeit. Im lexiographischen Ansatz müssen immer zwei Optimierungsprobleme mit einer ähnlichen Komplexität gelöst werden. Daher benötigt der lexiographische Ansatz ca. die doppelte Rechenzeit wie das gewichtete Summenverfahren (vgl. Anhang C.3, Tabellen C.28 bis C.36).

5.5. Zusammenfassung

In diesem Kapitel wurde ein Alpha-robuster Routingansatz auf Basis des in Kapitel 4 vorgestellten einfachen YouTube-Verkehrsmodells entworfen. Robuste Routingverfahren können im Falle von MPLS-basierten Netzen als Linearprogramme formuliert werden. Der Vorteil von robusten gegenüber nicht-robusten Verfahren ist, dass sie das Netz nicht für eine Verkehrsmatrix optimieren, sondern für einen ganzen Verkehrsmatrixraum.

Der Alpha-robuste Routingansatz wurde als iteratives Verfahren sowie als kompakte Reformulierung beschrieben. Diese zwei Varianten wurden anhand der neun Probleminstanzen und verschiedener Anzahlen von Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung verglichen. Während die benötigte Rechenzeit der kompakten Formulierung mit der Anzahl verwendeter Pfade anstieg, war die Rechenzeit des iterativen Verfahrens stark abhängig von der Anzahl der benötigten Iterationen, der Anzahl der verwendeten Pfade und der Auswahl der Startwerte.

Anschließend wurde der Einfluss der drei Verkehrsszenarien auf die erreichbare MLU analysiert. Aufgrund seiner hierarchischen Struktur verhält sich die Topologie Germany74 in den drei Szenarien anders, als die Topologien Germany17 und Germany50 (siehe Tabelle 5.5). Für die Topologien Germany17 und Germany50 wird in Szenario 3 die gleiche MLU wie in Szenario 1 erreicht während für Germany74 die MLU in Szenario 3 deutlich höher ist.

In Abschnitt 5.3.5 wurde der Alpha-robuste Routingansatz mit einem nicht-robusten Offlineansatz, einem „Pipe“-Modell-basierten Routingansatz und dem Gamma-robusten

Routingansatz verglichen. Dabei wurde anhand von 10 000 Test-Verkehrsmatrizen gezeigt, dass die für den Alpha-robusten Routingansatz berechnete MLU eine obere Schranke darstellt und die erreichbare MLU deutlich darunter liegen kann. Der größte Gewinn mit dem Alpha-robusten Ansatz wurde in der Topologie Germany17 erzielt. Für diese Topologie war der Ansatz allen anderen überlegen (siehe Tabellen 5.6 und 5.7). In den Topologien Germany50 und Germany74 zeigte der Gamma-robuste Ansatz eine bessere Performance, besonders im Szenario 3 (siehe Tabelle 5.7). Generell lässt sich im Vergleich zum nicht-robusten Offlineansatz bei einer moderaten Verschlechterung der MLU im Normalfall eine gute Robustheit gegenüber dem Extremfall erreichen (siehe Tabelle 5.6).

Weiterhin ist es möglich, durch kombinierte Zielfunktionen neben der MLU auch die mittlere Pfadlänge zu optimieren. Dafür wurden zwei Ansätze vorgestellt und verglichen. Sowohl das gewichtete Summenverfahren als auch der lexikografische Ansatz erreichten eine beinahe identische Lösung für die mittleren Pfadlängen, ohne die MLU zu beeinflussen.

6. Maßnahmen gegen CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen

Der Fokus dieses Kapitels liegt auf Methoden, welche keine Koordinierung zwischen ISP-Netzen und CDNs erfordern. Hierbei können die Routen der eigenen IP-Präfixe (Abschnitt 6.1) oder die Zuweisung der IP-Präfixe (Abschnitt 6.2) angepasst werden. Da im Gegensatz zu Routing-bedingten Verkehrslastverschiebungen (vgl. Abschnitt 2.1) bei CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen die Ursache in der Anwendungsschicht liegt, kann CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen auch in dieser Schicht begegnet werden. Deshalb wird im Abschnitt 6.3 eine Methode basierend auf Anpassungen im DNS vorgestellt.

Unabhängig von der verwendeten Methode wird eine zusätzliche Komponente benötigt, welche eine CDN-bedingte Verkehrslastverschiebung erkennt. Dafür kann z. B. das in Kapitel 3 vorgestellte Messverfahren, erweitert um eine Erkennungslogik für Verkehrslastverschiebungen, verwendet werden.

6.1. BGP-basierte Methode

Um CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen, ohne Kooperation mit dem CDN entgegenzuwirken, kann eine Anpassung der IP-Präfix-Routen des ISP-Netzes erfolgen. Dabei nimmt ein ISP-Netzbetreiber Änderungen in den BGP-Einträgen von IP-Präfixen einer Region vor, wenn für die Region eine Verkehrslastverschiebung erkannt wird. Ziel ist es, den Verkehr wieder über den ursprünglichen Übergabepunkt zu leiten und infolge dessen die Verkehrslastverschiebung rückgängig zu machen. Dafür können die folgenden drei Anpassungen an dem neuen Übergabepunkt vorgenommen werden:

1. Erhöhung des MED-Attributes für das IP-Präfix,
2. Verlängerung des AS-Pfades durch „AS Path Prepending“ für das IP-Präfix,
3. Einstellung der Bekanntgabe eines IP-Präfixes.

Abbildung 6.1 zeigt ein Beispielszenario. Ausgangspunkt für das Beispiel ist eine Änderung des YouTube-Serverauswahlverhaltens von Serverstandort 2 hin zu Serverstandort 1

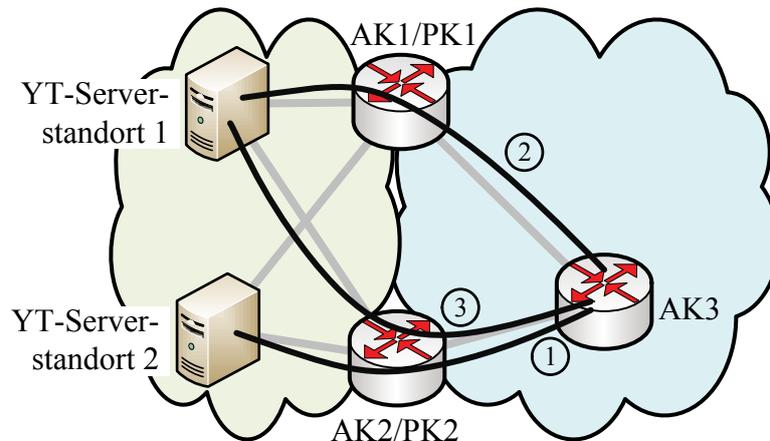


Abbildung 6.1.: BGP-basierte Methoden zur Abmilderung von CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen

für den Anschlussknoten 3 (AK3). Damit verschiebt sich der YouTube-Downstream-Verkehr vom Pfad 1 zum Pfad 2 (Abbildung 6.1). Um der Verkehrslastverschiebung entgegenzuwirken hat der ISP-Betreiber die Möglichkeit, den YouTube-Downstream-Verkehr auf Pfad 3 zu verschieben. Die Verschiebung kann erreicht werden, indem der ISP aufhört, das IP-Präfix von Anschlussknoten 3 (AK3) am Peering-Knoten 1 (PK1) bekanntzugeben. Der einzig mögliche Weg des Verkehrs ist somit über Pfad 3. Die zweite Möglichkeit ist, das IP-Präfix von Anschlussknoten 3 (AK3) mit einem höheren MED-Attribut am Peering-Knoten 1 (PK1) bekanntzugeben bzw. durch „AS Path Prepending“ der AS-Pfad des IP-Präfixes zu verlängern. Ziel ist den BGP-Entscheidungsprozess (vgl. Tabelle 2.1) der Router im Transportnetz von YouTube so zu beeinflussen, dass Peering-Knoten 2 (PK2) als Übergabepunkt für den Verkehr des IP-Präfixes ausgewählt wird.

Der Vorteil, IP-Präfixe je nach Situation bekanntzugeben oder nicht bekanntzugeben ist die Unabhängigkeit von den Kriterien im BGP-Entscheidungsprozess (vgl. Tabelle 2.1). Das ist jedoch nur möglich, wenn der Peering-Vertrag nicht explizit die Verfügbarkeit von IP-Präfixen an den Übergabepunkten regelt. Zudem kann häufiges Wechseln der Erreichbarkeit von IP-Präfixen in einem benachbarten Netz als „Route Flapping“ erkannt werden und somit zu Anwendung von „Route Flap Dampening“ [128] führen. Dies ist ein Verfahren, um den Einfluss von instabilen IP-Präfixen zu begrenzen. Es arbeitet wie folgt: Für jede Route existiert ein Zähler. Jedes mal, wenn die Route zurückgezogen wird, erhöht dies den Zähler um 1000 [24]. Bei Überschreitung des Schwellwertes („Suppress Limit“), wird die Route zu dem IP-Präfix nicht mehr im BGP-Entscheidungsprozess berücksichtigt. Der Standardwert des „Suppress Limit“ beträgt bei CISCO-Routern 2000 und bei Juniper-Routern 3000 [24]. Der Wert des Zählers nimmt exponentiell ab, bis zur

Unterschreitung eines zweiten Schwellwertes („Reuse Limit“, Standardwert 750 [87]). Ab dann wird die Route wieder im BGP-Entscheidungsprozess berücksichtigt. Weiterhin ist eine maximale Zeitspanne (empfohlener Standardwert 60 Minuten [24]) definiert, nach deren Ablauf eine Route wieder berücksichtigt wird.

Um „Route Flap Dampening“ zu vermeiden, darf eine Route höchstens im Bereich von mehreren Stunden oder Tagen geändert werden. Ein weiterer Nachteil ist, dass sich das Zurückziehen von Routen auf die Ausfallsicherheit auswirkt. Wenn z. B. das IP-Präfix vom Anschlussknoten 3 (AK3) in Abbildung 6.1 nur über den Peering-Knoten 2 (PK2) bekanntgegeben wird und dieser ausfällt, ist für alle Endnutzer an Anschlussknoten 3 (AK3) der Dienst von YouTube unerreichbar. Diesen Nachteil hat die Nutzung des MED-Attributes oder von „AS Path Prepending“ nicht. Sie haben aber den Nachteil, dass sie im BGP-Entscheidungsprozess erst nach dem „Local Preference“-Wert ausgewertet werden (vgl. Tabelle 2.1), d. h. wenn dieser gesetzt ist, haben die Änderung des MED-Attributes oder die Verlängerung des AS-Pfades keine Auswirkung auf die Entscheidung. Des Weiteren werden Anpassungen des MED-Attributes oder des AS-Pfades als Änderung der Route eines IP-Präfixes aufgefasst. Änderungen im AS-Pfad werden standardmäßig vom „Route Flap Dampening“ berücksichtigt. Es besteht aber die Möglichkeit dies zu deaktivieren. Hingegen ist die Berücksichtigung des MED-Attributes standardmäßig deaktiviert [128].

Eingriffe in das BGP bergen immer die Gefahr, dass bei Fehlern Teile des Netzes unerreichbar werden. Da Informationen über eBGP auch an andere Netze weitergegeben werden, kann sich ein solcher Fehler zudem über andere ISP-Netze verbreiten. Ein Beispiel ist die YouTube-Blockade in Pakistan von 2008. Die Pakistanische Telekom hatte das Ziel, YouTube in ihrem Netz zu sperren, indem sie die Routen zu YouTube manipulierte. Durch einen Konfigurationsfehler wurden diese Änderungen aber per eBGP an andere ISP weitergegeben. Dadurch war für mehrere Stunden YouTube in weiten Teilen Asiens nicht erreichbar [21]. Es ist infolge dessen für einen Netzbetreiber von zentraler Bedeutung, ob die Gewinne durch den Einsatz von einer BGP-basierten Methode es rechtfertigen, in das BGP-System des Netzes einzugreifen.

6.2. IP-Präfix-basierte Methode

Eine weitere Möglichkeit, Verkehrslastverschiebungen entgegenzuwirken, ist die Veränderung der IP-Präfix-Zuteilung in einem ISP-Netz, da die YouTube-Serverauswahl auf den IP-Präfixen der Endnutzer basiert (vgl. Abschnitt 3.6.2). In DSL-Anschlussnetzen wird die IP-Adresse eines Endnutzers vom „Broadband Remote Access Server“ (B-RAS) zugewiesen [7]. Die Komponenten eines DSL-Anschlussnetzes sind in Abbildung 6.2 dar-

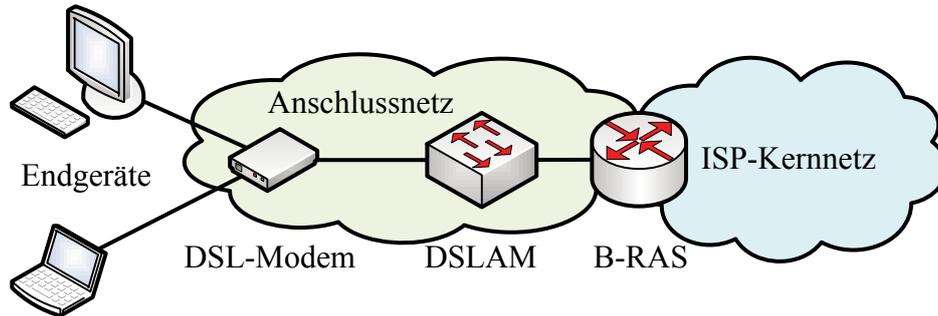


Abbildung 6.2.: Grundlegende Komponenten eines DSL-Anschlussnetzes

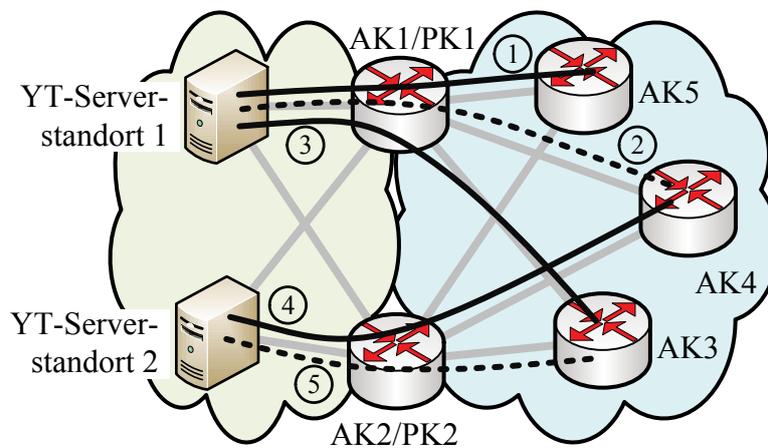


Abbildung 6.3.: Verkehrsflüsse in einem ISP-Netz vor und nach einer Anpassung der IP-Präfixe

gestellt. Das DSL-Modem befindet sich in der Obhut des Kunden und schließt das DSL-Anschlussnetz kundenseitig ab. Der „Digital Subscriber Line Access Multiplexer“ (DSLAM) befindet sich in der ersten Vermittlungsstelle. Der DSLAM aggregiert den Verkehr von mehreren Kunden und leitet diesen zum B-RAS weiter. Der B-RAS terminiert das DSL-Anschlussnetz netzseitig und stellt den Übergang zum Kernnetz des ISPs dar. Damit ist der B-RAS Bestandteil der Anschlussknoten. Weiterhin ist er neben der IP-Adressvergabe auch für die Verwaltung der Nutzer verantwortlich. Die verwendeten IP-Präfixe sind im B-RAS konfiguriert und können auch dort verändert werden.

Wie eine Anpassung der IP-Präfixe einer Verkehrslastverschiebung entgegenwirken kann, wird anhand von Abbildung 6.3 demonstriert. In der Ausgangssituation fließt der Verkehr für den Anschlussknoten 3 (AK3) über den Pfad 5, der Verkehr für den Anschlussknoten 4 (AK4) über den Pfad 4 und der Verkehr für den Anschlussknoten 5 (AK5) über den Pfad 1. Nach einer Veränderung der YouTube-Serverauswahl verschiebt

| | vor der Anpassung | nach der Anpassung |
|-----|-------------------|--------------------|
| AK3 | IP-Präfix 1 | IP-Präfix 2 |
| AK4 | IP-Präfix 2 | IP-Präfix 1 |
| AK5 | IP-Präfix 3 | IP-Präfix 3 |

Tabelle 6.1.: Anpassung der Zuweisung IP-Präfix zu Anschlussknoten

sich der Verkehrspfad für den Anschlussknoten 3 (AK3) vom Pfad 5 zum Pfad 3. Dies hat eine Verkehrslastverschiebung von Peering-Knoten 2 (PK2) hin zu Peering-Knoten 1 (PK1) zur Folge.

Weiterhin hat der ISP-Betreiber die Möglichkeit, aus Messungen des Serverauswahlverhaltens zu ermitteln, welche IP-Präfixe von welchen YouTube-Serverstandorten bedient werden. Basierend auf diesen Information kann der Netzbetreiber die Zuweisungen von einem IP-Präfix zu einem Anschlussknoten verändern und damit von welchem Serverstandort der Anschlussknoten bedient wird. Dies gibt dem ISP-Betreiber die Möglichkeit die Verkehrsflüsse in seinem Netz zu optimieren. Zum Beispiel kann ein Ergebnis der Optimierung sein, dass die IP-Präfixe zwischen den Anschlussknoten 3 und 4 getauscht werden (siehe Tabelle 6.1). Damit verschiebt sich der Verkehr von Anschlussknoten 3 (AK3) wieder zurück zu dem Pfad 5 und der Verkehr für Anschlussknoten 4 (AK4) verschiebt sich weg vom Pfad 4 zum Pfad 2.

Um die Verkehrsströme zu den gewünschten Anschlussknoten zu lenken, ist zusätzlich eine Änderung im Routing des Kernnetzes erforderlich. Daher muss zuerst dafür gesorgt werden, dass ein B-RAS keine IP-Adressen mehr aus dem zu wechselnden alten IP-Präfix vergibt und auch kein DSL-Modem in der Region eine IP-Adresse mit diesem IP-Präfix mehr verwendet. Erst dann kann das IP-Präfix einem neuen B-RAS zugewiesen und die neuen Routen können im Kernnetz verbreitet werden. Folglich ist ein nahtloser Tausch nicht möglich. Es besteht aber die Möglichkeit, mithilfe eines dritten temporären IP-Präfixes den Tausch schrittweise durchzuführen.

Eine Variante dieses Verfahrens ist, dass keine kompletten IP-Präfixe getauscht werden. Beispielsweise ist es möglich, ein IP-Präfix in zwei kleinere IP-Präfixe zu unterteilen und nur eines zu verschieben. Wie in Abschnitt 3.6.3 gezeigt wurde, ist die Länge der IP-Präfixe, auf welchen die Serverauswahl basiert, in der Regel länger als die IP-Präfixe der Anschlussknoten. Infolge dessen ist das Verhalten der Serverauswahl auch für zurzeit nicht verwendete IP-Präfixe bekannt. Eine zweite Variante macht sich diesen Umstand zu nutze und berücksichtigt auch nicht verwendete IP-Präfixe in der Optimierung. Zum Beispiel kann in der Abbildung 6.3 für den Anschlussknoten 3 (AK3) nicht das IP-Präfix mit dem Anschlussknoten 4 (AK4) getauscht werden, sondern es wird ein benachbartes

IP-Präfix von IP-Präfix 2 für den Anschlussknoten 3 (AK3) verwendet. Die zwei Varianten haben den Vorteil, dass zum einen das Problem mit dem IP-Präfix-Tausch umgangen wird. Zum anderen stellt sich wieder der ursprüngliche Verkehrsfluss ein.

Bei der Verwendung der IP-Präfix-basierte Methode müssen die Wechselwirkung zwischen dem YouTube-Serverauswahlmechanismus und der Anpassung der IP-Präfixe berücksichtigt werden. Beide sind dynamische und unabhängig voneinander agierende Systeme. Infolge dessen gilt es die Änderungen der IP-Präfixe so zu steuern, dass die Auswirkungen auf den YouTube-Serverauswahlmechanismus minimal sind und somit Rückkoppelungseffekte vermieden werden.

6.3. DNS-basierte Methode

Die auf DNS basierenden Methoden haben zum Ziel, die DNS-Auflösung während des Serverauswahlprozesses zu beeinflussen. In die DNS-Auflösung sind drei Netzelemente involviert (siehe Abbildungen 2.9 und 2.10):

1. das Endgerät des Nutzers,
2. der lokale DNS-Server,
3. der DNS-Server des CDNs.

Für einen ISP ist die einfachste Möglichkeit, am lokalen DNS-Server in die DNS-Auflösung einzugreifen, da dieser das einzige Netzelement unter Kontrolle des Netzbetreibers ist. Eine Architektur, die eine solche Eingriffsmöglichkeit bietet, ist PaDIS [94, 95]. PaDIS lässt sich sowohl nicht-kooperativ als auch kooperativ nutzen. Im Folgenden soll nur auf die nicht-kooperative Nutzung eingegangen werden [94]. Bis zu Schritt 4 in Abbildung 6.4 folgt die Funktionsweise von PaDIS dem normalen Prozess der DNS-Auflösung. Im Schritt 5 gibt der lokale DNS-Server aber nicht das Ergebnis der DNS-Auflösung an das Endnutzergesetz zurück, sondern stellt eine Ranking-Anfrage an den PaDIS-Server. Dieser bezieht für die Auswahl der IP-Adresse auch die IP-Adressen früherer DNS-Auflösungen für die URL mit ein und wählt eine auf den vom ISP-Betreiber vorgegebenen Richtlinien basierende IP-Adresse aus.

Die Architektur des PaDIS-Servers ist [94] entnommen und in Abbildung 6.5 dargestellt. Sie ist in die zwei Funktionsblöcke Informationsmanagement und Anfrageverarbeitung unterteilt. Das Informationsmanagement sammelt Informationen über das Netzwerk, z. B. die aktuellen Routen und die Verbindungsleitungsauslastungen (Informationsgewinnung). Die Möglichkeiten, diese Informationen zu gewinnen, wurden in Abschnitt 2.1.4.1 und Abschnitt 2.1.4.2 diskutiert. Darauf basierend werden die aktuelle Topologie

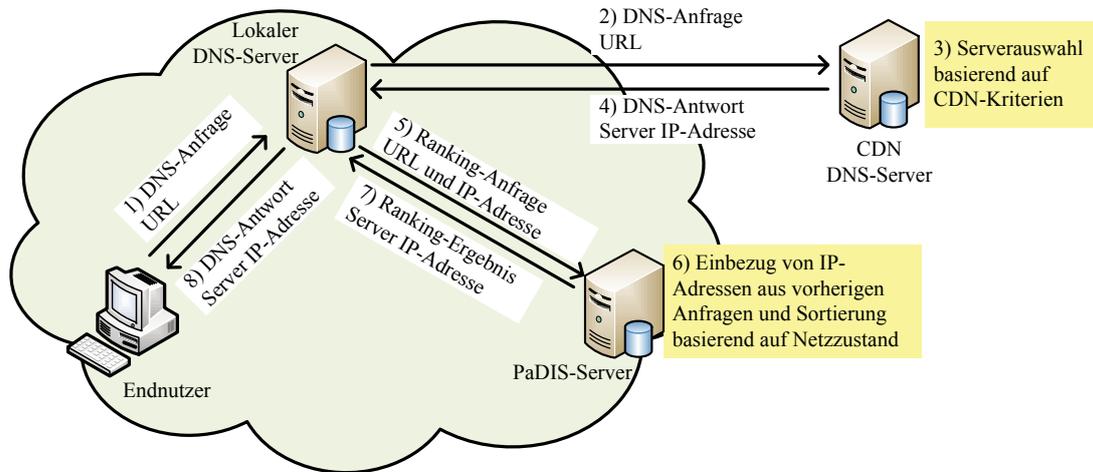


Abbildung 6.4.: Nicht-kooperative Funktionsweise von PaDIS [94]

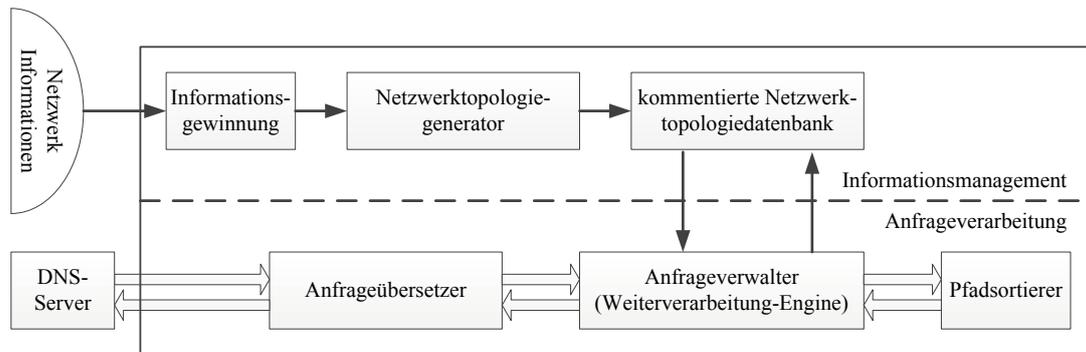


Abbildung 6.5.: Übersicht PaDIS-Architektur [94]

des ISP-Netzes und die möglichen Verkehrspfade berechnet (Netzwerktopologiegenerator) und zur weiteren Verwendung gespeichert (Netzwerktopologiedatenbank).

Der Anfrageverarbeitungsblock verarbeitet und beantwortet die Anfragen des DNS-Servers. Zuerst wird geprüft, ob die Anfrage das richtige Format hat und ob sie von einem zulässigen DNS-Server gesendet wurde. Falls diese Bedingungen erfüllt sind, wird die Anfrage aufbereitet, indem mögliche weitere IP-Adressen für den Servernamen der Anfrage hinzugefügt werden und an den Anfrageverwalter weitergeleitet (Anfrageübersetzer). Die Anfrage enthält neben den möglichen Server-IP-Adressen auch die IP-Adresse des Endgerätes. Die IP-Adressinformationen werden verwendet, um alle möglichen Kombinationen von Quelle-Ziel-Beziehungen zu bilden. Die Verkehrspfade und deren momentaner Zustand für alle Quelle-Ziel-Beziehungen werden vom Anfrageverwalter aus der Topologiedatenbank abgefragt. Diese Informationen werden dem Pfadsortierer weiter-

geben. Anhand vorher festgelegter Sortierfunktionen ordnet dieser die Pfade und gibt die so erstellte Liste an den Anfrageverwalter zurück. Der Anfrageverwalter entfernt alle Informationen, außer den Server-IP-Adressen aus der Liste und gibt sie dem Anfrageübersetzer zurück, welcher die Liste an den DNS-Server übergibt. Die Sortierfunktion kann verschiedenen Kriterien folgen, wie beispielsweise der verfügbaren Bandbreite, dem kürzesten Weg oder der minimalen Verzögerungszeit. Infolge dessen können ungewollte Verkehrslastverschiebungen vermieden werden, da die Auswahl des CDN-Serverauswahlmechanismus dem ISP-Netz angepasst wird.

Die beschriebene PaDIS-Architektur ist in der Lage, die Serverauswahl von CDNs zu beeinflussen, welche einen DNS-basierten Serverauswahlmechanismus einsetzen. Vom Anfrageübersetzer werden zusätzliche IP-Adressen der Anfrage hinzugefügt. Diese IP-Adressen stammen aus vorangegangenen Anfragen für den angefragten Servernamen. Bei einem „URL-rewriting“-basierten Serverauswahlmechanismus ändert sich bei der Serverauswahl der Servername. Die IP-Adresse für den Servernamen ist konstant. Aufgrund dessen kann der Anfrageübersetzer der Anfrage keine zusätzlichen IP-Adressen mehr hinzufügen. Um auch YouTube-Anfragen verarbeiten zu können, ist es notwendig, den Anfrageübersetzer anzupassen. Wie bereits in Abschnitt 3.4.2 beschrieben, sind je nach Serverstandort 1 bis 62 Servercluster vorhanden. Daher ist es notwendig die Struktur der Servernamen detailliert zu analysieren, um zu bestimmen, welche Servercluster bzw. welche Serverclusterbereiche der unterschiedlichen Serverstandorte am Wahrscheinlichsten die selben Inhalte ausliefern können.

Im Folgenden soll auf mögliche Probleme bei der nicht-kooperativen Anwendung von PaDIS hingewiesen werden. Das Hauptproblem ist, dass PaDIS die Serverauswahl des CDNs überschreibt. Somit werden für die Serverauswahl lediglich Kriterien, welche das ISP-Netz betreffen, berücksichtigt und keine Kriterien des CDNs. Anhand von zwei Beispielen wird gezeigt, wie dies zu Beeinträchtigungen des vom CDN bereitgestellten Dienstes führen kann, bis hin zur Unerreichbarkeit. Für das erste Beispiel wird angenommen, dass der CDN-Betreiber eine Serverlast-abhängige Auswahlstrategie verfolgt. Diese Strategie wählt den bevorzugten Serverstandort aus, bis eine Lastschwelle überschritten wird. Von da an werden weiter entfernte Serverstandorte ausgewählt. Sofern die Lastschwelle überschritten ist und von PaDIS weiterhin der bevorzugte Serverstandort ausgewählt wird, kann der CDN-Betreiber dies nur kompensieren, indem er die Endnutzer anderer ISP-Netze auf andere Serverstandorte leitet. Wenn aber die Anzahl der Endnutzer des ISP-Netzes ausreicht, um den Serverstandort zu überlasten (bzw. auch andere ISP PaDIS einsetzen), können die Endnutzer des ISPs den CDN-bereitgestellten Dienst nicht mehr erreichen.

Für das zweite Beispiel wird angenommen, dass der CDN einen neuen Server auswählt, da der bevorzugte Server entweder ausgefallen oder wegen Instandhaltungsarbeiten nicht erreichbar ist. Wenn PaDIS weiterhin den bevorzugten Server ausgewählt, können auch hier die Endnutzer des ISPs den CDN-bereitgestellten Dienst nicht mehr erreichen. Um diese Probleme zu beheben, kann der Auswahlprozess von PaDIS um CDN-spezifische Kriterien erweitert werden. Die benötigten Informationen können durch Messungen gewonnen werden, da keine Kooperation zwischen CDN und ISP angenommen wird. Eine Möglichkeit ist, durch regelmäßige RTT-Messungen zu prüfen, ob die fraglichen Server noch erreichbar sind. Dadurch kann sichergestellt werden, dass die Server weder ausgefallen und nicht wegen Instandhaltungsarbeiten heruntergefahren sind.

7. Zusammenfassung

Die Hauptursachen von nicht durch das Nutzerverhalten bedingte Verkehrslastverschiebungen in „Internet Service Provider“ (ISP)-Netzen liegen zum einen in Änderungen im Interdomain-Routing und zum anderen in „Load Balancing“-Aktionen innerhalb von „Content Delivery Networks“ (CDNs). Die Verkehrslastverschiebungen im ISP-Netz entstehen als Folge der Änderung der Verkehrs-Ein- und Austrittspunkte. Verkehrslaständerungen an den Eintrittspunkten sind für einen ISP besonders kritisch, da er nur begrenzte Möglichkeiten hat, um auf deren Ursachen (die außerhalb seines Netzes liegen) Einfluss zu nehmen.

Im Gegensatz zu Routing-bedingten Verkehrslastverschiebungen finden CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen bisher wenig Beachtung in der wissenschaftlichen Literatur obwohl CDNs mittlerweile die größten Verkehrsquellen für ISP-Netze darstellen. Beispielsweise wurden 2012 70% des „Hyper Text Transfer Protocol“ (HTTP)-Verkehrs in der Hauptverkehrsstunde eines europäischen ISPs von den 10 größten CDNs verursacht [44]. Daher wurde in der vorliegenden Arbeit der Fokus auf CDN-bedingte Verkehrslastverschiebungen gelegt und neben der Messung, Analyse und Modellierung dieser Verschiebungen, nicht-kooperative Mechanismen zur deren Abmilderung bzw. Vermeidung diskutiert.

Zunächst wurden die Änderungen in der Serverauswahl im YouTube-CDN mittels eines eigens entwickelten aktiven Messverfahrens ermittelt. Es sind zwei Messreihen durchgeführt worden: eine Messstudie unter Verwendung von HTTP-Proxy-Servern in europaweit verteilten ISPs und eine weitere Messstudie mittels mehrerer Messproben innerhalb eines deutschen ISPs. Anhand der zwei Messstudien konnten die YouTube-CDN-Infrastruktur und das Serverauswahlverhalten von YouTube analysiert werden. Es zeigte sich, dass neben mindestens 45 YouTube-eigenen Serverstandorten mindestens 163 Serverstandorte von YouTube in ISP-Netzen existieren (vgl. Abschnitt 3.4.2). Bei der Analyse der Serverauswahl standen das zeitliche und räumliche Verhalten im Vordergrund. Über kurze Zeiträume (innerhalb eines Tages) kann zwischen einem im Tagesverlauf konstanten Profil und einem im Tagesverlauf periodischen Profil unterschieden werden (vgl. Abschnitt 3.6.1). Im Tagesverlauf periodische Profile zeigen eine klare Unterteilung in eine Niederlast- und eine Hochlastphase. In der Niederlastphase wird

vorrangig ein einziger naher Serverstandort ausgewählt, während in der Hochlastphase die Last zumeist über mehrere größere Serverstandorte verteilt ist. Diese unterschiedlichen Ausprägungen des Auswahlverhaltens haben einen wesentlich größeren Einfluss auf die „Round Trip Time“ und damit die Dienstgüte als z. B. der Paketpufferfüllstand in den Routern des ISP-Netzes. Als weiteren Einflussfaktor für die Serverauswahl ist die Größe des Serverstandortes identifiziert worden. In der Hochlastphase werden bei im Tagesverlauf periodischen Profilen vorrangig große europäische Serverstandorte verwendet. Über längere Zeiträume, d. h. im Bereich mehrerer Wochen, sind zahlreiche Veränderungen im Serverauswahlverhalten erkennbar. Dabei ist die jeweilige Zeitdauer, über welche die Serverauswahl unverändert bleibt, sehr variabel. Es zeigt sich auch, dass die Serverauswahl für verschiedene ISP-Netze unterschiedlich ist (vgl. Abschnitt 3.6.3). Ebenfalls beobachtet wurde eine Abhängigkeit der Serverauswahl vom Standort des Endnutzers innerhalb eines ISP-Netzes, repräsentiert durch den ihm zugewiesenen IP-Adress-Präfix. Nur geringe Korrelationen bestehen zwischen den Serverauswahlverhalten in verschiedenen ISP-Netzen bzw. Regionen eines ISP-Netzes (vgl. Abschnitt 3.6.2).

Basierend auf den Erkenntnissen der Serverauswahlverhaltensanalyse wurde ein Verkehrsmodell entwickelt, welches die durch Änderungen der YouTube-Serverauswahl verursachten Verkehrslastverschiebungen abbildet (vgl. Kapitel 4). Dieses Verkehrsmodell bildet die Grundlage für die Bestimmung optimaler Routen in ISP-Netzen, welche eine hohe Robustheit gegenüber den Verkehrslastschwankungen aufweisen (Alpha-robuste Routingoptimierung, vgl. Abschnitt 5.2). Das Ziel der Alpha-robusten Routingoptimierung ist, statische MPLS-Mehrfachpfade zu finden, so dass die maximale Leitungsauslastung („Maximum Link Utilization“ - MLU) unter Berücksichtigung aller möglichen YouTube-Verkehrslastverschiebungen minimiert wird. Zur Lösung des Alpha-robusten Routing-Optimierungsproblems bei größeren Problemskalierungen wurde ein iteratives Verfahren entwickelt und eine kompakte Reformulierung vorgestellt. Die benötigte Rechenzeit steigt im Falle der kompakten Reformulierung mit der Anzahl der vorgegebenen MPLS-Pfade an, während beim iterativen Verfahren eine Abhängigkeit von der Anzahl der Iterationen, der vorgegebenen MPLS-Pfade und der Wahl der Startwerte besteht (vgl. Abschnitt 5.3.3).

Die Leistungsfähigkeit des Alpha-robusten Routings wurde mit einem nicht-robusten und zwei alternativen robusten Routingverfahren verglichen. Im Vergleich zu dem nicht-robusten Routing wurde beobachtet, dass die MLU im Normallastfall moderat schlechter ist, während bei Verkehrslastverschiebungen naturgemäß deutliche Verbesserungen erzielt werden. Die Performanz des Alpha-robusten Routings gegenüber den anderen robusten Routingverfahren ist von der Topologie des ISP-Netzes abhängig. Für kleinere Netze erreicht der Alpha-robuste Routingansatz die besten MLU-Werte, während für

größere Netze das Gamma-robuste Routing im Vorteil ist. Dies liegt darin begründet, dass beim Alpha-robusten Routing auch sehr unwahrscheinliche Ausprägungen der Verkehrsmatrix berücksichtigt werden (vgl. Abschnitt 5.3.5). Es kann sinnvoll sein, neben der MLU zusätzliche Kriterien wie z.B. die mittlere Pfadlänge in der Zielfunktion der Alpha-robusten Routingoptimierung zu berücksichtigen (vgl. Abschnitt 5.4). Weiterhin kann die Effizienz der Alpha-robusten Routingoptimierung für große Netztopologien verbessert werden indem zusätzliche Nebenbedingungen hinzugefügt werden, welche selten auftretende Extremfällen der Verkehrsmatrizen ausschließen. Um auch durch Lastverteilungsmechanismen anderer CDNs oder Interdomain-Routingänderungen verursachte Verkehrslastverschiebungen beim Routing zu berücksichtigen, kann in die Alpha-robuste Routingoptimierung das verallgemeinerte Verkehrsmodell (vgl. Abschnitt 4.3) einbezogen werden.

Es sei angemerkt, dass die in dieser Arbeit vorgestellten eigenen Messstudien aus praktischen Gründen auf die Analyse des YouTube-Serverauswahlverhaltens beschränkt waren. Wenn zusätzlich noch Verkehrsmessungen in den ISP-Netzen möglich gewesen wären, hätten die Auswirkungen der Serverauswahl auf die Verkehrswerte direkt ermittelt werden können und es hätte ein Verkehrsmodell erstellt werden können, welches die Realität noch genauer abbildet.

Interessante Anknüpfungspunkte für weiterführende Arbeiten bestehen in der detaillierten Analyse und Verfeinerung der in Kapitel 6 nur kurz angerissenen Methoden zum Entgegenwirken von CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen. Mittels dieser Methoden können ISPs Verkehrslastverschiebungen, die außerhalb ihrer Netze verursacht werden, beeinflussen und sie ganz oder teilweise rückgängig machen. Hier bedarf es noch zahlreicher weiterer Untersuchungen um die Wirksamkeit dieser Methoden zu bewerten und um konkrete Implementationsvorschläge zu erarbeiten.

A. Anhang YouTube-Analyse

A.1. Liste der für die Messstudien ausgewählten Videos

| | |
|----|---|
| 1 | Shakira Waka Waka (Official Musikvideo) Full HD http://www.youtube.com/watch?v=2ssflEr3s44 |
| 2 | NIGHTWISH - Amaranth (OFFICIAL MUSIC VIDEO) http://www.youtube.com/watch?v=GdZn7k5rZLQ |
| 3 | Stromae - Te Quiero (clip officiel) http://www.youtube.com/watch?v=j7YlWQNW7lM |
| 4 | Chipmunks- Disco Pogo http://www.youtube.com/watch?v=-gzTywmeKjE |
| 5 | Toy John Deere Turf Tractor http://www.youtube.com/watch?v=vaNFW7UM5us |
| 6 | Manfred Mann - Blinded by the Light http://www.youtube.com/watch?v=lcWVL4B-4pI |
| 7 | John OCallaghan & Betsie Larkin - Save This Moment (Official Music Video) http://www.youtube.com/watch?v=nymzssF494o |
| 8 | Григорий Лепс - Самый лучший день http://www.youtube.com/watch?v=6mTJ3qOaXVw |
| 9 | Zcalacee - Gallerie (Songtext Lyrics) http://www.youtube.com/watch?v=G5mJnAfgDok |
| 10 | Kad si sretan - Fifi & cvjetno društvo & Spužva Bob, dječja pjesmica- ZA RADOST klaun orgINALNOST http://www.youtube.com/watch?v=64woo1jX7nI |
| 11 | Turkey Day http://www.youtube.com/watch?v=yyXbUzDAXrw |
| 12 | Ponyo Movie Trailer http://www.youtube.com/watch?v=ALsYgbxOZuI |
| 13 | Damien Walters 2011 Official Showreel http://www.youtube.com/watch?v=zQgFxDSqft4 |
| 14 | TOP 10 SAVES OF THE WORLD CUP HD HQ.mkv http://www.youtube.com/watch?v=CxI_UNM1foM |
| 15 | why women are stupid..... http://www.youtube.com/watch?v=4eL0M6oeQWE |
| 16 | Asaf Avidan - One day / Reckoning Song (Wankelmut Remix) http://www.youtube.com/watch?v=KRAMNWzfjcg |
| 17 | Chuggington Interactive Railway – All Around Chuggington Set http://www.youtube.com/watch?v=uPy89YU91c8 |
| 18 | Panic brake from 246kmh http://www.youtube.com/watch?v=95vKMsQ4-Pc |
| 19 | Wedding Fails Compilation 2012 FailArmy http://www.youtube.com/watch?v=BPxR61cDB6U |
| 20 | Martin Solveig & Dragonette - Hello (Official Short Video Version HD) http://www.youtube.com/watch?v=kK42LZqO0wA |

Tabelle A.1.: Übersicht abgerufene Videos für Messkampagnen in europäischen ISP

A.2. Übersicht der IP-Präfixbereiche und der YouTube-eigene Serverstandorte

| IP-Präfix | NR | IP-Präfix | NR | IP-Präfix | NR | IP-Präfix | NR |
|--------------|---------|--------------|---------|--------------|---------|---------------|---------|
| 64.233.164.0 | lscache | 74.125.160.0 | city2 | 173.194.13.0 | city2 | 173.194.66.0 | lscache |
| 64.233.165.0 | lscache | 74.125.161.0 | city2 | 173.194.14.0 | city2 | 173.194.68.0 | lscache |
| 64.233.168.0 | lscache | 74.125.162.0 | city2 | 173.194.15.0 | city2 | 173.194.71.0 | lscache |
| 64.233.185.0 | lscache | 74.125.163.0 | city2 | 173.194.16.0 | city2 | 173.194.72.0 | lscache |
| 74.125.0.0 | city2 | 74.125.165.0 | city2 | 173.194.17.0 | city2 | 173.194.112.0 | lscache |
| 74.125.1.0 | city2 | 74.125.166.0 | city2 | 173.194.18.0 | city2 | 173.194.113.0 | lscache |
| 74.125.2.0 | city2 | 74.125.167.0 | city2 | 173.194.19.0 | city2 | 173.194.115.0 | lscache |
| 74.125.4.0 | city2 | 74.125.168.0 | city2 | 173.194.20.0 | city2 | 173.194.116.0 | lscache |
| 74.125.5.0 | city2 | 74.125.169.0 | city2 | 173.194.21.0 | city2 | 173.194.118.0 | lscache |
| 74.125.6.0 | city2 | 74.125.170.0 | city2 | 173.194.22.0 | city2 | 173.194.120.0 | lscache |
| 74.125.7.0 | city2 | 74.125.172.0 | city2 | 173.194.24.0 | city2 | 173.194.121.0 | lscache |
| 74.125.8.0 | city2 | 74.125.173.0 | city2 | 173.194.25.0 | city2 | 173.194.122.0 | lscache |
| 74.125.9.0 | city2 | 74.125.174.0 | city2 | 173.194.26.0 | city2 | 173.194.126.0 | lscache |
| 74.125.10.0 | city2 | 74.125.175.0 | city2 | 173.194.28.0 | city2 | 173.194.127.0 | lscache |
| 74.125.11.0 | city2 | 74.125.192.0 | lscache | 173.194.29.0 | city2 | 173.194.129.0 | city2 |
| 74.125.12.0 | city2 | 74.125.196.0 | lscache | 173.194.31.0 | city2 | 173.194.130.0 | city2 |
| 74.125.13.0 | city2 | 74.125.198.0 | lscache | 173.194.32.0 | lscache | 173.194.131.0 | city2 |
| 74.125.14.0 | city2 | 74.125.200.0 | lscache | 173.194.33.0 | lscache | 173.194.132.0 | city2 |
| 74.125.15.0 | city2 | 74.125.201.0 | lscache | 173.194.34.0 | lscache | 173.194.133.0 | city2 |
| 74.125.21.0 | lscache | 74.125.203.0 | lscache | 173.194.35.0 | lscache | 173.194.134.0 | city2 |
| 74.125.22.0 | lscache | 74.125.204.0 | lscache | 173.194.37.0 | lscache | 173.194.135.0 | city2 |
| 74.125.23.0 | lscache | 74.125.206.0 | lscache | 173.194.39.0 | lscache | 173.194.136.0 | city2 |
| 74.125.24.0 | lscache | 74.125.224.0 | lscache | 173.194.40.0 | lscache | 173.194.137.0 | city2 |
| 74.125.31.0 | lscache | 74.125.225.0 | lscache | 173.194.41.0 | lscache | 173.194.138.0 | city2 |
| 74.125.68.0 | lscache | 74.125.226.0 | lscache | 173.194.42.0 | lscache | 173.194.139.0 | city2 |
| 74.125.70.0 | lscache | 74.125.227.0 | lscache | 173.194.43.0 | lscache | 173.194.141.0 | city2 |
| 74.125.96.0 | city2 | 74.125.228.0 | lscache | 173.194.44.0 | lscache | 173.194.142.0 | city2 |
| 74.125.97.0 | city2 | 74.125.230.0 | lscache | 173.194.45.0 | lscache | 173.194.143.0 | city2 |
| 74.125.99.0 | city2 | 74.125.232.0 | lscache | 173.194.46.0 | lscache | 173.194.147.0 | city2 |
| 74.125.100.0 | city2 | 74.125.233.0 | lscache | 173.194.48.0 | city2 | 208.117.236.0 | city2 |
| 74.125.101.0 | city2 | 74.125.236.0 | lscache | 173.194.49.0 | city2 | 208.117.238.0 | city2 |
| 74.125.102.0 | city2 | 74.125.237.0 | lscache | 173.194.50.0 | city2 | 208.117.239.0 | city2 |
| 74.125.103.0 | city2 | 74.125.239.0 | lscache | 173.194.51.0 | city2 | 208.117.240.0 | city2 |
| 74.125.104.0 | city2 | 173.194.0.0 | city2 | 173.194.52.0 | city2 | 208.117.242.0 | city2 |
| 74.125.105.0 | city2 | 173.194.1.0 | city2 | 173.194.53.0 | city2 | 208.117.248.0 | city2 |
| 74.125.107.0 | city2 | 173.194.2.0 | city2 | 173.194.54.0 | city2 | 208.117.249.0 | city2 |
| 74.125.108.0 | city2 | 173.194.3.0 | city2 | 173.194.56.0 | city2 | 208.117.250.0 | city2 |
| 74.125.109.0 | city2 | 173.194.4.0 | city2 | 173.194.57.0 | city2 | 208.117.251.0 | city2 |
| 74.125.110.0 | city2 | 173.194.6.0 | city2 | 173.194.58.0 | city2 | 208.117.252.0 | city2 |

A. Anhang YouTube-Analyse

| | | | | | | | |
|--------------|---------|--------------|-------|--------------|---------|--------------|-------|
| 74.125.111.0 | city2 | 173.194.7.0 | city2 | 173.194.59.0 | city2 | 209.85.225.0 | city2 |
| 74.125.130.0 | lscache | 173.194.8.0 | city2 | 173.194.60.0 | city2 | 209.85.226.0 | city2 |
| 74.125.131.0 | lscache | 173.194.9.0 | city2 | 173.194.61.0 | city2 | 209.85.227.0 | city2 |
| 74.125.136.0 | lscache | 173.194.10.0 | city2 | 173.194.62.0 | city2 | 209.85.228.0 | city2 |
| 74.125.137.0 | lscache | 173.194.11.0 | city2 | 173.194.63.0 | city2 | 209.85.229.0 | city2 |
| 74.125.143.0 | lscache | 173.194.12.0 | city2 | 173.194.65.0 | lscache | 209.85.231.0 | city2 |

Tabelle A.2.: Übersicht aller gefundenen /24-Präfixe von YouTube und welchen Namensraum (NR) sie zugeordnet sind

In Tabelle A.3 sind die Servercluster-IDs aller YouTube-Serverstandorte aufgelistet. Für jeden Servercluster ist jeweils die IP-Adresse des ersten Servers angegeben. Die restlichen 19 Server des Clusters verwenden die darauffolgenden IP-Adressen.

| Amsterdam, Niederlande | | | | | |
|------------------------|----------------|----------|----------------|----------|-----------------|
| ams03s07 | 74.125.15.6 | ams03s21 | 173.194.50.70 | ams14s08 | 209.85.226.38 |
| ams03s08 | 74.125.15.38 | ams03s22 | 173.194.50.102 | ams14s09 | 209.85.226.70 |
| ams03s09 | 74.125.15.70 | ams03s23 | 173.194.50.134 | ams14s10 | 209.85.226.102 |
| ams03s10 | 74.125.15.102 | ams03s24 | 173.194.50.166 | ams14s11 | 209.85.226.134 |
| ams03s11 | 74.125.15.134 | ams03s25 | 173.194.50.198 | ams14s12 | 209.85.226.166 |
| ams03s12 | 74.125.15.166 | ams03s26 | 173.194.50.230 | ams09x01 | 208.117.250.6 |
| ams03s13 | 74.125.15.198 | ams14s01 | 74.125.8.198 | ams09x02 | 208.117.250.38 |
| ams03s14 | 74.125.15.230 | ams14s02 | 74.125.8.230 | ams09x03 | 208.117.250.70 |
| ams03s15 | 173.194.50.6 | ams14s03 | 74.125.100.6 | ams09x04 | 208.117.250.102 |
| ams03s16 | 173.194.50.38 | ams14s04 | 74.125.100.38 | ams09x05 | 208.117.250.134 |
| ams03s17 | 74.125.8.70 | ams14s05 | 74.125.100.70 | ams09x06 | 208.117.250.166 |
| ams03s18 | 74.125.8.102 | ams14s06 | 74.125.100.102 | ams09x07 | 208.117.250.198 |
| ams03s19 | 74.125.8.134 | ams14s07 | 209.85.226.6 | ams09x08 | 208.117.250.230 |
| ams03s20 | 74.125.8.166 | | | | |
| Berlin, Deutschland | | | | | |
| ber01s04 | 173.194.16.134 | ber01s07 | 173.194.16.230 | ber01s12 | 173.194.18.198 |
| ber01s05 | 173.194.16.166 | ber01s10 | 173.194.18.134 | ber01s13 | 173.194.18.230 |
| ber01s06 | 173.194.16.198 | ber01s11 | 173.194.18.166 | | |
| Budapest, Ungarn | | | | | |
| bud02s05 | 74.125.108.6 | bud02s11 | 74.125.108.198 | bud02s16 | 173.194.1.166 |
| bud02s06 | 74.125.108.38 | bud02s12 | 74.125.108.230 | bud02s17 | 173.194.1.198 |
| bud02s07 | 74.125.108.70 | bud02s13 | 173.194.1.6 | bud02s18 | 173.194.1.230 |
| bud02s08 | 74.125.108.102 | bud02s14 | 173.194.1.38 | bud02s19 | 173.194.2.134 |
| bud02s09 | 74.125.108.134 | bud02s15 | 173.194.1.134 | bud02s20 | 173.194.2.166 |
| bud02s10 | 74.125.108.166 | | | | |
| Dublin, Irland | | | | | |

A.2. Übersicht der IP-Präfixbereiche und der YouTube-eigene Serverstandorte

| | | | | | |
|------------------------|----------------|----------|-----------------|----------|-----------------|
| dub06s01 | 74.125.97.6 | dub06s04 | 74.125.97.102 | dub06s07 | 173.194.138.166 |
| dub06s02 | 74.125.97.38 | dub06s05 | 173.194.138.102 | dub06s08 | 173.194.138.198 |
| dub06s03 | 74.125.97.70 | dub06s06 | 173.194.138.134 | | |
| Frankfurt, Deutschland | | | | | |
| fra07s01 | 173.194.6.70 | fra07s40 | 74.125.99.230 | fra07s62 | 74.125.173.230 |
| fra07s02 | 173.194.6.102 | fra07s41 | 173.194.62.198 | fra07s65 | 173.194.2.198 |
| fra07s03 | 74.125.99.70 | fra07s42 | 173.194.62.230 | fra07s66 | 173.194.2.230 |
| fra07s04 | 74.125.99.102 | fra07s43 | 74.125.111.198 | fra07s67 | 173.194.16.6 |
| fra07s05 | 173.194.6.6 | fra07s44 | 74.125.111.230 | fra07s68 | 173.194.16.38 |
| fra07s06 | 173.194.6.38 | fra07s45 | 74.125.160.6 | fra07s69 | 173.194.15.6 |
| fra07s13 | 173.194.6.134 | fra07s46 | 74.125.160.38 | fra07s70 | 173.194.15.38 |
| fra07s14 | 173.194.6.166 | fra07s47 | 74.125.160.70 | fra07s71 | 173.194.15.70 |
| fra07s15 | 173.194.6.198 | fra07s48 | 74.125.160.102 | fra07s72 | 173.194.15.102 |
| fra07s16 | 173.194.6.230 | fra07s49 | 74.125.162.134 | fra07s73 | 173.194.21.230 |
| fra07s17 | 173.194.62.6 | fra07s50 | 74.125.162.166 | fra07s74 | 173.194.48.134 |
| fra07s18 | 173.194.62.38 | fra07s52 | 74.125.162.230 | fra07s75 | 173.194.19.230 |
| fra07s19 | 173.194.62.70 | fra07s53 | 74.125.163.134 | fra07s76 | 173.194.21.198 |
| fra07s20 | 173.194.62.102 | fra07s54 | 74.125.163.166 | fra07x01 | 208.117.254.6 |
| fra07s21 | 173.194.62.134 | fra07s55 | 74.125.163.198 | fra07x02 | 208.117.254.38 |
| fra07s22 | 173.194.62.166 | fra07s56 | 74.125.163.230 | fra07x03 | 208.117.254.70 |
| fra07s23 | 74.125.99.6 | fra07s57 | 74.125.173.70 | fra07x04 | 208.117.254.102 |
| fra07s24 | 74.125.99.38 | fra07s58 | 74.125.173.102 | fra07x05 | 208.117.254.134 |
| fra07s25 | 74.125.99.134 | fra07s59 | 74.125.173.134 | fra07x07 | 208.117.254.198 |
| fra07s26 | 74.125.99.166 | fra07s60 | 74.125.173.166 | fra07x08 | 208.117.254.230 |
| fra07s39 | 74.125.99.198 | fra07s61 | 74.125.173.198 | | |
| Hamburg, Deutschland | | | | | |
| ham02s03 | 74.125.160.134 | ham02s06 | 74.125.160.230 | ham02s09 | 74.125.162.70 |
| ham02s04 | 74.125.160.166 | ham02s07 | 74.125.162.6 | ham02s10 | 74.125.162.102 |
| ham02s05 | 74.125.160.198 | ham02s08 | 74.125.162.38 | | |
| Kiev, Ukraine | | | | | |
| kbp02s02 | 173.194.21.48 | kbp02s04 | 173.194.21.144 | kbp02s05 | 173.194.21.176 |
| kbp02s03 | 173.194.21.112 | | | | |
| London, England | | | | | |
| lhr22s01 | 74.125.175.6 | lhr22s22 | 173.194.129.102 | lhr22s43 | 173.194.20.70 |
| lhr22s02 | 74.125.175.38 | lhr22s23 | 173.194.129.134 | lhr22s44 | 173.194.20.102 |
| lhr22s03 | 74.125.175.70 | lhr22s24 | 173.194.129.166 | lhr22s45 | 173.194.20.134 |
| lhr22s04 | 74.125.175.102 | lhr22s25 | 173.194.3.6 | lhr22s46 | 173.194.20.166 |
| lhr22s05 | 74.125.175.134 | lhr22s26 | 173.194.3.38 | lhr22s47 | 173.194.20.198 |

A. Anhang YouTube-Analyse

| | | | | | |
|-----------------------|----------------|----------|-----------------|-----------------------|-----------------|
| lhr22s06 | 74.125.175.166 | lhr22s27 | 173.194.3.70 | lhr22s48 | 173.194.20.230 |
| lhr22s07 | 74.125.175.198 | lhr22s28 | 173.194.3.102 | lhr22s49 ¹ | 173.194.139.231 |
| lhr22s08 | 74.125.175.230 | lhr22s29 | 173.194.129.230 | lhr22s50 ¹ | 173.194.139.247 |
| lhr22s09 | 74.125.4.134 | lhr22s30 | 173.194.135.6 | lhr22x01 | 208.117.238.6 |
| lhr22s10 | 74.125.4.166 | lhr22s31 | 173.194.135.38 | lhr22x02 | 208.117.238.38 |
| lhr22s11 | 74.125.4.198 | lhr22s32 | 173.194.135.70 | lhr22x03 | 208.117.238.70 |
| lhr22s12 | 74.125.4.230 | lhr22s33 | 173.194.137.102 | lhr22x04 | 208.117.238.102 |
| lhr22s13 | 74.125.105.134 | lhr22s34 | 173.194.137.134 | lhr22x05 | 208.117.238.134 |
| lhr22s14 | 74.125.105.166 | lhr22s35 | 173.194.137.166 | lhr22x06 | 208.117.238.166 |
| lhr22s15 | 74.125.105.198 | lhr22s36 | 173.194.137.198 | lhr22x07 | 208.117.238.198 |
| lhr22s16 | 74.125.105.230 | lhr22s37 | 173.194.137.230 | lhr22x08 | 208.117.238.230 |
| lhr22s17 | 173.194.3.134 | lhr22s38 | 173.194.138.6 | lhr22x09 | 208.117.249.6 |
| lhr22s18 | 173.194.3.166 | lhr22s39 | 173.194.138.38 | lhr22x10 | 208.117.249.38 |
| lhr22s19 | 173.194.3.198 | lhr22s40 | 173.194.138.70 | lhr22x11 | 208.117.249.70 |
| lhr22s20 | 173.194.3.230 | lhr22s41 | 173.194.20.6 | lhr22x12 | 208.117.249.102 |
| lhr22s21 | 173.194.129.70 | lhr22s42 | 173.194.20.38 | | |
| Lissabon, Portugal | | | | | |
| lis01s07 | 173.194.13.6 | lis01s09 | 173.194.139.38 | lis01s11 | 173.194.139.102 |
| lis01s08 | 173.194.13.38 | lis01s10 | 173.194.139.70 | lis01s12 | 173.194.139.134 |
| Madrid, Spanien | | | | | |
| mad01s16 | 74.125.168.6 | mad01s22 | 173.194.129.6 | mad06s04 | 74.125.168.230 |
| mad01s17 | 74.125.168.38 | mad01s23 | 173.194.129.38 | mad06s05 | 173.194.13.70 |
| mad01s18 | 74.125.168.70 | mad06s01 | 74.125.168.134 | mad06s06 | 173.194.13.102 |
| mad01s19 | 74.125.168.102 | mad06s02 | 74.125.168.166 | mad06s07 | 173.194.13.198 |
| mad01s20 | 74.125.97.198 | mad06s03 | 74.125.168.198 | mad06s08 | 173.194.13.230 |
| mad01s21 | 74.125.97.230 | | | | |
| Mailand, Italien | | | | | |
| mil01s10 | 173.194.2.6 | mil01s22 | 74.125.14.198 | mil02s04 | 74.125.14.102 |
| mil01s11 | 173.194.2.38 | mil01s23 | 74.125.14.230 | mil02s07 | 74.125.104.70 |
| mil01s12 | 173.194.2.70 | mil02s01 | 74.125.14.6 | mil02s08 | 74.125.104.102 |
| mil01s13 | 173.194.2.102 | mil02s02 | 74.125.14.38 | mil02s09 | 74.125.111.134 |
| mil01s20 | 74.125.14.134 | mil02s03 | 74.125.14.70 | mil02s10 | 74.125.111.166 |
| mil01s21 | 74.125.14.166 | | | | |
| Marseille, Frankreich | | | | | |
| mrs04s02 | 173.194.19.102 | mrs04s05 | 173.194.15.134 | mrs04s07 | 173.194.15.198 |
| mrs04s03 | 173.194.19.6 | mrs04s06 | 173.194.15.166 | mrs04s08 | 173.194.15.230 |
| mrs04s04 | 173.194.19.38 | | | | |

¹Dieser Servercluster umfasst nur sechs IP-Adressen

A.2. Übersicht der IP-Präfixbereiche und der YouTube-eigene Serverstandorte

| München, Deutschland | | | | | |
|-----------------------------|----------------|----------|-----------------|-----------------------|-----------------|
| muc03s03 | 74.125.104.134 | muc03s06 | 74.125.104.230 | muc03s11 | 173.194.18.70 |
| muc03s04 | 74.125.104.166 | muc03s09 | 74.125.104.6 | muc03s12 | 173.194.18.102 |
| muc03s05 | 74.125.104.198 | muc03s10 | 74.125.104.38 | | |
| Moskau, Russland | | | | | |
| svo02s08 | 173.194.58.80 | svo02s14 | 74.125.110.16 | svo03s05 | 74.125.110.208 |
| svo02s09 | 173.194.58.112 | svo02s15 | 74.125.110.48 | svo03s06 | 74.125.110.240 |
| svo02s10 | 173.194.58.144 | svo03s01 | 74.125.110.80 | svo03s07 | 74.125.111.16 |
| svo02s11 | 173.194.58.176 | svo03s02 | 74.125.110.112 | svo03s08 | 74.125.111.48 |
| svo02s12 | 173.194.58.208 | svo03s03 | 74.125.110.144 | svo03s09 | 74.125.111.80 |
| svo02s13 | 173.194.58.240 | svo03s04 | 74.125.110.176 | svo03s10 | 74.125.111.112 |
| Paris, Frankreich | | | | | |
| par03s04 | 173.194.9.6 | par10s03 | 173.194.0.70 | par10s17 | 173.194.135.230 |
| par03s05 | 173.194.9.38 | par10s04 | 173.194.0.102 | par10s18 | 173.194.137.6 |
| par03s06 | 173.194.9.70 | par10s05 | 173.194.0.134 | par10s19 | 173.194.137.38 |
| par03s07 | 173.194.9.102 | par10s06 | 173.194.0.166 | par10s20 | 173.194.137.70 |
| par03s08 | 173.194.9.134 | par10s07 | 173.194.0.198 | par03x01 | 208.117.236.6 |
| par03s09 | 173.194.9.166 | par10s08 | 173.194.0.230 | par03x02 | 208.117.236.38 |
| par03s10 | 173.194.9.198 | par10s13 | 173.194.135.102 | par03x05 | 208.117.236.134 |
| par03s11 | 173.194.9.230 | par10s14 | 173.194.135.134 | par03x06 | 208.117.236.166 |
| par10s01 | 173.194.0.6 | par10s15 | 173.194.135.166 | par03x07 | 208.117.236.198 |
| par10s02 | 173.194.0.38 | par10s16 | 173.194.135.198 | par03x08 | 208.117.236.230 |
| Prag, Tschechische Republik | | | | | |
| prg02s01 | 173.194.10.6 | prg02s04 | 173.194.10.102 | prg02s07 | 173.194.10.198 |
| prg02s02 | 173.194.10.38 | prg02s05 | 173.194.10.134 | prg02s08 | 173.194.10.230 |
| prg02s03 | 173.194.10.70 | prg02s06 | 173.194.10.166 | | |
| Sofia, Bulgarien | | | | | |
| sof01s03 | 74.125.11.6 | sof01s06 | 74.125.11.102 | sof01s09 | 74.125.11.198 |
| sof01s04 | 74.125.11.38 | sof01s07 | 74.125.11.134 | sof01s10 | 74.125.11.230 |
| sof01s05 | 74.125.11.70 | sof01s08 | 74.125.11.166 | | |
| Stockholm, Schweden | | | | | |
| arn02s01 | 74.125.163.6 | arn06s03 | 173.194.48.6 | arn09s01 ¹ | 173.194.19.135 |
| arn02s02 | 74.125.163.38 | arn06s04 | 173.194.48.38 | arn09s02 ¹ | 173.194.19.151 |
| arn02s03 | 74.125.163.70 | arn06s05 | 173.194.48.70 | arn09s03 ¹ | 173.194.19.167 |
| arn02s04 | 74.125.163.102 | arn06s06 | 173.194.48.102 | arn09s04 ¹ | 173.194.19.183 |
| St. Petersburg, Russland | | | | | |
| led01s01 | 74.125.173.16 | | | | |

A. Anhang YouTube-Analyse

| Zürich, Schweiz | | | | | |
|---------------------------|-----------------|-----------------------|----------------|-----------------------|-----------------|
| zrh04s01 | 74.125.13.6 | zrh04s04 | 74.125.13.102 | zrh04s11 | 173.194.18.6 |
| zrh04s02 | 74.125.13.38 | zrh04s09 | 173.194.16.70 | zrh04s12 | 173.194.18.38 |
| zrh04s03 | 74.125.13.70 | | | | |
| Atlanta, USA | | | | | |
| atl14s09 | 173.194.11.134 | atl14s19 | 74.125.6.134 | atl14s33 | 173.194.17.198 |
| atl14s10 | 173.194.11.166 | atl14s20 | 74.125.6.166 | atl14s34 | 173.194.17.230 |
| atl14s11 | 173.194.11.198 | atl14s23 | 74.125.6.198 | atl14s40 | 173.194.60.230 |
| atl14s12 | 173.194.11.230 | atl14s24 | 74.125.6.230 | atl14s41 | 173.194.142.6 |
| atl14s13 | 74.125.7.198 | atl14s25 | 74.125.7.6 | atl14s42 ² | 173.194.142.75 |
| atl14s14 | 74.125.7.230 | atl14s26 | 74.125.7.38 | atl14s43 ² | 173.194.142.107 |
| atl14s15 | 74.125.6.6 | atl14s27 | 74.125.7.71 | atl14s44 ¹ | 173.194.142.199 |
| atl14s16 | 74.125.6.38 | atl14s28 ¹ | 74.125.7.103 | atl14s45 ¹ | 173.194.142.215 |
| atl14s17 | 74.125.6.70 | atl14s29 | 74.125.7.134 | atl14s46 ¹ | 173.194.142.231 |
| atl14s18 | 74.125.6.102 | atl14s30 | 74.125.7.166 | atl14s47 ¹ | 173.194.142.247 |
| Buenos Aires, Argentinien | | | | | |
| eze03s07 | 74.125.2.134 | eze03s10 | 74.125.2.230 | eze03s13 | 74.125.2.70 |
| eze03s08 | 74.125.2.166 | eze03s11 | 74.125.2.6 | eze03s14 | 74.125.2.102 |
| eze03s09 | 74.125.2.198 | eze03s12 | 74.125.2.38 | | |
| Chicago, USA | | | | | |
| ord30s01 | 173.194.133.6 | ord30s13 | 173.194.54.7 | ord31s05 | 74.125.9.134 |
| ord30s02 | 173.194.133.38 | ord30s14 | 173.194.54.39 | ord31s06 | 74.125.9.166 |
| ord30s03 | 173.194.133.70 | ord30s15 | 173.194.54.70 | ord31s07 | 74.125.9.198 |
| ord30s04 | 173.194.133.102 | ord30s16 | 173.194.54.102 | ord31s08 | 74.125.9.230 |
| ord30s05 | 173.194.133.134 | ord30s17 | 173.194.54.134 | ord31s09 | 74.125.161.134 |
| ord30s06 | 173.194.133.166 | ord30s18 | 173.194.54.166 | ord31s10 | 74.125.161.166 |
| ord30s07 | 173.194.133.198 | ord30s19 ¹ | 173.194.54.231 | ord31s11 | 74.125.161.198 |
| ord30s08 | 173.194.133.230 | ord30s20 ¹ | 173.194.54.247 | ord31s12 | 74.125.161.230 |
| ord30s09 | 173.194.134.6 | ord31s01 | 74.125.9.6 | ord31s13 | 173.194.134.134 |
| ord30s10 | 173.194.134.38 | ord31s02 | 74.125.9.38 | ord31s14 | 173.194.134.166 |
| ord30s11 | 173.194.134.70 | ord31s03 | 74.125.9.70 | ord31s15 | 173.194.134.198 |
| ord30s12 | 173.194.134.102 | ord31s04 | 74.125.9.102 | ord31s16 | 173.194.134.230 |
| Dallas, USA | | | | | |
| dfw03s01 ¹ | 173.194.141.135 | dfw03s17 | 209.85.227.6 | dfw06s34 | 74.125.1.6 |
| dfw03s02 ¹ | 173.194.141.151 | dfw03s18 | 209.85.227.38 | dfw06s35 | 74.125.1.38 |
| dfw03s03 ¹ | 173.194.141.167 | dfw03s19 | 209.85.227.70 | dfw06s36 | 74.125.1.70 |
| dfw03s04 ¹ | 173.194.141.183 | dfw03s20 | 209.85.227.102 | dfw06s37 | 74.125.1.102 |

²Dieser Servercluster umfasst nur zehn IP-Adressen

A.2. Übersicht der IP-Präfixbereiche und der YouTube-eigene Serverstandorte

| | | | | | |
|-----------------------|-----------------|-----------------------|----------------|-----------------------|-----------------|
| dfw03s05 ¹ | 173.194.141.199 | dfw06s08 | 173.194.24.134 | dfw06s42 | 74.125.1.134 |
| dfw03s06 ¹ | 173.194.141.215 | dfw06s09 | 173.194.24.166 | dfw06s43 | 74.125.1.166 |
| dfw03s07 ¹ | 173.194.141.231 | dfw06s10 | 173.194.24.198 | dfw06s44 | 74.125.1.198 |
| dfw03s08 ¹ | 173.194.141.247 | dfw06s11 | 173.194.24.230 | dfw06s45 | 74.125.1.230 |
| dfw03s09 | 173.194.143.6 | dfw06s12 | 173.194.24.6 | dfw06x01 | 208.117.252.6 |
| dfw03s10 | 173.194.143.38 | dfw06s13 | 173.194.24.38 | dfw06x02 | 208.117.252.38 |
| dfw03s11 | 173.194.143.70 | dfw06s14 | 173.194.24.70 | dfw06x03 | 208.117.252.70 |
| dfw03s12 | 173.194.143.102 | dfw06s15 | 173.194.24.102 | dfw06x04 | 208.117.252.102 |
| dfw03s13 | 173.194.143.134 | dfw06s18 | 173.194.57.6 | dfw06x05 | 208.117.252.134 |
| dfw03s14 | 173.194.143.166 | dfw06s19 | 173.194.57.38 | dfw06x06 | 208.117.252.166 |
| dfw03s15 | 173.194.143.198 | dfw06s20 | 173.194.57.70 | dfw06x07 | 208.117.252.198 |
| dfw03s16 | 173.194.143.230 | dfw06s21 | 173.194.57.102 | dfw06x08 | 208.117.252.230 |
| Denver, USA | | | | | |
| den03s01 | 74.125.161.6 | den03s03 | 74.125.161.70 | den03s07 ¹ | 173.194.54.199 |
| den03s02 | 74.125.161.38 | den03s04 | 74.125.161.102 | den03s08 ¹ | 173.194.54.215 |
| Los Angeles, USA | | | | | |
| lax02s03 | 173.194.26.6 | lax02s14 | 173.194.8.102 | lax04s16 | 74.125.166.70 |
| lax02s04 | 173.194.26.38 | lax02s15 | 173.194.8.134 | lax04s17 | 74.125.166.102 |
| lax02s05 | 173.194.26.70 | lax02s16 | 173.194.8.166 | lax02x01 | 208.117.242.6 |
| lax02s06 | 173.194.26.102 | lax02s17 | 173.194.8.198 | lax02x02 | 208.117.242.38 |
| lax02s07 | 173.194.26.134 | lax02s18 | 173.194.8.230 | lax02x03 | 208.117.242.70 |
| lax02s08 | 173.194.26.166 | lax04s10 | 173.194.12.134 | lax02x04 | 208.117.242.102 |
| lax02s09 | 173.194.26.198 | lax04s11 | 173.194.12.166 | lax02x05 | 208.117.242.134 |
| lax02s10 | 173.194.26.230 | lax04s12 | 173.194.12.198 | lax02x06 | 208.117.242.166 |
| lax02s11 | 173.194.8.6 | lax04s13 | 173.194.12.230 | lax02x07 | 208.117.242.198 |
| lax02s12 | 173.194.8.38 | lax04s14 | 74.125.166.6 | lax02x08 | 208.117.242.230 |
| lax02s13 | 173.194.8.70 | lax04s15 | 74.125.166.38 | | |
| Miami, USA | | | | | |
| mia05s03 | 173.194.29.6 | mia05s14 | 173.194.17.38 | mia05x01 | 208.117.248.6 |
| mia05s04 | 173.194.29.38 | mia05s15 | 173.194.17.70 | mia05x02 | 208.117.248.38 |
| mia05s05 | 173.194.29.70 | mia05s16 | 173.194.17.102 | mia05x03 | 208.117.248.70 |
| mia05s06 | 173.194.29.102 | mia07s02 ¹ | 209.85.231.23 | mia05x04 | 208.117.248.102 |
| mia05s09 | 173.194.29.134 | mia07s03 ¹ | 209.85.231.39 | mia05x05 | 208.117.248.134 |
| mia05s10 | 173.194.29.166 | mia07s04 ¹ | 209.85.231.55 | mia05x06 | 208.117.248.166 |
| mia05s11 | 173.194.29.198 | mia07s21 | 173.194.147.7 | mia05x07 | 208.117.248.198 |
| mia05s12 | 173.194.29.230 | mia07s22 | 173.194.147.23 | mia05x08 | 208.117.248.230 |
| mia05s13 | 173.194.17.6 | mia07s23 | 173.194.147.39 | | |
| Mountain View, USA | | | | | |
| nuq04s10 | 173.194.25.6 | nuq04s15 | 173.194.25.166 | nuq04s22 | 74.125.103.198 |

A. Anhang YouTube-Analyse

| | | | | | |
|----------------------|----------------|----------|-----------------|-----------------------|-----------------|
| nuq04s11 | 173.194.25.38 | nuq04s16 | 173.194.25.198 | nuq04s23 | 74.125.103.230 |
| nuq04s12 | 173.194.25.70 | nuq04s17 | 173.194.25.230 | nuq04s25 | 74.125.166.167 |
| nuq04s13 | 173.194.25.102 | nuq04s20 | 74.125.103.134 | nuq04s26 | 74.125.166.199 |
| nuq04s14 | 173.194.25.134 | nuq04s21 | 74.125.103.166 | | |
| New York, USA | | | | | |
| lga25s01 | 74.125.172.70 | lga25s17 | 173.194.130.38 | lga25s32 | 209.85.225.134 |
| lga25s02 | 74.125.172.102 | lga25s18 | 173.194.130.70 | lga25s33 | 74.125.0.134 |
| lga25s03 | 74.125.172.134 | lga25s19 | 173.194.130.102 | lga25s34 | 74.125.0.166 |
| lga25s04 | 74.125.172.166 | lga25s20 | 173.194.130.134 | lga25s35 | 74.125.0.198 |
| lga25s05 | 74.125.172.198 | lga25s21 | 173.194.130.166 | lga25s36 | 173.194.31.134 |
| lga25s06 | 74.125.172.230 | lga25s22 | 173.194.130.198 | lga25s37 ¹ | 173.194.31.167 |
| lga25s07 | 74.125.174.6 | lga25s23 | 173.194.130.230 | lga25s38 ¹ | 173.194.31.231 |
| lga25s08 | 74.125.174.38 | lga25s24 | 173.194.131.6 | lga15x01 | 208.117.240.6 |
| lga25s09 | 74.125.174.70 | lga25s25 | 173.194.131.166 | lga15x02 | 208.117.240.38 |
| lga25s10 | 74.125.174.102 | lga25s26 | 173.194.131.198 | lga15x03 | 208.117.240.70 |
| lga25s11 | 173.194.31.198 | lga25s27 | 173.194.131.230 | lga15x04 | 208.117.240.102 |
| lga25s12 | 173.194.61.134 | lga25s28 | 209.85.225.6 | lga15x05 | 208.117.240.134 |
| lga25s13 | 173.194.61.166 | lga25s29 | 209.85.225.38 | lga15x06 | 208.117.240.166 |
| lga25s14 | 173.194.61.198 | lga25s30 | 209.85.225.70 | lga15x07 | 208.117.240.198 |
| lga25s15 | 173.194.61.230 | lga25s31 | 209.85.225.102 | lga15x08 | 208.117.240.230 |
| lga25s16 | 173.194.130.6 | | | | |
| San Jose, USA | | | | | |
| sjc07s11 | 74.125.170.6 | sjc07s18 | 74.125.170.230 | sjc07x03 | 208.117.239.70 |
| sjc07s12 | 74.125.170.38 | sjc07s19 | 74.125.103.6 | sjc07x04 | 208.117.239.102 |
| sjc07s13 | 74.125.170.70 | sjc07s20 | 74.125.103.38 | sjc07x05 | 208.117.239.134 |
| sjc07s14 | 74.125.170.102 | sjc07s23 | 74.125.166.230 | sjc07x06 | 208.117.239.166 |
| sjc07s15 | 74.125.170.134 | sjc07s24 | 173.194.12.6 | sjc07x07 | 208.117.239.198 |
| sjc07s16 | 74.125.170.166 | sjc07x01 | 208.117.239.6 | sjc07x08 | 208.117.239.230 |
| sjc07s17 | 74.125.170.198 | sjc07x02 | 208.117.239.38 | | |
| Sao Paulo, Brasilien | | | | | |
| gru06s01 | 74.125.165.70 | gru06s15 | 74.125.107.198 | gru09s04 | 74.125.107.166 |
| gru06s02 | 74.125.165.102 | gru06s16 | 74.125.107.230 | gru09s11 | 173.194.136.6 |
| gru06s03 | 74.125.165.134 | gru09s01 | 74.125.165.6 | gru09s12 | 173.194.136.38 |
| gru06s04 | 74.125.165.166 | gru09s02 | 74.125.165.38 | gru09s13 | 173.194.136.70 |
| gru06s13 | 74.125.165.198 | gru09s03 | 74.125.107.134 | gru09s14 | 173.194.136.102 |
| gru06s14 | 74.125.165.230 | | | | |
| Seattle, USA | | | | | |
| sea09s06 | 173.194.56.102 | sea09s11 | 74.125.5.6 | sea09s19 | 74.125.5.134 |
| sea09s07 | 173.194.56.134 | sea09s12 | 74.125.5.38 | sea09s20 | 74.125.5.166 |

A.2. Übersicht der IP-Präfixbereiche und der YouTube-eigene Serverstandorte

| | | | | | |
|------------------------|----------------|-----------------------|-----------------|-----------------------|-----------------|
| sea09s08 | 173.194.56.166 | sea09s13 | 74.125.5.70 | sea09s21 | 74.125.5.198 |
| sea09s09 | 173.194.56.198 | sea09s14 | 74.125.5.102 | sea09s22 | 74.125.5.230 |
| sea09s10 | 173.194.56.230 | | | | |
| Toronto, Kanada | | | | | |
| yyz06s08 | 74.125.0.70 | yyz06s11 | 173.194.31.38 | yyz08s07 | 74.125.174.198 |
| yyz06s09 | 74.125.0.102 | yyz08s05 | 74.125.174.134 | yyz08s08 | 74.125.174.230 |
| yyz06s10 | 173.194.31.6 | yyz08s06 | 74.125.174.166 | | |
| Washington D.C., USA | | | | | |
| iad23s01 | 173.194.63.6 | iad23s16 | 173.194.132.38 | iad23s33 | 173.194.53.134 |
| iad23s02 | 173.194.63.38 | iad23s19 | 173.194.132.70 | iad23s34 | 173.194.53.166 |
| iad23s03 | 173.194.63.70 | iad23s20 | 173.194.132.102 | iad23x01 | 208.117.251.6 |
| iad23s04 | 173.194.63.102 | iad23s21 | 173.194.132.134 | iad23x02 | 208.117.251.38 |
| iad23s09 | 173.194.7.198 | iad23s22 | 173.194.132.166 | iad23x03 | 208.117.251.70 |
| iad23s10 | 173.194.7.230 | iad23s27 | 173.194.7.134 | iad23x04 | 208.117.251.102 |
| iad23s11 | 173.194.63.134 | iad23s28 | 173.194.7.166 | iad23x05 | 208.117.251.134 |
| iad23s12 | 173.194.63.166 | iad23s29 | 173.194.53.6 | iad23x06 | 208.117.251.166 |
| iad23s13 | 173.194.63.198 | iad23s30 | 173.194.53.38 | iad23x07 | 208.117.251.198 |
| iad23s14 | 173.194.63.230 | iad23s31 | 173.194.53.70 | iad23x08 | 208.117.251.230 |
| iad23s15 | 173.194.132.6 | iad23s32 | 173.194.53.102 | | |
| Chennai, Indien | | | | | |
| maa03s08 | 74.125.169.134 | maa03s11 | 74.125.169.38 | maa03s14 | 74.125.169.198 |
| maa03s09 | 74.125.169.166 | maa03s12 | 74.125.169.70 | maa03s15 | 74.125.169.230 |
| maa03s10 | 74.125.169.6 | maa03s13 | 74.125.169.102 | | |
| Hongkong, China | | | | | |
| hkg03s01 | 173.194.51.134 | hkg03s07 | 74.125.10.70 | hkg08s07 ¹ | 173.194.22.135 |
| hkg03s02 | 173.194.51.166 | hkg03s08 | 74.125.10.102 | hkg08s08 ¹ | 173.194.22.151 |
| hkg03s03 | 173.194.51.198 | hkg03s17 | 74.125.10.134 | hkg08s09 ¹ | 173.194.22.167 |
| hkg03s04 | 173.194.51.230 | hkg03s18 | 74.125.10.166 | hkg08s10 ¹ | 173.194.22.183 |
| hkg03s05 | 74.125.10.6 | hkg03s19 | 74.125.10.198 | hkg08s11 ¹ | 173.194.22.199 |
| hkg03s06 | 74.125.10.38 | hkg03s20 | 74.125.10.230 | hkg08s12 ¹ | 173.194.22.215 |
| Kuala Lumpur, Malaysia | | | | | |
| kul01s03 | 173.194.4.134 | kul01s06 | 173.194.4.230 | kul06s03 | 173.194.22.70 |
| kul01s04 | 173.194.4.166 | kul06s01 | 173.194.22.6 | kul06s04 | 173.194.22.102 |
| kul01s05 | 173.194.4.198 | kul06s02 | 173.194.22.38 | | |
| Maskat, Oman | | | | | |
| mct01s01 ³ | 74.125.167.16 | mct01s02 ³ | 74.125.167.48 | | |

³Dieser Servercluster umfasst nur zwölf IP-Adressen

A. Anhang YouTube-Analyse

| Mumbai, Indien | | | | | |
|--------------------|----------------|----------|----------------|----------|----------------|
| bom04s03 | 173.194.52.70 | bom04s06 | 173.194.52.166 | bom04s09 | 173.194.52.6 |
| bom04s04 | 173.194.52.102 | bom04s07 | 173.194.52.198 | bom04s10 | 173.194.52.38 |
| bom04s05 | 173.194.52.134 | bom04s08 | 173.194.52.230 | | |
| Neu Delhi, Indien | | | | | |
| del01s01 | 173.194.14.6 | del01s03 | 173.194.14.70 | del01s04 | 173.194.14.102 |
| del01s02 | 173.194.14.38 | | | | |
| Osaka, Japan | | | | | |
| kix01s09 | 173.194.59.134 | kix01s12 | 173.194.59.230 | kix01s15 | 74.125.12.70 |
| kix01s10 | 173.194.59.166 | kix01s13 | 74.125.12.6 | kix01s16 | 74.125.12.102 |
| kix01s11 | 173.194.59.198 | kix01s14 | 74.125.12.38 | | |
| Singapur, Singapur | | | | | |
| sin01s06 | 74.125.96.134 | sin01s09 | 74.125.96.230 | sin01s12 | 173.194.49.70 |
| sin01s07 | 74.125.96.166 | sin01s10 | 173.194.49.6 | sin01s13 | 173.194.49.102 |
| sin01s08 | 74.125.96.198 | sin01s11 | 173.194.49.38 | | |
| Sydney, Australien | | | | | |
| syd01s08 | 74.125.109.134 | syd01s14 | 74.125.109.6 | syd05s01 | 173.194.28.6 |
| syd01s09 | 74.125.109.166 | syd01s15 | 74.125.109.38 | syd05s02 | 173.194.28.38 |
| syd01s10 | 74.125.109.198 | syd01s16 | 74.125.109.70 | syd05s03 | 173.194.28.70 |
| syd01s11 | 74.125.109.230 | syd01s17 | 74.125.109.102 | syd05s04 | 173.194.28.102 |
| Taipeh, Taiwan | | | | | |
| tpe05s03 | 74.125.101.134 | tpe05s06 | 74.125.101.38 | tpe05s09 | 74.125.101.198 |
| tpe05s04 | 74.125.101.166 | tpe05s07 | 74.125.101.70 | tpe05s10 | 74.125.101.230 |
| tpe05s05 | 74.125.101.6 | tpe05s08 | 74.125.101.102 | | |
| Tokio, Japan | | | | | |
| nrt13s02 | 74.125.12.134 | nrt13s13 | 74.125.102.230 | nrt13s25 | 209.85.228.70 |
| nrt13s03 | 74.125.12.166 | nrt13s14 | 173.194.4.6 | nrt13s26 | 209.85.228.102 |
| nrt13s04 | 74.125.12.198 | nrt13s15 | 173.194.4.38 | nrt13s27 | 209.85.228.134 |
| nrt13s05 | 74.125.12.230 | nrt13s16 | 173.194.4.70 | nrt13s28 | 209.85.228.166 |
| nrt13s06 | 74.125.96.6 | nrt13s17 | 173.194.4.102 | nrt13s29 | 209.85.228.198 |
| nrt13s07 | 74.125.96.38 | nrt13s19 | 173.194.51.6 | nrt13s30 | 209.85.228.230 |
| nrt13s08 | 74.125.96.70 | nrt13s20 | 173.194.51.38 | nrt13s31 | 209.85.229.6 |
| nrt13s09 | 74.125.96.102 | nrt13s21 | 173.194.51.70 | nrt13s32 | 209.85.229.38 |
| nrt13s10 | 74.125.102.134 | nrt13s22 | 173.194.51.102 | nrt13s33 | 209.85.229.70 |
| nrt13s11 | 74.125.102.166 | nrt13s23 | 209.85.228.6 | nrt13s34 | 209.85.229.102 |
| nrt13s12 | 74.125.102.198 | nrt13s24 | 209.85.228.38 | | |

Tabelle A.3.: Übersicht aller gefundenen YouTube-Serverstandorte

A.3. Übersicht der YouTube-Serverstandorte in ISP-Netzen

| ASN | Stadt | Land | Servercluster-ID | /24-Präfix |
|------------------|------------|------------|------------------|---------------|
| AS137 | Bologna | Italien | garr-blq1 | 193.206.135.0 |
| AS766 | Madrid | Spanien | rediris-mad1 | 130.206.193.0 |
| AS1299 | Stockholm | Schweden | teliasonera-arn1 | 213.155.151.0 |
| | | | teliasonera-arn2 | 213.155.151.0 |
| | Kopenhagen | Dänemark | teliasonera-cph1 | 80.239.174.0 |
| | | | teliasonera-cph2 | 80.239.174.0 |
| | Helsinki | Finnland | teliasonera-hem1 | 80.239.229.0 |
| teliasonera-hem2 | | | 80.239.229.0 | |
| AS1764 | Wien | Österreich | nextlayer-vie1 | 213.208.156.0 |
| AS1955 | Budapest | Ungarn | hungarnet-bud1 | 195.111.111.0 |
| AS2603 | Stockholm | Schweden | nordunet-arn1 | 109.105.109.0 |
| AS3255 | Kiew | Ukraine | uarnet-kbp1 | 194.44.35.0 |
| | | | uarnet-kbp2 | 194.44.4.0 |
| | Lemberg | Ukraine | uarnet-lwo1 | 194.44.64.0 |
| AS3257 | Paris | Frankreich | tinet-par1 | 77.67.49.0 |
| | | | tinet-par2 | 77.67.49.0 |
| AS3261 | Donetsk | Ukraine | fticom-dok1 | 92.242.101.0 |
| | | | fticom-dok2 | 92.242.101.0 |
| AS3292 | Aarhus | Dänemark | tdc-aar1 | 195.249.20.0 |
| | | | tdc-aar2 | 83.94.121.0 |
| | Billund | Dänemark | tdc-bll1 | 195.249.80.0 |
| | | | tdc-bll2 | 80.167.237.0 |
| | Kopenhagen | Dänemark | tdc-cph1 | 83.94.121.0 |
| | | | tdc-cph2 | 194.182.232.0 |
| | | | tdc-cph3 | 62.243.192.0 |
| AS3303 | Lausanne | Schweiz | swisscom-qls1 | 193.247.193.0 |

A. Anhang YouTube-Analyse

| | | | | |
|--------|------------|--------------|--------------------|---------------|
| | | | swisscom-qls2 | 193.134.255.0 |
| | | | swisscom-qls3 | 193.134.255.0 |
| | Zürich | Schweiz | swisscom-zrh2 | 193.247.193.0 |
| | | | swisscom-zrh3 | 193.134.255.0 |
| | | | swisscom-zrh4 | 193.134.255.0 |
| AS3336 | Helsinki | Finnland | elia-hel1 | 193.229.108.0 |
| | | | elia-hel2 | 193.229.108.0 |
| | | | elia-hel3 | 193.229.108.0 |
| AS3356 | Stockholm | Schweden | lvlt-arn1 | 213.242.89.0 |
| | London | England | lvlt-lhr1 | 212.113.7.0 |
| AS5089 | London | England | virginmedia-ltn1 | 62.254.36.0 |
| AS5408 | Athen | Griechenland | grnet-ath1 | 194.177.211.0 |
| AS5432 | Brüssel | Belgien | belgacom-bru1 | 194.78.99.0 |
| | | | belgacom-bru2 | 194.78.99.0 |
| | | | belgacom-bru3 | 194.78.99.0 |
| | | | belgacom-bru4 | 194.78.99.0 |
| AS5483 | Bukarest | Rumänien | combridge-otp1 | 31.46.22.0 |
| AS5483 | Budapest | Ungarn | magyartelekom-bud1 | 84.2.2.0 |
| | | | magyartelekom-bud2 | 31.46.5.0 |
| AS5518 | Riga | Lettland | telialv-rix1 | 80.233.168.0 |
| | | | telialv-rix2 | 80.233.168.0 |
| AS5541 | Bukarest | Rumänien | adnet-otp1 | 46.108.1.0 |
| AS5588 | Bratislava | Slowakei | gtsce-bts1 | 62.168.125.0 |
| AS6663 | Bukarest | Rumänien | euroweb-otp1 | 81.24.29.0 |
| AS6730 | Basel | Schweiz | sunrise-bsl1 | 193.192.226.0 |
| | Genf | Schweiz | sunrise-gva1 | 193.192.250.0 |
| AS6762 | Palermo | Italien | seabone-pmo1 | 213.144.182.0 |
| | | | seabone-pmo2 | 195.22.207.0 |
| | | | seabone-pmo3 | 149.3.176.0 |
| | | | seabone-pmo4 | 149.3.176.0 |
| AS6789 | Simferopol | Ukraine | crelcom-sip1 | 109.200.128.0 |

A.3. Übersicht der YouTube-Serverstandorte in ISP-Netzen

| | | | | |
|--------|-------------|---------------------------|---------------------|---------------|
| AS6849 | Kiew | Ukraine | ukrtelecom-kbp1 | 213.186.122.0 |
| | | | ukrtelecom-kbp3 | 212.113.49.0 |
| | | | ukrtelecom-kbp4 | 212.113.49.0 |
| AS6855 | Bratislava | Slowakei | slovak-bts1 | 213.81.154.0 |
| AS6866 | Athen | Griechenland | cytagreece-ath1 | 178.59.100.0 |
| | | | cytagreece-ath2 | 178.59.102.0 |
| AS6910 | Bukarest | Rumänien | dialtelecom-otp1 | 81.180.120.0 |
| AS8218 | Paris | Frankreich | neo-par1 | 213.152.1.0 |
| AS8262 | Sofia | Bulgarien | evolink-sof1 | 85.14.28.0 |
| AS8308 | Warschau | Polen | nask-waw1 | 195.187.242.0 |
| AS8359 | Novosibirsk | Russland | comstar-ovb1 | 212.188.7.0 |
| | | | comstar-ovb2 | 212.188.10.0 |
| | Moskau | Russland | comstar-svo2 | 212.188.7.0 |
| | | | comstar-svo3 | 212.188.7.0 |
| AS8400 | Belgrad | Serbien und Montenegro | telekomrs-beg1 | 79.101.110.0 |
| | | | telekomrs-beg2 | 79.101.110.0 |
| | | | telekomrs-beg3 | 79.101.110.0 |
| | | | telekomrs-beg4 | 79.101.110.0 |
| AS8447 | Wien | Österreich | telekomaustria-vie1 | 188.21.9.0 |
| | | | telekomaustria-vie2 | 188.21.9.0 |
| | | | telekomaustria-vie3 | 188.21.9.0 |
| | | | telekomaustria-vie4 | 188.21.9.0 |
| AS8501 | Poznan | Polen | pionier-poz1 | 212.191.227.0 |
| | | | pionier-poz2 | 212.191.236.0 |
| AS8708 | Oradea | Rumänien | rds-omr1 | 86.127.118.0 |
| | | | rds-omr2 | 62.231.91.0 |
| | Bukarest | Rumänien | rds-otp1 | 82.76.79.0 |
| | | | rds-otp2 | 62.231.75.0 |
| | Timosoara | Rumänien | rds-tsr1 | 82.77.159.0 |
| | | | rds-tsr2 | 82.77.159.0 |
| AS8717 | Sofia | Bulgarien | spnet-sof1 | 78.83.4.0 |

A. Anhang YouTube-Analyse

| | | | | |
|---------|----------------|--------------------|------------------|--------------|
| AS8764 | Kaunas | Litauen | teo-kun1 | 195.12.176.0 |
| | Vilnius | Litauen | teo-vno1 | 212.59.4.0 |
| AS8866 | Sofia | Bulgarien | vivacom-sof1 | 87.126.158.0 |
| | | | vivacom-sof2 | 212.39.82.0 |
| AS8926 | Chisinau | Republik Moldau | moldtelecom-kiv1 | 212.0.195.0 |
| | | | moldtelecom-kiv2 | 212.0.195.0 |
| | | | moldtelecom-kiv3 | 212.0.195.0 |
| AS9002 | St. Petersburg | Russland | retnru-led1 | 87.245.198.0 |
| | Moskau | Russland | retnru-svo1 | 87.245.197.0 |
| | | | retnru-svo2 | 87.245.200.0 |
| | Voronezh | Russland | retnru-voz1 | 87.245.196.0 |
| AS12294 | Kiew | Ukraine | comstarukr-kbp1 | 212.40.34.0 |
| AS12301 | Budapest | Ungarn | invitel-bud1 | 212.24.165.0 |
| | | | invitel-bud2 | 213.163.23.0 |
| AS12389 | Moskau | Russland | rostelecom-svo2 | 46.61.155.0 |
| | | | rostelecom-svo3 | 46.61.155.0 |
| | | | rostelecom-svo4 | 46.61.155.0 |
| AS12578 | Riga | Lettland | lattelecom-rix1 | 195.122.30.0 |
| | | | lattelecom-rix2 | 195.13.189.0 |
| | | | lattelecom-rix3 | 80.232.131.0 |
| | | | lattelecom-rix4 | 195.122.16.0 |
| AS12615 | Sofia | Bulgarien | gcn-sof1 | 212.70.159.0 |
| AS12713 | Athen | Griechenland | oteglobe-ath1 | 62.75.10.0 |
| | | | oteglobe-ath2 | 62.75.10.0 |
| | | | oteglobe-ath3 | 62.75.10.0 |
| | | | oteglobe-ath4 | 62.75.23.0 |
| | | | oteglobe-ath5 | 62.75.23.0 |
| | | | oteglobe-ath6 | 62.75.23.0 |
| | Thessaloniki | Griechenland | oteglobe-skg1 | 62.75.10.0 |
| AS12741 | Katowice | Polen | netia-ktw1 | 213.241.88.0 |
| | | | netia-ktw2 | 5.226.127.0 |

A.3. Übersicht der YouTube-Serverstandorte in ISP-Netzen

| | | | | |
|---------|----------------|---------------------------|------------------|---------------|
| | Poznan | Polen | netia-poz1 | 213.241.89.0 |
| | | | netia-poz2 | 5.226.127.0 |
| | Warschau | Polen | netia-waw1 | 77.252.2.0 |
| | | | netia-waw2 | 213.241.87.0 |
| AS12883 | Dnepropetrovsk | Ukraine | vega-dnk1 | 93.178.223.0 |
| | Kiew | Ukraine | vega-iev1 | 93.178.223.0 |
| AS13004 | Belgrad | Serbien und Montenegro | sox-beg1 | 193.105.163.0 |
| AS13110 | Poznan | Polen | icp-poz1 | 46.238.98.0 |
| AS13124 | Sofia | Bulgarien | blizoo-sof1 | 217.9.232.0 |
| AS13188 | Kiew | Ukraine | triolan-kbp1 | 80.73.12.0 |
| AS13249 | Kiew | Ukraine | itsystems-kbp1 | 213.133.168.0 |
| AS15694 | Warschau | Polen | atman-waw1 | 213.189.45.0 |
| | | | atman-waw2 | 213.189.45.0 |
| AS15935 | Prag | Tschechien | havel-prg1 | 81.30.226.0 |
| AS15962 | Bratislava | Slowakei | orangesk-bts1 | 213.151.210.0 |
| AS16016 | Ljubljana | Slowenien | tusmobil-lju1 | 77.111.2.0 |
| AS16150 | Stockholm | Schweden | availo-bma1 | 83.140.66.0 |
| AS20500 | London | England | griffin-lcy1 | 83.148.190.0 |
| AS20552 | Poznan | Polen | horyzontpix-poz1 | 217.168.141.0 |
| AS20676 | Düsseldorf | Deutschland | qsc-dus1 | 92.197.129.0 |
| | Frankfurt | Deutschland | qsc-fra1 | 92.197.129.0 |
| AS20845 | Budapest | Ungarn | digitv-bud1 | 94.21.255.0 |
| | | | digitv-bud2 | 94.21.255.0 |
| AS20910 | Riga | Lettland | izzi-rix1 | 62.84.6.0 |
| AS20960 | Lódz | Polen | tktelekom-lcj1 | 94.40.70.0 |
| | Poznan | Polen | tktelekom-poz1 | 94.40.70.0 |
| AS21011 | Kiew | Ukraine | topnet-kbp1 | 77.88.221.0 |
| | | | topnet-kbp2 | 77.88.255.0 |

A. Anhang YouTube-Analyse

| | | | | |
|---------|-------------|------------------------|-------------------|---------------|
| AS21021 | Warschau | Polen | multimedia-waw1 | 89.228.4.0 |
| | | | multimedia-waw2 | 176.221.96.0 |
| AS21183 | Tirana | Albanien | abcom-tia1 | 217.73.128.0 |
| AS21219 | Kiew | Ukraine | datagroup-kbp1 | 93.183.211.0 |
| | | | datagroup-kbp2 | 80.91.176.0 |
| | | | datagroup-kbp3 | 80.91.176.0 |
| AS21246 | Pristina | Serbien und Montenegro | ipko-prn1 | 80.80.161.0 |
| AS21415 | Sofia | Bulgarien | itdnet-sof1 | 89.25.120.0 |
| AS24709 | Warschau | Polen | mnitelecom-waw1 | 87.119.3.0 |
| AS24745 | Bukarest | Rumänien | romtele-bbu1 | 80.97.209.0 |
| | | | romtele-bbu2 | 80.97.208.0 |
| | | | romtele-bbu3 | 92.87.232.0 |
| | | | romtele-bbu4 | 80.97.208.0 |
| | | | romtele-bbu5 | 92.87.232.0 |
| | | | romtele-bbu6 | 92.87.156.0 |
| AS25133 | Tscherkassy | Ukraine | mclaut-ckc1 | 193.254.197.0 |
| AS25229 | Kiew | Ukraine | volia-kbp1 | 77.120.63.0 |
| | | | volia-kbp2 | 77.120.15.0 |
| AS25462 | Kiew | Ukraine | retnukr-kbp1 | 87.245.216.0 |
| | Odessa | Ukraine | retnukr-ods1 | 87.245.222.0 |
| AS25472 | Athen | Griechenland | windhellas-ath1 | 62.169.193.0 |
| AS28761 | Simferopol | Ukraine | crimeaix-sip1 | 195.3.246.0 |
| AS29113 | Brno | Tschechien | sloane-brq1 | 213.192.24.0 |
| AS29119 | Madrid | Spanien | servihosting-mad1 | 78.136.107.0 |
| AS29170 | Pristina | Serbien und Montenegro | kujtesa-prn1 | 46.19.224.0 |
| AS29314 | Katowice | Polen | vectranet-ktw1 | 178.235.206.0 |
| | Warschau | Polen | vectranet-waw1 | 178.235.206.0 |
| AS29422 | Helsinki | Finnland | nebula-hel1 | 83.145.196.0 |

A.3. Übersicht der YouTube-Serverstandorte in ISP-Netzen

| | | | | |
|---------|----------------|--------------------|-------------------|---------------|
| AS29535 | Warschau | Polen | tpnet-waw1 | 217.96.43.0 |
| | | | tpnet-waw3 | 195.149.238.0 |
| AS29632 | Kiew | Ukraine | netassist-iev1 | 195.214.211.0 |
| AS30764 | Ostrava | Tschechien | poda-osr1 | 46.47.136.0 |
| AS31117 | Bratislava | Slowakei | energotel-bts1 | 87.244.198.0 |
| AS31252 | Chisinau | Republik Moldau | starnet-kiv1 | 178.168.3.0 |
| | | | starnet-kiv2 | 178.168.3.0 |
| AS33885 | Malmö | Schweden | ownit-mmx1 | 31.211.248.0 |
| AS34224 | Sofia | Bulgarien | neterra-sof1 | 94.156.188.0 |
| AS34711 | Suceava | Rumänien | diginet-scv1 | 176.223.76.0 |
| AS34772 | Scopje | Mazedonien | neotel-skp1 | 95.180.157.0 |
| AS34867 | Kiew | Ukraine | cosmonova-kbp1 | 95.67.12.0 |
| AS35002 | Bukarest | Rumänien | newcom-otp1 | 94.53.12.0 |
| AS35047 | Tirana | Albanien | abissnet-tia1 | 77.242.30.0 |
| AS35141 | Sofia | Bulgarien | megalan-sof1 | 78.90.240.0 |
| AS35141 | Sofia | Bulgarien | mobiltel-sof2 | 78.90.240.0 |
| AS35254 | Riga | Lettland | baltcom-rix1 | 94.140.100.0 |
| AS35297 | Kiew | Ukraine | dataline-kbp1 | 178.251.108.0 |
| AS35311 | Budapest | Ungarn | prtelecom-bud1 | 88.132.65.0 |
| AS35320 | Dnepropetrovsk | Ukraine | ett-dnk1 | 78.154.173.0 |
| | Donetsk | Ukraine | ett-dok1 | 78.154.173.0 |
| | Charkow | Ukraine | ett-hrk1 | 78.154.173.0 |
| | Odessa | Ukraine | ett-ods1 | 78.154.173.0 |
| AS35432 | Larnaca | Zypern | wavespeed-lca1 | 213.140.209.0 |
| AS35549 | Zagreb | Kroatien | metronet-zag1 | 212.92.207.0 |
| AS39107 | Bukarest | Rumänien | interlan-otp1 | 195.95.178.0 |
| AS39309 | Eindhoven | Niederlande | edutel-ein1 | 88.159.13.0 |
| AS39392 | Prag | Tschechien | supernetwork-prg1 | 95.168.222.0 |

A. Anhang YouTube-Analyse

| | | | | |
|---------|-------------|------------|---------------------|---------------|
| AS39912 | Klagenfurt | Österreich | ithreeb-klu1 | 95.143.81.0 |
| AS41313 | Sofia | Bulgarien | novatel-sof1 | 95.158.130.0 |
| AS41572 | Oslo | Norwegen | hafslund-osl1 | 81.175.29.0 |
| AS42109 | Eriwan | Armenien | adc-evn2 | 31.7.160.0 |
| AS42313 | Tirana | Albanien | albtelecom-tia1 | 79.106.107.0 |
| AS42739 | Poznan | Polen | hawe-poz1 | 188.112.3.0 |
| AS42841 | Kosice | Slowakei | antikslovakia-ksc1 | 88.212.9.0 |
| AS42896 | Simferopol | Ukraine | acsgroup-sip1 | 91.210.121.0 |
| AS42979 | Riga | Lettland | globalcom-rix1 | 85.254.3.0 |
| AS43205 | Sofia | Bulgarien | bulsat-sof1 | 46.237.127.0 |
| AS43529 | Gyor | Ungarn | vidanet-qgy1 | 79.121.0.0 |
| AS43561 | Sofia | Bulgarien | globalnet-sof1 | 46.249.95.0 |
| AS44395 | Eriwan | Armenien | ucom-evn1 | 46.162.192.0 |
| AS48858 | Novosibirsk | Russland | milecom-ovb1 | 62.78.83.0 |
| AS49800 | Eriwan | Armenien | gnalfa-evn1 | 46.19.98.0 |
| AS50606 | Warschau | Polen | virtuaoperator-waw1 | 109.196.41.0 |
| AS50607 | Katowice | Polen | epix-ktw1 | 176.126.56.0 |
| AS57344 | Sofia | Bulgarien | telehouseead-sof1 | 178.132.81.0 |
| AS57463 | Sofia | Bulgarien | netix-sof1 | 93.123.23.0 |
| AS59613 | Kiew | Ukraine | giganet-kbp1 | 185.2.108.0 |
| | | | giganet-kbp2 | 185.2.108.0 |
| AS36040 | Warschau | Polen | plix-waw3 | 208.117.224.0 |
| | | | plix-waw4 | 208.117.224.0 |
| | | | plix-waw5 | 46.28.246.0 |
| | | | plix-waw6 | 46.28.246.0 |
| | | | plix-waw7 | 46.28.247.0 |
| | | | plix-waw8 | 46.28.247.0 |
| | | | plix-waw9 | 217.119.79.0 |
| | | | plix-waw10 | 193.33.5.0 |

A.3. Übersicht der YouTube-Serverstandorte in ISP-Netzen

| | | | | |
|---------|------------|-------------|-----------------|---------------|
| | | | plix-waw11 | 193.33.5.0 |
| AS36040 | Zagreb | Kroatien | cix-zag1 | 208.117.229.0 |
| | | | cix-zag2 | 208.117.229.0 |
| | | | cix-zag3 | 208.117.229.0 |
| | | | cix-zag4 | 208.117.229.0 |
| AS36040 | Düsseldorf | Deutschland | ecix-dus2 | 64.15.112.0 |
| | | | ecix-dus3 | 64.15.112.0 |
| AS36040 | Antwerpen | Belgien | google-anr1 | 64.15.124.0 |
| | | | google-anr2 | 64.15.124.0 |
| | Brüssel | Belgien | google-bru4 | 64.15.124.0 |
| | Manchester | England | google-man1 | 64.15.115.0 |
| | | | google-man2 | 64.15.115.0 |
| | Wien | Österreich | google-vie1 | 64.15.113.0 |
| | | | google-vie2 | 64.15.113.0 |
| AS36040 | Rom | Italien | namex-fco1 | 64.15.126.0 |
| | | | namex-fco2 | 64.15.126.0 |
| AS36040 | Paris | Frankreich | orange-par1 | 64.15.118.0 |
| | | | orange-par2 | 64.15.118.0 |
| | | | orange-par3 | 64.15.118.0 |
| | | | orange-par4 | 64.15.118.0 |
| AS36040 | Düsseldorf | Deutschland | unitymedia-dus1 | 64.15.112.0 |
| | | | unitymedia-dus2 | 64.15.112.0 |

Tabelle A.4.: Übersicht aller gefundenen YouTube-ISP-Serverstandorte

A.4. Diagramme und Tabellen - Analyse des YouTube- Serverauswahlverhaltens

| DSL-Präfix | Messprobe | Initial | 2014 03 13, 02:52 | 2014 03 19, 17:37 | 2014 03 27, 00:28 |
|-------------------|------------------|--------------------------|--------------------------|--------------------------|--------------------------|
| 79.201.224.0/19 | MP 6 | 79.200.0.0/15 | 79.192.0.0/12 | 79.201.128.0/17 | kein Wechsel |
| 79.211.192.0/18 | MP 4 | 79.208.0.0/14 | 79.208.0.0/13 | 79.208.0.0/12 | 79.208.0.0/13 |
| 79.243.224.0/19 | MP 2 | 79.240.0.0/12 | kein Wechsel | 79.243.128.0/17 | kein Wechsel |
| 79.245.160.0/19 | MP 5 | 79.240.0.0/12 | kein Wechsel | 79.244.0.0/14 | kein Wechsel |
| 84.154.0.0/18 | MP 3 | 84.152.0.0/14 | 84.128.0.0/11 | 84.152.0.0/13 | 84.152.0.0/14 |
| 84.159.192.0/19 | MP 5 | 84.158.0.0/15 | 84.128.0.0/11 | 84.152.0.0/13 | 84.159.0.0/16 |
| 87.149.64.0/20 | MP 5 | unbekannt | unbekannt | 87.144.0.0/12 | unbekannt |
| 217.87.224.0/20 | MP 6 | unbekannt | unbekannt | unbekannt | unbekannt |
| DSL-Präfix | Messprobe | 2014 04 01, 22:13 | 2014 04 10, 00:43 | 2014 04 16, 15:28 | 2014 04 30, 03:13 |
| 79.201.224.0/19 | MP 6 | 79.192.0.0/12 | 79.201.0.0/16 | 79.200.0.0/15 | 79.201.0.0/16 |
| 79.211.192.0/18 | MP 4 | kein Wechsel | 79.208.0.0/14 | 79.211.128.0/17 | 79.210.0.0/15 |
| 79.243.224.0/19 | MP 2 | kein Wechsel | 79.240.0.0/12 | 79.240.0.0/14 | 79.242.0.0/15 |
| 79.245.160.0/19 | MP 5 | kein Wechsel | 79.240.0.0/12 | 79.245.128.0/17 | kein Wechsel |
| 84.154.0.0/18 | MP 3 | kein Wechsel | kein Wechsel | kein Wechsel | 84.154.0.0/19 |
| 84.159.192.0/19 | MP 5 | 84.158.0.0/15 | kein Wechsel | kein Wechsel | 84.156.0.0/14 |
| 87.149.64.0/20 | MP 5 | unbekannt | unbekannt | 87.144.0.0/13 | 87.144.0.0/12 |
| 217.87.224.0/20 | MP 6 | unbekannt | 217.87.128.0/17 | 217.87.0.0/16 | unbekannt |

Tabelle A.5.: Liste aller Serverauswahlpräfixwechsel aller DSL-Präfixe

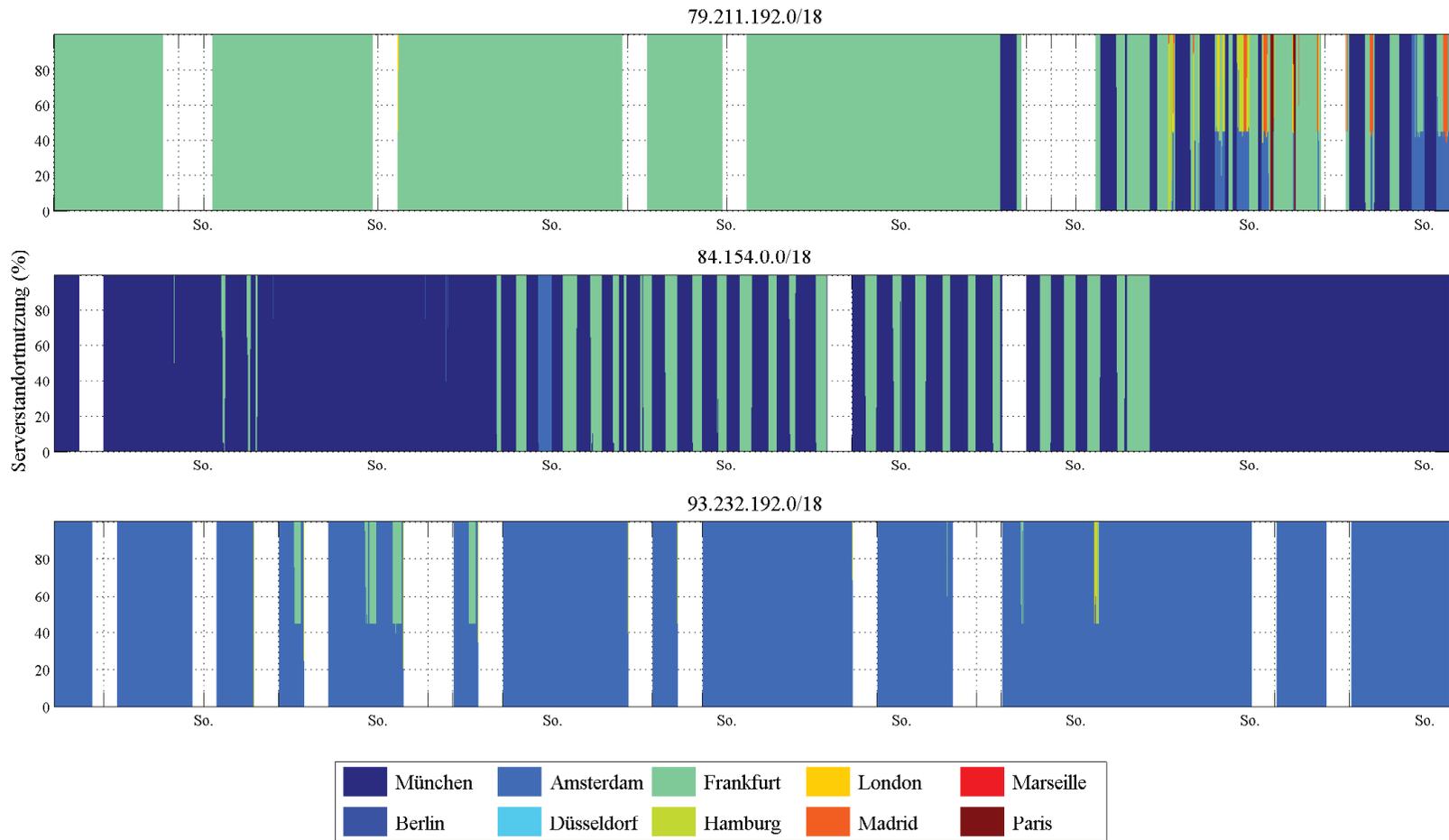


Abbildung A.1.: Serverauswahlverhalten für DSL-Präfix 79.211.192.0/18, 84.154.0.0/18 und 93.232.192.0/18 in Messperiode eins. Bei Messproben mit IP-Adressen aus mehreren DSL-Präfixen wird jeweils das dominante DSL-Präfix gezeigt.

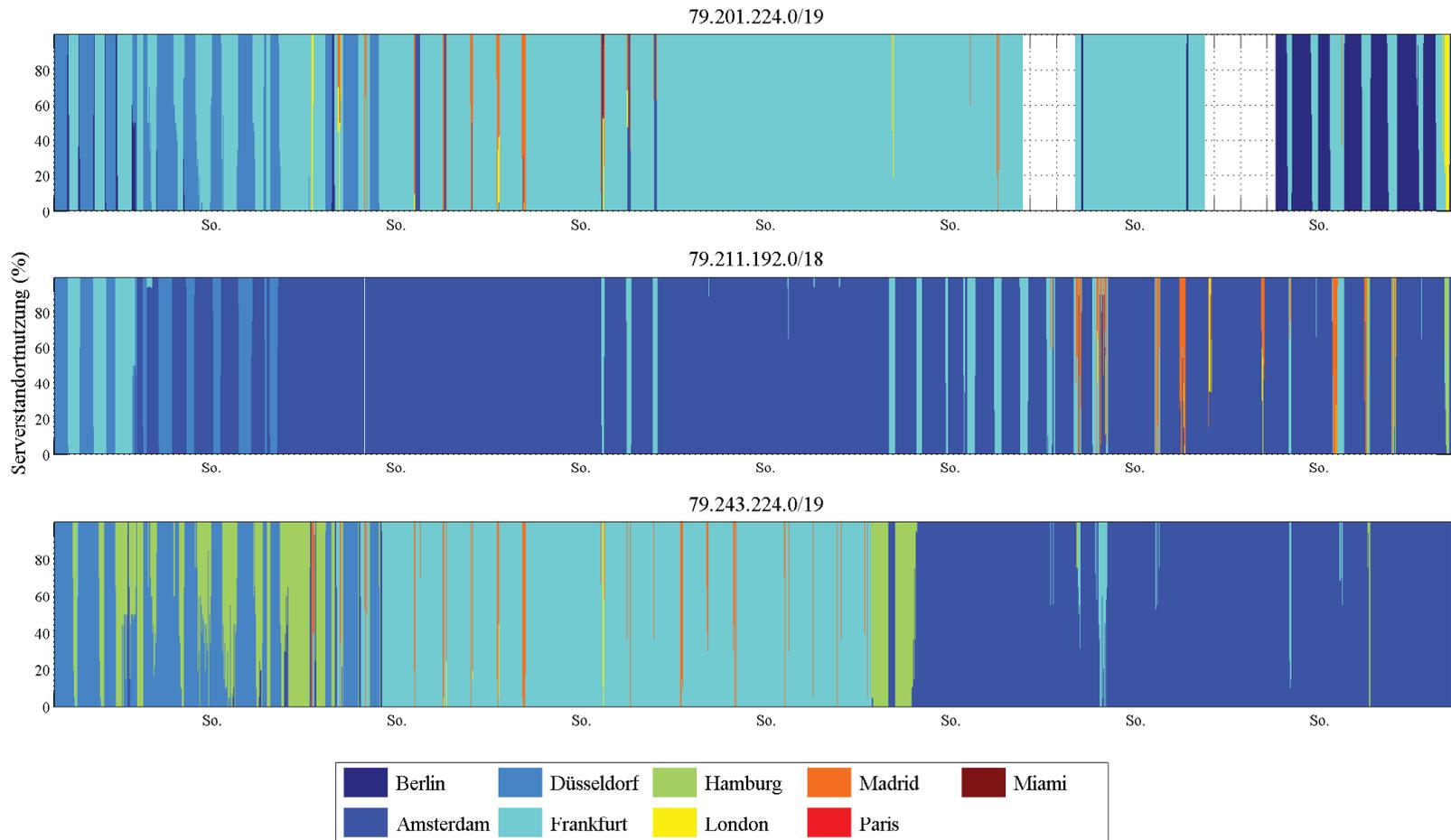


Abbildung A.2.: Serverauswahlverhalten für DSL-Präfix 79.201.224.0/19, 79.211.192.0/18 und 79.243.224.0/19 in Messperiode zwei. Bei Messproben mit IP-Adressen aus mehreren DSL-Präfixen wird jeweils das dominante DSL-Präfix gezeigt.

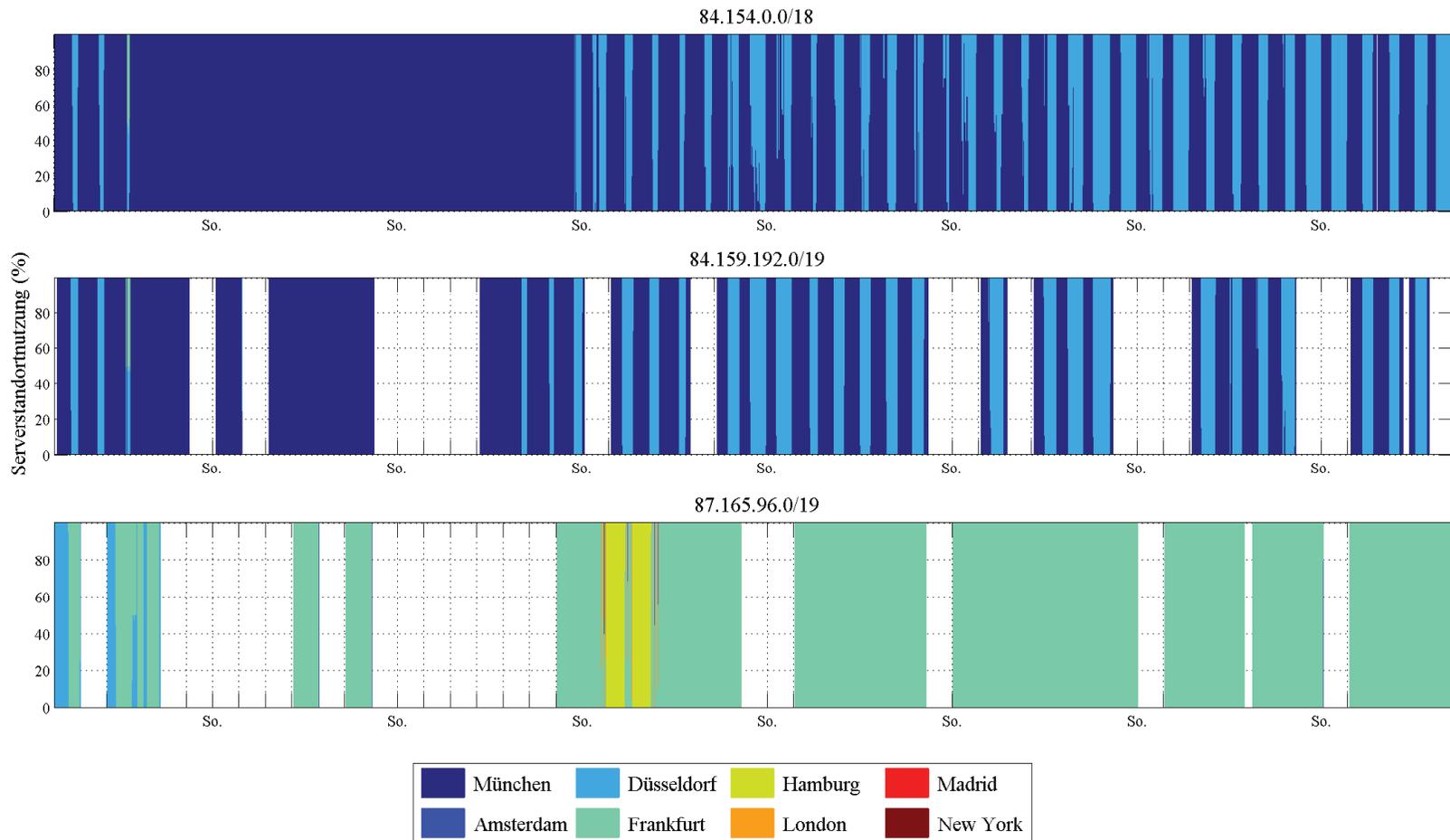


Abbildung A.3.: Serverauswahlverhalten für DSL-Präfix 84.154.0.0/18, 84.159.192.0/19 und 87.165.96.0/19 in Messperiode zwei. Bei Messproben mit IP-Adressen aus mehreren DSL-Präfixen wird jeweils das dominante DSL-Präfix gezeigt.

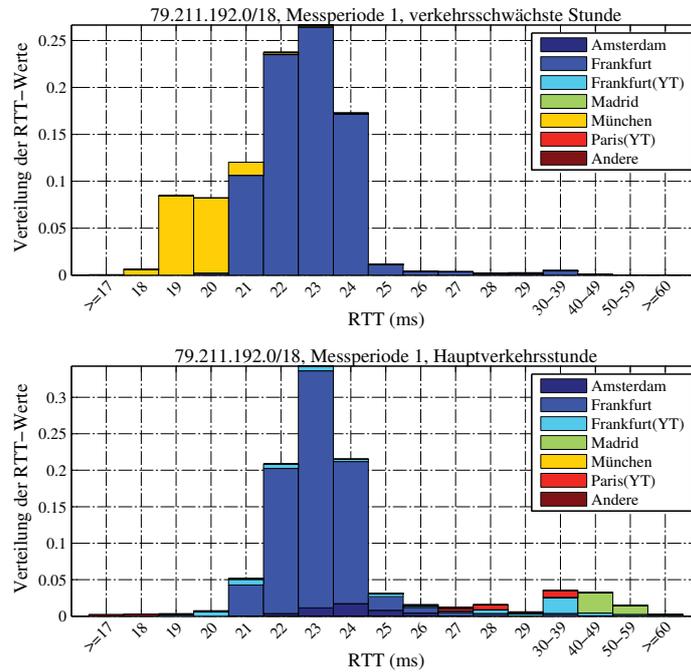


Abbildung A.4.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 79.211.192.0/18 in Messperiode eins, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

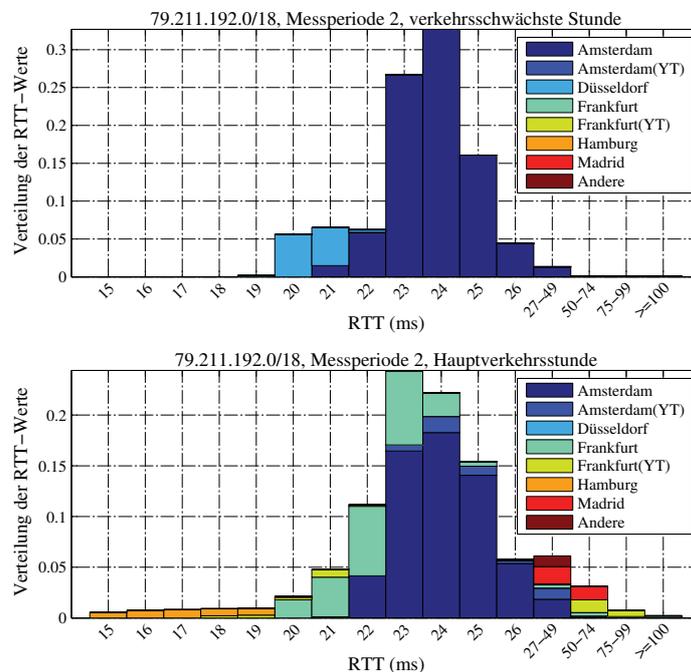


Abbildung A.5.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 79.211.192.0/18 in Messperiode zwei, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

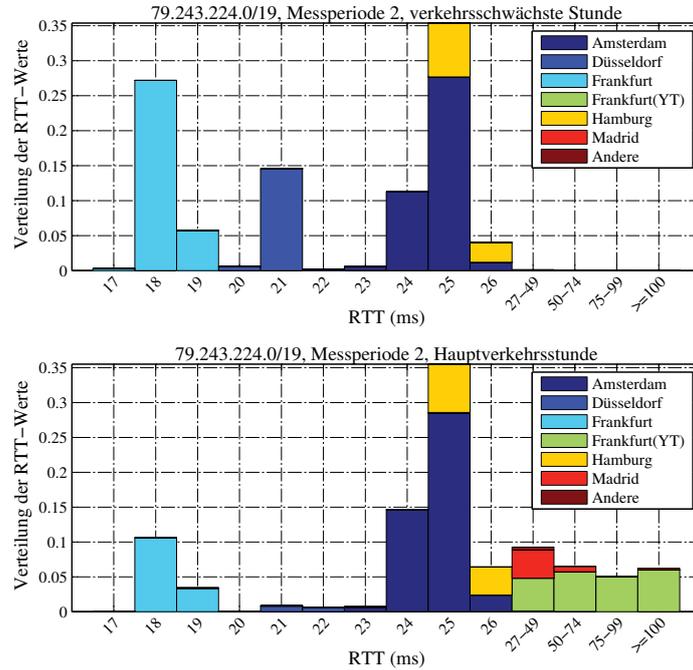


Abbildung A.6.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 79.243.224.0/19 in Messperiode zwei, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

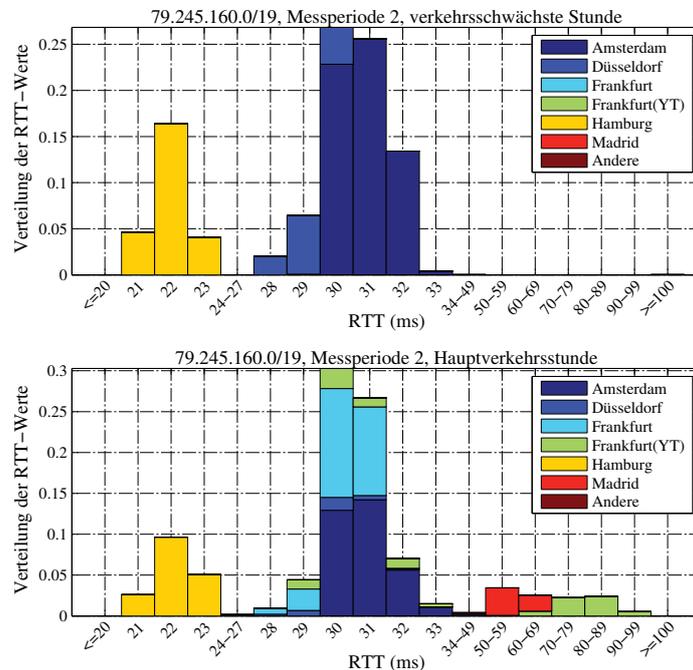


Abbildung A.7.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 79.245.160.0/19 in Messperiode zwei, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

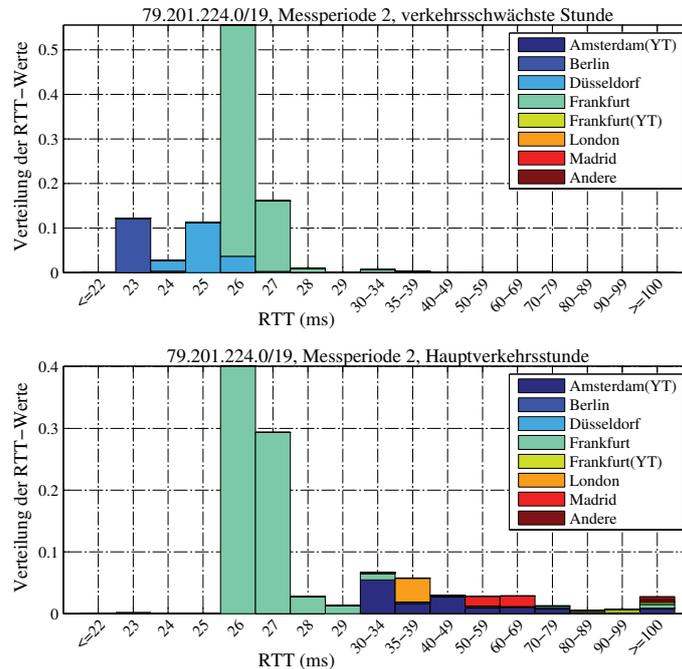


Abbildung A.8.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 79.201.224.0/19 in Messperiode zwei, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

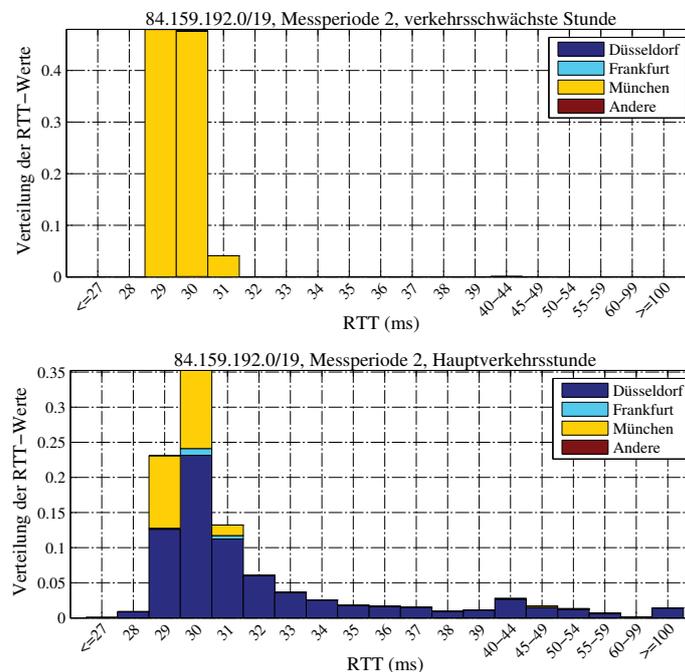


Abbildung A.9.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 84.159.192.0/19 in Messperiode zwei, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

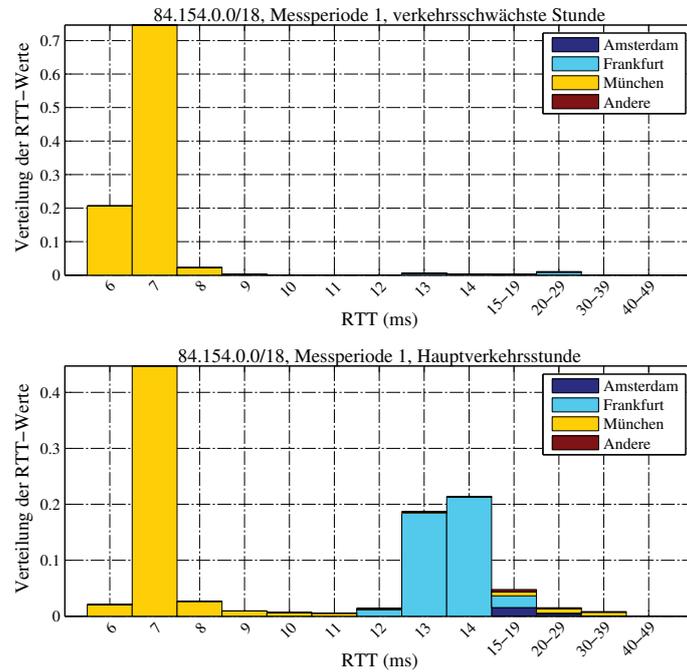


Abbildung A.10.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 84.154.0.0/18 in Messperiode eins, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

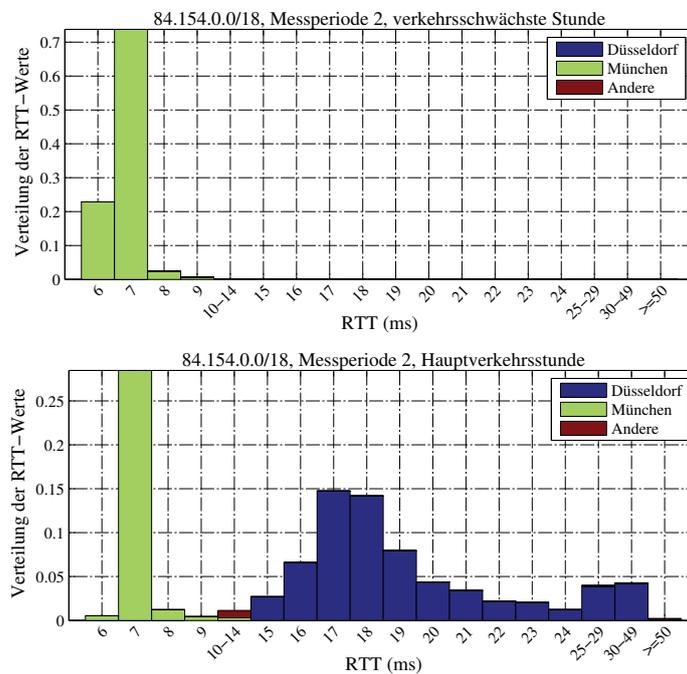


Abbildung A.11.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 84.154.0.0/18 in Messperiode zwei, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

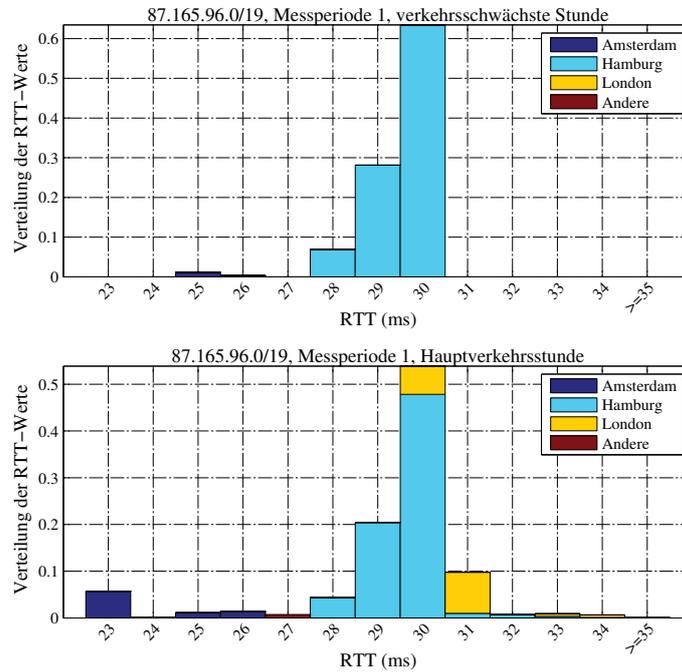


Abbildung A.12.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 87.165.96.0/19 in Messperiode eins, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

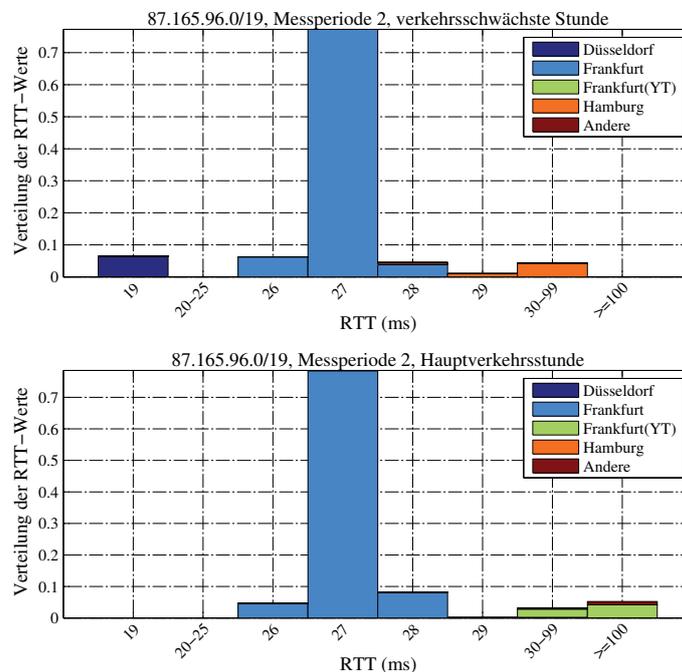


Abbildung A.13.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 87.165.96.0/19 in Messperiode zwei, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

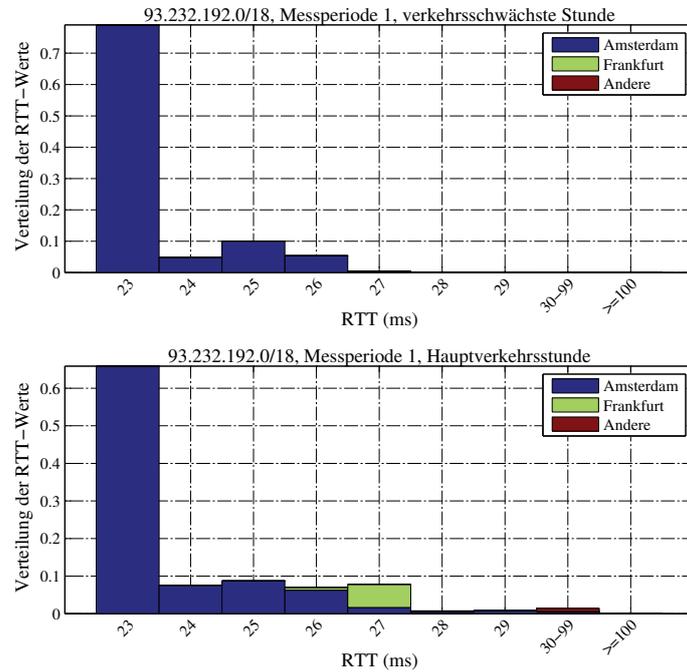


Abbildung A.14.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 93.232.192.0/18 in Messperiode eins, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

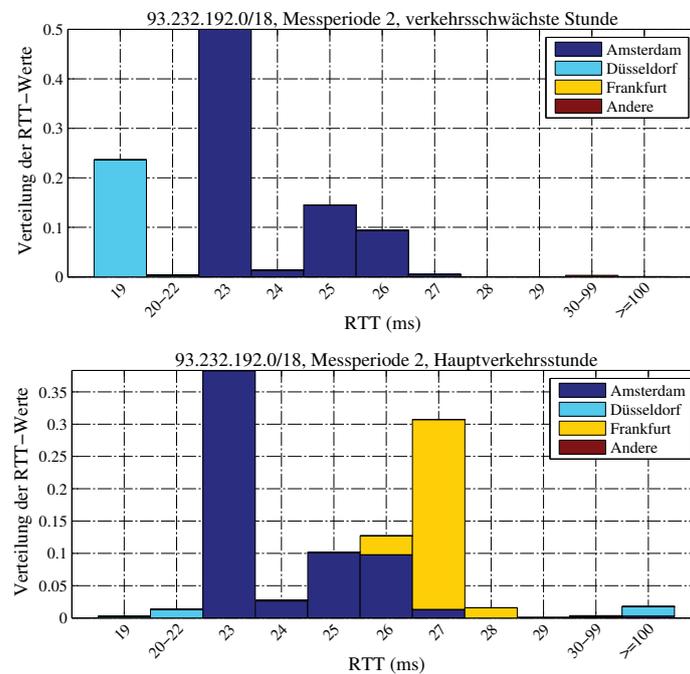


Abbildung A.15.: Verteilung der RTT-Werte für das DSL-Präfix 93.232.192.0/18 in Messperiode zwei, aufgeschlüsselt nach Serverstandorten

B. Anhang Beispielnetztopologien

B.1. Germany17-Netztopologie

| Num. | Stadt | Num. | Stadt | Num. | Stadt |
|------|-----------|------|-----------|------|------------|
| 1 | Hannover | 7 | München | 13 | Essen |
| 2 | Frankfurt | 8 | Ulm | 14 | Dortmund |
| 3 | Hamburg | 9 | Nürnberg | 15 | Düsseldorf |
| 4 | Norden | 10 | Stuttgart | 16 | Köln |
| 5 | Bremen | 11 | Karlsruhe | 17 | Leipzig |
| 6 | Berlin | 12 | Mannheim | | |

Tabelle B.1.: Liste aller Knoten in der Topologie Germany17 [84]

In den Optimierungsmodellen werden unidirektionale Verbindungsleitungen angenommen. Infolge existieren in der Tabelle B.2 zwei Verbindungsleitungen pro Knotenpaar. Die erste Nummer in der ersten Spalte ist die Verbindungsleitung von Endpunkt eins in Richtung Endpunkt zwei. Die zweite Nummer ist die Verbindungsleitung von Endpunkt zwei in Richtung Endpunkt eins. Beispielsweise verbindet die Verbindungsleitung 1 Berlin mit Hamburg und Verbindungsleitung 27 Hamburg mit Berlin. Dasselbe gilt für die Topologie Germany50 (Tabelle B.4) und Germany74 (Tabelle B.6).

| Num. | Endpunkt 1 | ↔ | Endpunkt 2 |
|---------|-----------------|---|----------------|
| 1 / 27 | Berlin (6) | ↔ | Hamburg (3) |
| 2 / 28 | Berlin (6) | ↔ | Hannover (1) |
| 3 / 29 | Berlin (6) | ↔ | Leipzig (17) |
| 4 / 30 | Bremen (5) | ↔ | Hamburg (3) |
| 5 / 31 | Bremen (5) | ↔ | Hannover (1) |
| 6 / 32 | Bremen (5) | ↔ | Norden (4) |
| 7 / 33 | Dortmund (14) | ↔ | Essen (13) |
| 8 / 34 | Dortmund (14) | ↔ | Hannover (1) |
| 9 / 35 | Dortmund (14) | ↔ | Köln (16) |
| 10 / 36 | Dortmund (14) | ↔ | Norden (4) |
| 11 / 37 | Düsseldorf (15) | ↔ | Essen (13) |
| 12 / 38 | Düsseldorf (15) | ↔ | Köln (16) |
| 13 / 39 | Frankfurt (2) | ↔ | Hannover (1) |
| 14 / 40 | Frankfurt (2) | ↔ | Köln (16) |
| 15 / 41 | Frankfurt (2) | ↔ | Leipzig (17) |
| 16 / 42 | Frankfurt (2) | ↔ | Mannheim (12) |
| 17 / 43 | Frankfurt (2) | ↔ | Nürnberg (9) |
| 18 / 44 | Hamburg (3) | ↔ | Hannover (1) |
| 19 / 45 | Hannover (1) | ↔ | Leipzig (17) |
| 20 / 46 | Karlsruhe (11) | ↔ | Mannheim (12) |
| 21 / 47 | Karlsruhe (11) | ↔ | Stuttgart (10) |
| 22 / 48 | Leipzig (17) | ↔ | Nürnberg (9) |
| 23 / 49 | München (7) | ↔ | Nürnberg (9) |
| 24 / 50 | München (7) | ↔ | Ulm (8) |
| 25 / 51 | Nürnberg (9) | ↔ | Stuttgart (10) |
| 26 / 52 | Stuttgart (10) | ↔ | Ulm (8) |

Tabelle B.2.: Liste aller Verbindungsleitungen in der Topologie Germany17 [84]

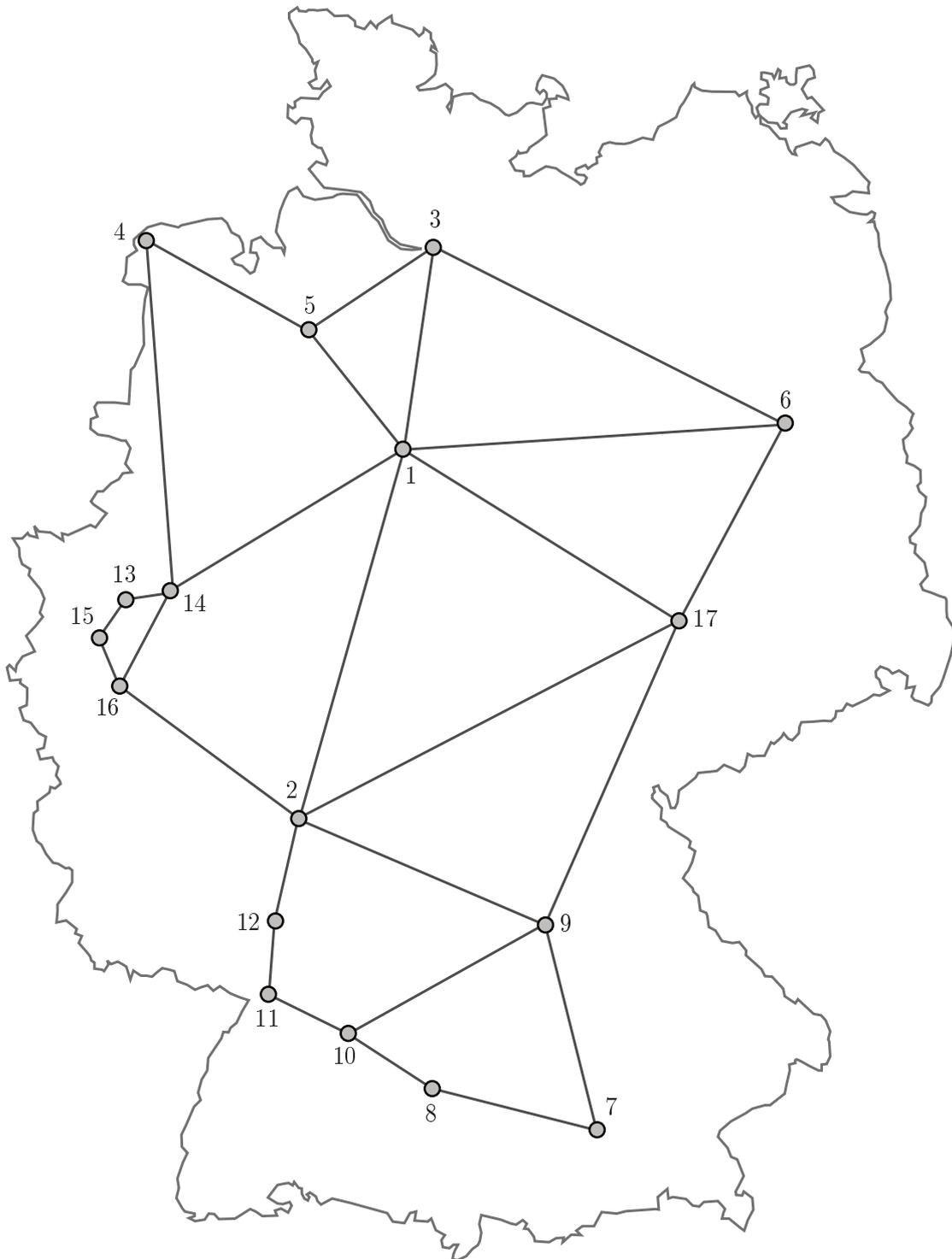


Abbildung B.1.: Topologie Germany17 [84]

B.2. Germany50-Netztopologie

| Num. | Stadt | Num. | Stadt | Num. | Stadt |
|------|--------------|------|----------------|------|-------------|
| 1 | Aachen | 18 | Freiburg | 35 | München |
| 2 | Augsburg | 19 | Fulda | 36 | Münster |
| 3 | Bayreuth | 20 | Gießen | 37 | Norden |
| 4 | Berlin | 21 | Greifswald | 38 | Nürnberg |
| 5 | Bielefeld | 22 | Hamburg | 39 | Oldenburg |
| 6 | Braunschweig | 23 | Hannover | 40 | Osnabrück |
| 7 | Bremen | 24 | Kaiserslautern | 41 | Passau |
| 8 | Bremerhaven | 25 | Karlsruhe | 42 | Regensburg |
| 9 | Chemnitz | 26 | Kassel | 43 | Saarbrücken |
| 10 | Darmstadt | 27 | Kempten | 44 | Schwerin |
| 11 | Dortmund | 28 | Kiel | 45 | Siegen |
| 12 | Dresden | 29 | Koblenz | 46 | Stuttgart |
| 13 | Düsseldorf | 30 | Köln | 47 | Trier |
| 14 | Erfurt | 31 | Konstanz | 48 | Ulm |
| 15 | Essen | 32 | Leipzig | 49 | Wesel |
| 16 | Flensburg | 33 | Magdeburg | 50 | Würzburg |
| 17 | Frankfurt | 34 | Mannheim | | |

Tabelle B.3.: Liste aller Knoten in der Topologie Germany50 [84]

| Num. | Endpunkt 1 | ↔ | Endpunkt 2 |
|----------|---------------------|---|-----------------|
| 1 / 89 | Düsseldorf (13) | ↔ | Essen (15) |
| 2 / 90 | Dortmund (11) | ↔ | Essen (15) |
| 3 / 91 | Wesel (49) | ↔ | Essen (15) |
| 4 / 92 | Köln (30) | ↔ | Düsseldorf (13) |
| 5 / 93 | Aachen (1) | ↔ | Köln (30) |
| 6 / 94 | Koblenz (29) | ↔ | Köln (30) |
| 7 / 95 | Münster (36) | ↔ | Dortmund (11) |
| 8 / 96 | Siegen (45) | ↔ | Dortmund (11) |
| 9 / 97 | Kassel (26) | ↔ | Dortmund (11) |
| 10 / 98 | Wesel (49) | ↔ | Aachen (1) |
| 11 / 99 | Trier (47) | ↔ | Aachen (1) |
| 12 / 100 | Bielefeld (5) | ↔ | Münster (36) |
| 13 / 101 | Osnabrück (40) | ↔ | Münster (36) |
| 14 / 102 | Siegen (45) | ↔ | Koblenz (29) |
| 15 / 103 | Frankfurt (17) | ↔ | Koblenz (29) |
| 16 / 104 | Kaiserslautern (24) | ↔ | Koblenz (29) |
| 17 / 105 | Trier (47) | ↔ | Koblenz (29) |
| 18 / 106 | Bielefeld (5) | ↔ | Siegen (45) |
| 19 / 107 | Gießen (20) | ↔ | Siegen (45) |

| Num. | Endpunkt 1 | ↔ | Endpunkt 2 |
|----------|---------------------|---|------------------|
| 20 / 108 | Oldenburg (39) | ↔ | Wesel (49) |
| 21 / 109 | Norden (37) | ↔ | Wesel (49) |
| 22 / 110 | Leipzig (32) | ↔ | Berlin (4) |
| 23 / 111 | Dresden (12) | ↔ | Berlin (4) |
| 24 / 112 | Schwerin (44) | ↔ | Berlin (4) |
| 25 / 113 | Magdeburg (33) | ↔ | Berlin (4) |
| 26 / 114 | Greifswald (21) | ↔ | Berlin (4) |
| 27 / 115 | Dresden (12) | ↔ | Leipzig (32) |
| 28 / 116 | Erfurt (14) | ↔ | Leipzig (32) |
| 29 / 117 | Magdeburg (33) | ↔ | Leipzig (32) |
| 30 / 118 | Bayreuth (3) | ↔ | Leipzig (32) |
| 31 / 119 | Erfurt (14) | ↔ | Dresden (12) |
| 32 / 120 | Chemnitz (9) | ↔ | Dresden (12) |
| 33 / 121 | Chemnitz (9) | ↔ | Erfurt (14) |
| 34 / 122 | Kassel (26) | ↔ | Erfurt (14) |
| 35 / 123 | Würzburg (50) | ↔ | Erfurt (14) |
| 36 / 124 | Bayreuth (3) | ↔ | Chemnitz (9) |
| 37 / 125 | Magdeburg (33) | ↔ | Schwerin (44) |
| 38 / 126 | Greifswald (21) | ↔ | Schwerin (44) |
| 39 / 127 | Hamburg (22) | ↔ | Schwerin (44) |
| 40 / 128 | Kiel (28) | ↔ | Schwerin (44) |
| 41 / 129 | Braunschweig (6) | ↔ | Magdeburg (33) |
| 42 / 130 | Kiel (28) | ↔ | Hamburg (22) |
| 43 / 131 | Hannover (23) | ↔ | Hamburg (22) |
| 44 / 132 | Braunschweig (6) | ↔ | Hamburg (22) |
| 45 / 133 | Oldenburg (39) | ↔ | Bremen (7) |
| 46 / 134 | Bremerhaven (8) | ↔ | Bremen (7) |
| 47 / 135 | Hannover (23) | ↔ | Bremen (7) |
| 48 / 136 | Flensburg (16) | ↔ | Kiel (28) |
| 49 / 137 | Norden (37) | ↔ | Oldenburg (39) |
| 50 / 138 | Osnabrück (40) | ↔ | Oldenburg (39) |
| 51 / 139 | Bremerhaven (8) | ↔ | Flensburg (16) |
| 52 / 140 | Bielefeld (5) | ↔ | Hannover (23) |
| 53 / 141 | Braunschweig (6) | ↔ | Hannover (23) |
| 54 / 142 | Osnabrück (40) | ↔ | Hannover (23) |
| 55 / 143 | Braunschweig (6) | ↔ | Bielefeld (5) |
| 56 / 144 | Kassel (26) | ↔ | Braunschweig (6) |
| 57 / 145 | Gießen (20) | ↔ | Kassel (26) |
| 58 / 146 | Fulda (19) | ↔ | Kassel (26) |
| 59 / 147 | Darmstadt (10) | ↔ | Frankfurt (17) |
| 60 / 148 | Gießen (20) | ↔ | Frankfurt (17) |
| 61 / 149 | Fulda (19) | ↔ | Frankfurt (17) |
| 62 / 150 | Mannheim (34) | ↔ | Darmstadt (10) |
| 63 / 151 | Kaiserslautern (24) | ↔ | Darmstadt (10) |

| Num. | Endpunkt 1 | ↔ | Endpunkt 2 |
|----------|------------------|---|---------------------|
| 64 / 152 | Karlsruhe (25) | ↔ | Mannheim (34) |
| 65 / 153 | Saarbrücken (43) | ↔ | Kaiserslautern (24) |
| 66 / 154 | Karlsruhe (25) | ↔ | Kaiserslautern (24) |
| 67 / 155 | Fulda (19) | ↔ | Gießen (20) |
| 68 / 156 | Saarbrücken (43) | ↔ | Trier (47) |
| 69 / 157 | Würzburg (50) | ↔ | Fulda (19) |
| 70 / 158 | Karlsruhe (25) | ↔ | Saarbrücken (43) |
| 71 / 159 | Karlsruhe (25) | ↔ | Stuttgart (46) |
| 72 / 160 | Ulm (48) | ↔ | Stuttgart (46) |
| 73 / 161 | Konstanz (31) | ↔ | Stuttgart (46) |
| 74 / 162 | Würzburg (50) | ↔ | Stuttgart (46) |
| 75 / 163 | Freiburg (18) | ↔ | Karlsruhe (25) |
| 76 / 164 | Augsburg (2) | ↔ | Ulm (48) |
| 77 / 165 | Freiburg (18) | ↔ | Konstanz (31) |
| 78 / 166 | Kempton (27) | ↔ | Konstanz (31) |
| 79 / 167 | Augsburg (2) | ↔ | München (35) |
| 80 / 168 | Kempton (27) | ↔ | München (35) |
| 81 / 169 | Passau (41) | ↔ | München (35) |
| 82 / 170 | Nürnberg (38) | ↔ | München (35) |
| 83 / 171 | Regensburg (42) | ↔ | München (35) |
| 84 / 172 | Würzburg (50) | ↔ | Augsburg (2) |
| 85 / 173 | Regensburg (42) | ↔ | Passau (41) |
| 86 / 174 | Bayreuth (3) | ↔ | Nürnberg (38) |
| 87 / 175 | Würzburg (50) | ↔ | Nürnberg (38) |
| 88 / 176 | Regensburg (42) | ↔ | Nürnberg (38) |

Tabelle B.4.: Liste aller Verbindungsleitungen in der Topologie Germany50 [84]

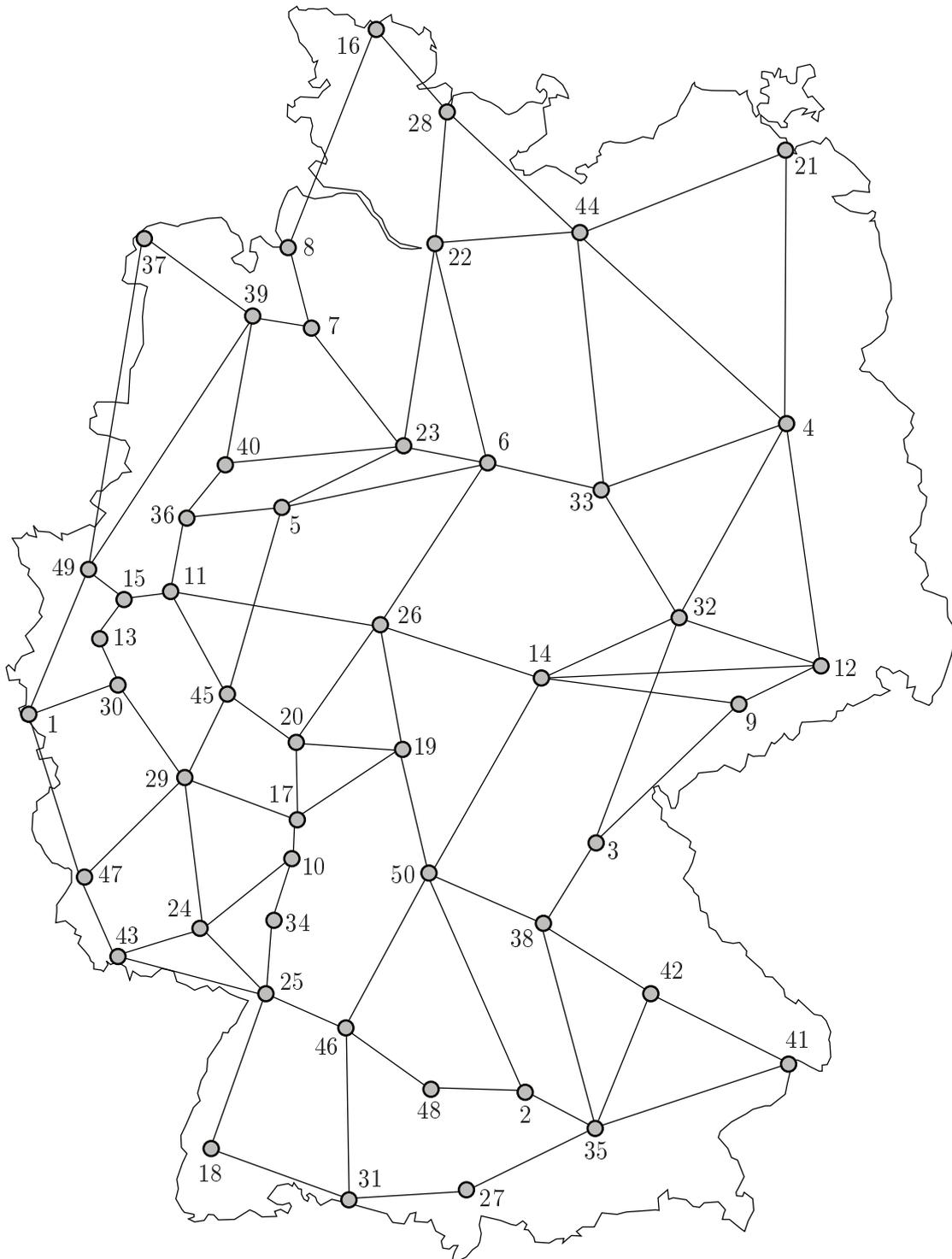


Abbildung B.2.: Topologie Germany50 [84]

B.3. Germany74-Netztopologie

| Num. | Stadt | Num. | Stadt | Num. | Stadt |
|------|-----------------|------|----------------|------|----------------|
| 1 | Augsburg | 26 | Gera | 51 | Mannheim |
| 2 | Aachen | 27 | Giessen | 52 | Magdeburg |
| 3 | Berlin | 28 | Göttingen | 53 | Meschede |
| 4 | Bielefeld | 29 | Hannover | 54 | Münster |
| 5 | Bonn | 30 | Halle | 55 | Mainz |
| 6 | Bochum | 31 | Bremen | 56 | Nürnberg |
| 7 | Brandenburg | 32 | Bremerhaven | 57 | Neubrandenburg |
| 8 | Braunschweig | 33 | Greifswald | 58 | Offenburg |
| 9 | Bayreuth | 34 | Hamburg | 59 | Oldenburg |
| 10 | Bautzen | 35 | Lübeck | 60 | Osnabrück |
| 11 | Chemnitz | 36 | Heilbronn | 61 | Passau |
| 12 | Cottbus | 37 | Hof | 62 | Paderborn |
| 13 | Düsseldorf | 38 | Rostock | 63 | Regensburg |
| 14 | Darmstadt | 39 | Köln | 64 | Rottweil |
| 15 | Dresden | 40 | Karlsruhe | 65 | Stuttgart |
| 16 | Dortmund | 41 | Kempten | 66 | Saarbrücken |
| 17 | Duisburg | 42 | Kiel | 67 | Siegen |
| 18 | Essen | 43 | Kaiserslautern | 68 | Schwerin |
| 19 | Erfurt | 44 | Konstanz | 69 | Trier |
| 20 | Lingen | 45 | Koblenz | 70 | Traunstein |
| 21 | Frankfurt | 46 | Krefeld | 71 | Ulm |
| 22 | Fulda | 47 | Kassel | 72 | Wuppertal |
| 23 | Frankfurt(Oder) | 48 | Leipzig | 73 | Wesel |
| 24 | Flensburg | 49 | Leer | 74 | Würzburg |
| 25 | Freiburg | 50 | München | | |

Tabelle B.5.: Liste aller Knoten in der Topologie Germany74 [36]

| Num. | Endpunkt 1 | ↔ | Endpunkt 2 |
|----------|----------------------|---|-----------------|
| 1 / 125 | Hannover (29) | ↔ | Leipzig (48) |
| 2 / 126 | Leipzig (48) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 3 / 127 | Frankfurt (21) | ↔ | Hannover (29) |
| 4 / 128 | Berlin (3) | ↔ | Leipzig (48) |
| 5 / 129 | Berlin (3) | ↔ | Hannover (29) |
| 6 / 130 | Hamburg (34) | ↔ | Leipzig (48) |
| 7 / 131 | Hamburg (34) | ↔ | Hannover (29) |
| 8 / 132 | Dortmund (16) | ↔ | Hannover (29) |
| 9 / 133 | Dortmund (16) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 10 / 134 | Köln (39) | ↔ | Hannover (29) |
| 11 / 135 | Köln (39) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 12 / 136 | Stuttgart (65) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 13 / 137 | Stuttgart (65) | ↔ | Leipzig (48) |
| 14 / 138 | Ulm (71) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 15 / 139 | Ulm (71) | ↔ | Leipzig (48) |
| 16 / 140 | München (50) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 17 / 141 | München (50) | ↔ | Leipzig (48) |
| 18 / 142 | Neubrandenburg (57) | ↔ | Berlin (3) |
| 19 / 143 | Greifswald (33) | ↔ | Berlin (3) |
| 20 / 144 | Neubrandenburg (57) | ↔ | Greifswald (33) |
| 21 / 145 | Frankfurt(Oder) (23) | ↔ | Berlin (3) |
| 22 / 146 | Frankfurt(Oder) (23) | ↔ | Cottbus (12) |
| 23 / 147 | Cottbus (12) | ↔ | Berlin (3) |
| 24 / 148 | Cottbus (12) | ↔ | Brandenburg (7) |
| 25 / 149 | Brandenburg (7) | ↔ | Berlin (3) |
| 26 / 150 | Kiel (42) | ↔ | Hamburg (34) |
| 27 / 151 | Kiel (42) | ↔ | Flensburg (24) |
| 28 / 152 | Flensburg (24) | ↔ | Hamburg (34) |
| 29 / 153 | Lübeck (35) | ↔ | Hamburg (34) |
| 30 / 154 | Lübeck (35) | ↔ | Rostock (38) |
| 31 / 155 | Rostock (38) | ↔ | Hamburg (34) |
| 32 / 156 | Schwerin (68) | ↔ | Lübeck (35) |
| 33 / 157 | Schwerin (68) | ↔ | Hamburg (34) |
| 34 / 158 | Bremerhaven (32) | ↔ | Hannover (29) |
| 35 / 159 | Bremen (31) | ↔ | Hannover (29) |
| 36 / 160 | Oldenburg (59) | ↔ | Hannover (29) |
| 37 / 161 | Leer (49) | ↔ | Hannover (29) |
| 38 / 162 | Oldenburg (59) | ↔ | Bremen (31) |
| 39 / 163 | Bremerhaven (32) | ↔ | Oldenburg (59) |
| 40 / 164 | Leer (49) | ↔ | Oldenburg (59) |
| 41 / 165 | Braunschweig (8) | ↔ | Hannover (29) |
| 42 / 166 | Braunschweig (8) | ↔ | Göttingen (28) |

| Num. | Endpunkt 1 | ↔ | Endpunkt 2 |
|----------|---------------------|---|---------------------|
| 43 / 167 | Göttingen (28) | ↔ | Hannover (29) |
| 44 / 168 | Kassel (47) | ↔ | Hannover (29) |
| 45 / 169 | Kassel (47) | ↔ | Göttingen (28) |
| 46 / 170 | Paderborn (62) | ↔ | Hannover (29) |
| 47 / 171 | Bielefeld (4) | ↔ | Hannover (29) |
| 48 / 172 | Osnabrück (60) | ↔ | Hannover (29) |
| 49 / 173 | Osnabrück (60) | ↔ | Bielefeld (4) |
| 50 / 174 | Bielefeld (4) | ↔ | Paderborn (62) |
| 51 / 175 | Meschede (53) | ↔ | Dortmund (16) |
| 52 / 176 | Meschede (53) | ↔ | Münster (54) |
| 53 / 177 | Münster (54) | ↔ | Dortmund (16) |
| 54 / 178 | Lingen (20) | ↔ | Dortmund (16) |
| 55 / 179 | Lingen (20) | ↔ | Münster (54) |
| 56 / 180 | Bochum (6) | ↔ | Dortmund (16) |
| 57 / 181 | Bochum (6) | ↔ | Essen (18) |
| 58 / 182 | Essen (18) | ↔ | Dortmund (16) |
| 59 / 183 | Wesel (73) | ↔ | Dortmund (16) |
| 60 / 184 | Augsburg (1) | ↔ | Kempten (41) |
| 61 / 185 | Krefeld (46) | ↔ | Düsseldorf (13) |
| 62 / 186 | Düsseldorf (13) | ↔ | Köln (39) |
| 63 / 187 | Krefeld (46) | ↔ | Köln (39) |
| 64 / 188 | Düsseldorf (13) | ↔ | Aachen (2) |
| 65 / 189 | Aachen (2) | ↔ | Köln (39) |
| 66 / 190 | Siegen (67) | ↔ | Köln (39) |
| 67 / 191 | Wuppertal (72) | ↔ | Düsseldorf (13) |
| 68 / 192 | Wuppertal (72) | ↔ | Köln (39) |
| 69 / 193 | Siegen (67) | ↔ | Bonn (5) |
| 70 / 194 | Bonn (5) | ↔ | Köln (39) |
| 71 / 195 | Giessen (27) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 72 / 196 | Giessen (27) | ↔ | Koblenz (45) |
| 73 / 197 | Koblenz (45) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 74 / 198 | Fulda (22) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 75 / 199 | Fulda (22) | ↔ | Giessen (27) |
| 76 / 200 | Darmstadt (14) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 77 / 201 | Mainz (55) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 78 / 202 | Trier (69) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 79 / 203 | Trier (69) | ↔ | Mainz (55) |
| 80 / 204 | Mainz (55) | ↔ | Darmstadt (14) |
| 81 / 205 | Mannheim (51) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 82 / 206 | Kaiserslautern (43) | ↔ | Mannheim (51) |
| 83 / 207 | Saarbrücken (66) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 84 / 208 | Saarbrücken (66) | ↔ | Kaiserslautern (43) |

| Num. | Endpunkt 1 | ↔ | Endpunkt 2 |
|-----------|---------------------|---|---------------------|
| 85 / 209 | Kaiserslautern (43) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 86 / 210 | Trier (69) | ↔ | Kaiserslautern (43) |
| 87 / 211 | Würzburg (74) | ↔ | Darmstadt (14) |
| 88 / 212 | Würzburg (74) | ↔ | Frankfurt (21) |
| 89 / 213 | Heilbronn (36) | ↔ | Stuttgart (65) |
| 90 / 214 | Heilbronn (36) | ↔ | Karlsruhe (40) |
| 91 / 215 | Karlsruhe (40) | ↔ | Stuttgart (65) |
| 92 / 216 | Offenburg (58) | ↔ | Stuttgart (65) |
| 93 / 217 | Offenburg (58) | ↔ | Karlsruhe (40) |
| 94 / 218 | Freiburg (25) | ↔ | Stuttgart (65) |
| 95 / 219 | Offenburg (58) | ↔ | Freiburg (25) |
| 96 / 220 | Offenburg (58) | ↔ | Rottweil (64) |
| 97 / 221 | Rottweil (64) | ↔ | Stuttgart (65) |
| 98 / 222 | Konstanz (44) | ↔ | Ulm (71) |
| 99 / 223 | Konstanz (44) | ↔ | Augsburg (1) |
| 100 / 224 | Augsburg (1) | ↔ | Ulm (71) |
| 101 / 225 | Traunstein (70) | ↔ | München (50) |
| 102 / 226 | Traunstein (70) | ↔ | Passau (61) |
| 103 / 227 | Passau (61) | ↔ | München (50) |
| 104 / 228 | Regensburg (63) | ↔ | München (50) |
| 105 / 229 | Regensburg (63) | ↔ | Nürnberg (56) |
| 106 / 230 | Nürnberg (56) | ↔ | München (50) |
| 107 / 231 | Halle (30) | ↔ | Leipzig (48) |
| 108 / 232 | Magdeburg (52) | ↔ | Leipzig (48) |
| 109 / 233 | Magdeburg (52) | ↔ | Halle (30) |
| 110 / 234 | Magdeburg (52) | ↔ | Erfurt (19) |
| 111 / 235 | Erfurt (19) | ↔ | Leipzig (48) |
| 112 / 236 | Gera (26) | ↔ | Leipzig (48) |
| 113 / 237 | Ulm (71) | ↔ | Kempten (41) |
| 114 / 238 | Chemnitz (11) | ↔ | Leipzig (48) |
| 115 / 239 | Chemnitz (11) | ↔ | Dresden (15) |
| 116 / 240 | Dresden (15) | ↔ | Leipzig (48) |
| 117 / 241 | Dresden (15) | ↔ | Bautzen (10) |
| 118 / 242 | Bautzen (10) | ↔ | Leipzig (48) |
| 119 / 243 | Nürnberg (56) | ↔ | Bayreuth (9) |
| 120 / 244 | München (50) | ↔ | Bayreuth (9) |
| 121 / 245 | Wesel (73) | ↔ | Duisburg (17) |
| 122 / 246 | Duisburg (17) | ↔ | Dortmund (16) |
| 123 / 247 | Gera (26) | ↔ | Hof (37) |
| 124 / 248 | Leipzig (48) | ↔ | Hof (37) |

Tabelle B.6.: Liste aller Verbindungsleitungen in der Topologie Germany74 [36]

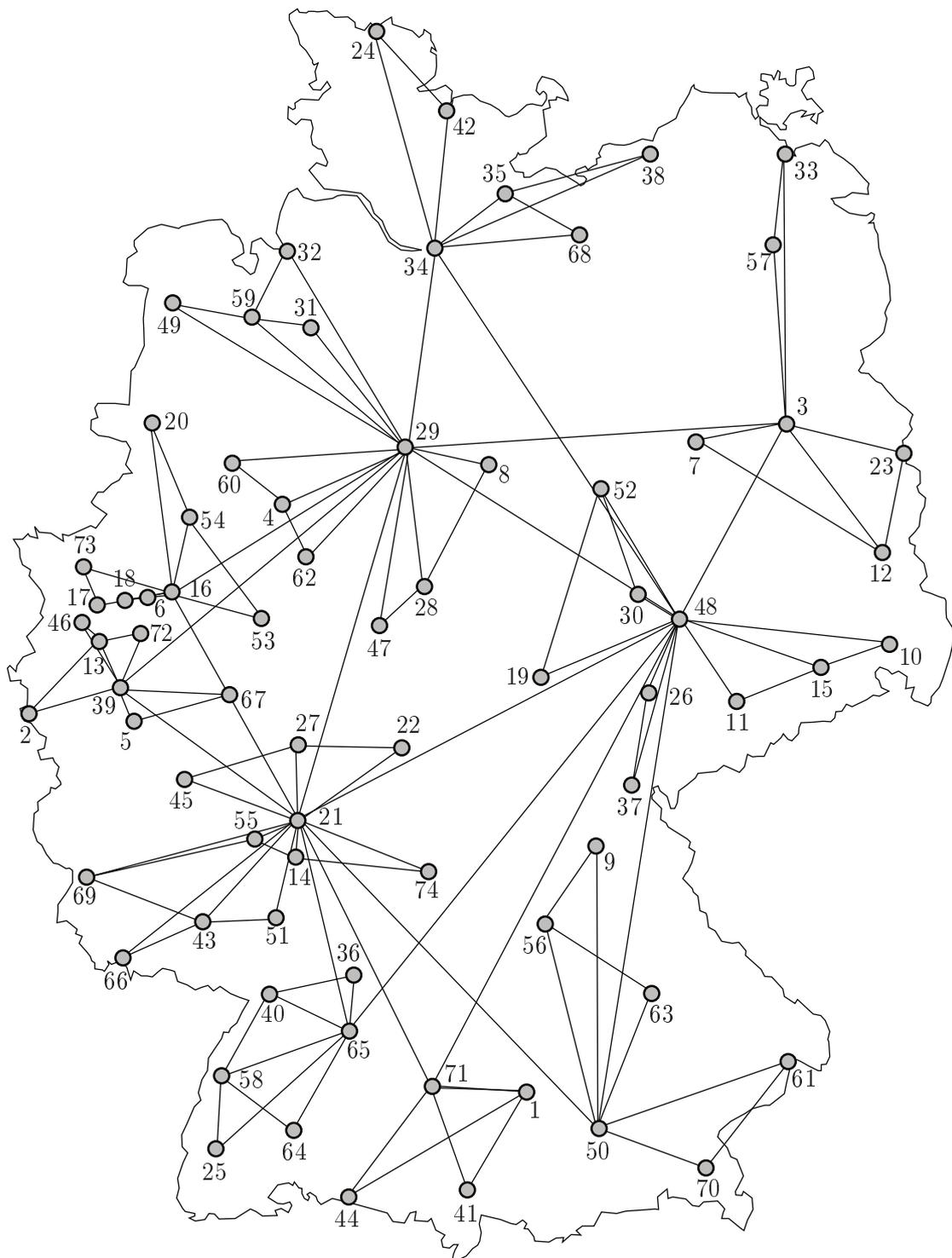


Abbildung B.3.: Topologie Germany74 [36]

C. Anhang Robustes Routing

C.1. Tabellen - Vergleich der iterativen und der kompakten Formulierung

C.1.1. Germany17

| k | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|---------|-----------|----------------------|---------|-----------|
| | MLU | # Pfade | Pfadlänge | MLU | # Pfade | Pfadlänge |
| 1 | 0,47 | 272 | 347 | 0,47 | 272 | 347 |
| 2 | 0,39 | 275 | 393 | 0,39 | 273 | 367 |
| 3 | 0,38 | 274 | 377 | 0,38 | 274 | 367 |
| 4 | 0,31 | 278 | 394 | 0,31 | 285 | 400 |
| 5 | 0,31 | 278 | 407 | 0,31 | 284 | 427 |
| 6 | 0,31 | 278 | 422 | 0,31 | 289 | 453 |
| 7 | 0,30 | 280 | 438 | 0,30 | 284 | 477 |
| 8 | 0,30 | 276 | 428 | 0,30 | 286 | 466 |
| 9 | 0,30 | 276 | 443 | 0,30 | 285 | 477 |
| 10 | 0,29 | 280 | 456 | 0,29 | 287 | 509 |
| 11 | 0,29 | 280 | 487 | 0,29 | 289 | 535 |
| 12 | 0,29 | 279 | 489 | 0,29 | 291 | 542 |

Tabelle C.1.: MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge (in km) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany17, Szenario eins

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|--------|----------------------|------|------|-------------|----------------------|-------|-------------|
| | | Init. | NP | HP | Ges. | Init. | Lösen | Ges. |
| 2 | 2 | 0,04 | 0,34 | 0,02 | 0,43 | 0,04 | 0,02 | 0,05 |
| 3 | 1 | 0,03 | - | 0,02 | 0,05 | 0,04 | 0,02 | 0,06 |
| 4 | 5 | 0,04 | 0,37 | 0,03 | 1,73 | 0,05 | 0,03 | 0,08 |
| 5 | 6 | 0,04 | 0,38 | 0,04 | 2,27 | 0,06 | 0,04 | 0,09 |
| 6 | 6 | 0,04 | 0,42 | 0,04 | 2,52 | 0,07 | 0,05 | 0,12 |
| 7 | 6 | 0,06 | 0,38 | 0,05 | 2,38 | 0,07 | 0,07 | 0,14 |
| 8 | 5 | 0,06 | 0,43 | 0,05 | 2,16 | 0,08 | 0,08 | 0,15 |
| 9 | 1 | 0,07 | - | 0,05 | 0,12 | 0,08 | 0,08 | 0,16 |
| 10 | 2 | 0,07 | 0,45 | 0,06 | 0,68 | 0,10 | 0,09 | 0,19 |
| 11 | 4 | 0,07 | 0,47 | 0,08 | 1,93 | 0,10 | 0,10 | 0,20 |
| 12 | 1 | 0,08 | - | 0,07 | 0,15 | 0,11 | 0,14 | 0,25 |

Tabelle C.2.: Benötigte Rechenzeit (in Sekunden) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany17, Szenario eins mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | |
|-----|--------|----------------------|----------|-------|----------------------|-------|
| | | #NB Start | #NB Ende | #Var. | #NB | #Var. |
| 2 | 2 | 428 | 431 | 545 | 478 | 1429 |
| 3 | 1 | 428 | 428 | 817 | 555 | 1701 |
| 4 | 5 | 428 | 444 | 1089 | 611 | 1973 |
| 5 | 6 | 428 | 446 | 1361 | 664 | 2245 |
| 6 | 6 | 428 | 458 | 1633 | 721 | 2517 |
| 7 | 6 | 428 | 441 | 1905 | 779 | 2789 |
| 8 | 5 | 428 | 445 | 2177 | 832 | 3061 |
| 9 | 1 | 428 | 428 | 2449 | 864 | 3333 |
| 10 | 2 | 428 | 432 | 2721 | 922 | 3605 |
| 11 | 4 | 428 | 439 | 2993 | 935 | 3877 |
| 12 | 1 | 428 | 428 | 3265 | 982 | 4149 |

Tabelle C.3.: Anzahl der Nebenbedingungen und Variablen des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany17, Szenario eins mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|---------|-----------|----------------------|---------|-----------|
| | MLU | # Pfade | Pfadlänge | MLU | # Pfade | Pfadlänge |
| 1 | 0,45 | 272 | 347 | 0,45 | 272 | 347 |
| 2 | 0,37 | 277 | 387 | 0,37 | 274 | 371 |
| 3 | 0,33 | 275 | 373 | 0,33 | 279 | 386 |
| 4 | 0,29 | 278 | 394 | 0,29 | 287 | 407 |
| 5 | 0,28 | 278 | 403 | 0,28 | 291 | 424 |
| 6 | 0,28 | 278 | 416 | 0,28 | 283 | 438 |
| 7 | 0,28 | 278 | 416 | 0,28 | 288 | 461 |
| 8 | 0,27 | 279 | 426 | 0,27 | 289 | 470 |
| 9 | 0,27 | 278 | 442 | 0,27 | 290 | 506 |
| 10 | 0,26 | 278 | 462 | 0,26 | 289 | 506 |
| 11 | 0,26 | 280 | 484 | 0,26 | 292 | 513 |
| 12 | 0,26 | 279 | 495 | 0,26 | 290 | 543 |

Tabelle C.4.: MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge (in km) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany17, Szenario zwei

| k | Iteratives Verfahren | | | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|-------|------|------|-------------|----------------------|-------|-------------|
| | #Iter. | Init. | NP | HP | Ges. | Init. | Lösen | Ges. |
| 2 | 2 | 0,04 | 0,34 | 0,01 | 0,42 | 0,03 | 0,02 | 0,05 |
| 3 | 2 | 0,03 | 0,35 | 0,02 | 0,43 | 0,04 | 0,02 | 0,06 |
| 4 | 5 | 0,04 | 0,39 | 0,03 | 1,79 | 0,05 | 0,03 | 0,08 |
| 5 | 3 | 0,04 | 0,38 | 0,03 | 0,94 | 0,06 | 0,04 | 0,09 |
| 6 | 6 | 0,04 | 0,41 | 0,04 | 2,44 | 0,07 | 0,05 | 0,12 |
| 7 | 5 | 0,05 | 0,41 | 0,04 | 2,03 | 0,07 | 0,07 | 0,13 |
| 8 | 4 | 0,06 | 0,44 | 0,05 | 1,67 | 0,07 | 0,08 | 0,15 |
| 9 | 3 | 0,07 | 0,46 | 0,06 | 1,22 | 0,08 | 0,11 | 0,18 |
| 10 | 4 | 0,07 | 0,42 | 0,06 | 1,70 | 0,09 | 0,11 | 0,20 |
| 11 | 4 | 0,08 | 0,42 | 0,08 | 1,77 | 0,10 | 0,10 | 0,20 |
| 12 | 3 | 0,08 | 0,47 | 0,07 | 1,31 | 0,13 | 0,12 | 0,25 |

Tabelle C.5.: Benötigte Rechenzeit (in Sekunden) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany17, Szenario zwei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|-----------|----------|----------------------|-----|-------|
| | #Iter. | #NB Start | #NB Ende | #Var. | #NB | #Var. |
| 2 | 2 | 428 | 431 | 545 | 476 | 1429 |
| 3 | 2 | 428 | 431 | 817 | 550 | 1701 |
| 4 | 5 | 428 | 449 | 1089 | 607 | 1973 |
| 5 | 3 | 428 | 436 | 1361 | 667 | 2245 |
| 6 | 6 | 428 | 452 | 1633 | 726 | 2517 |
| 7 | 5 | 428 | 444 | 1905 | 777 | 2789 |
| 8 | 4 | 428 | 442 | 2177 | 832 | 3061 |
| 9 | 3 | 428 | 437 | 2449 | 861 | 3333 |
| 10 | 4 | 428 | 437 | 2721 | 916 | 3605 |
| 11 | 4 | 428 | 434 | 2993 | 935 | 3877 |
| 12 | 3 | 428 | 435 | 3265 | 983 | 4149 |

Tabelle C.6.: Anzahl der Nebenbedingungen und Variablen des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany17, Szenario zwei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|---------|-----------|----------------------|---------|-----------|
| | MLU | # Pfade | Pfadlänge | MLU | # Pfade | Pfadlänge |
| 1 | 0,53 | 272 | 347 | 0,53 | 272 | 347 |
| 2 | 0,39 | 276 | 386 | 0,39 | 274 | 362 |
| 3 | 0,38 | 274 | 374 | 0,38 | 275 | 396 |
| 4 | 0,31 | 280 | 394 | 0,31 | 285 | 409 |
| 5 | 0,31 | 280 | 404 | 0,31 | 285 | 438 |
| 6 | 0,31 | 278 | 414 | 0,31 | 294 | 457 |
| 7 | 0,30 | 278 | 422 | 0,30 | 281 | 463 |
| 8 | 0,30 | 281 | 441 | 0,30 | 295 | 497 |
| 9 | 0,30 | 278 | 445 | 0,30 | 299 | 499 |
| 10 | 0,29 | 278 | 453 | 0,29 | 288 | 484 |
| 11 | 0,29 | 280 | 476 | 0,29 | 294 | 521 |
| 12 | 0,29 | 279 | 488 | 0,29 | 283 | 488 |

Tabelle C.7.: MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge (in km) der iter. und Komp. Reformulierung in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany17, Szenario drei

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|--------|----------------------|------|------|-------------|----------------------|-------|-------------|
| | | Init. | NP | HP | Ges. | Init. | Lösen | Ges. |
| 2 | 2 | 0,03 | 0,36 | 0,02 | 0,43 | 0,03 | 0,02 | 0,05 |
| 3 | 1 | 0,03 | - | 0,02 | 0,05 | 0,05 | 0,03 | 0,08 |
| 4 | 10 | 0,04 | 0,37 | 0,03 | 3,78 | 0,06 | 0,04 | 0,10 |
| 5 | 3 | 0,04 | 0,39 | 0,03 | 0,96 | 0,07 | 0,06 | 0,13 |
| 6 | 5 | 0,04 | 0,40 | 0,04 | 1,95 | 0,08 | 0,07 | 0,15 |
| 7 | 5 | 0,05 | 0,42 | 0,05 | 2,06 | 0,08 | 0,09 | 0,18 |
| 8 | 3 | 0,06 | 0,46 | 0,05 | 1,19 | 0,10 | 0,13 | 0,23 |
| 9 | 3 | 0,07 | 0,45 | 0,06 | 1,20 | 0,11 | 0,14 | 0,25 |
| 10 | 1 | 0,07 | - | 0,06 | 0,13 | 0,12 | 0,15 | 0,27 |
| 11 | 4 | 0,07 | 0,47 | 0,08 | 1,94 | 0,13 | 0,16 | 0,30 |
| 12 | 4 | 0,08 | 0,45 | 0,07 | 1,84 | 0,15 | 0,18 | 0,33 |

Tabelle C.8.: Benötigte Rechenzeit (in Sekunden) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany17, Szenario drei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | |
|-----|--------|----------------------|----------|-------|----------------------|-------|
| | | #NB Start | #NB Ende | #Var. | #NB | #Var. |
| 2 | 2 | 428 | 432 | 545 | 565 | 1429 |
| 3 | 1 | 428 | 428 | 817 | 687 | 1701 |
| 4 | 10 | 428 | 461 | 1089 | 779 | 1973 |
| 5 | 3 | 428 | 436 | 1361 | 859 | 2245 |
| 6 | 5 | 428 | 444 | 1633 | 938 | 2517 |
| 7 | 5 | 428 | 445 | 1905 | 1018 | 2789 |
| 8 | 3 | 428 | 439 | 2177 | 1098 | 3061 |
| 9 | 3 | 428 | 436 | 2449 | 1142 | 3333 |
| 10 | 1 | 428 | 428 | 2721 | 1219 | 3605 |
| 11 | 4 | 428 | 440 | 2993 | 1246 | 3877 |
| 12 | 4 | 428 | 436 | 3265 | 1309 | 4149 |

Tabelle C.9.: Anzahl der Nebenbedingungen und Variablen des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany17, Szenario drei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

C.1.2. Germany50

| k | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|---------|-----------|----------------------|---------|-----------|
| | MLU | # Pfade | Pfadlänge | MLU | # Pfade | Pfadlänge |
| 1 | 0,73 | 2450 | 376 | 0,73 | 2450 | 376 |
| 2 | 0,35 | 2474 | 403 | 0,35 | 2453 | 386 |
| 3 | 0,35 | 2453 | 387 | 0,35 | 2453 | 388 |
| 4 | 0,35 | 2453 | 392 | 0,35 | 2453 | 392 |
| 5 | 0,35 | 2453 | 396 | 0,35 | 2453 | 396 |
| 6 | 0,34 | 2453 | 398 | 0,34 | 2453 | 399 |
| 7 | 0,34 | 2453 | 400 | 0,34 | 2453 | 401 |
| 8 | 0,34 | 2453 | 403 | 0,34 | 2454 | 403 |
| 9 | 0,34 | 2453 | 405 | 0,34 | 2453 | 406 |
| 10 | 0,34 | 2453 | 406 | 0,34 | 2453 | 407 |
| 11 | 0,34 | 2453 | 407 | 0,34 | 2453 | 408 |
| 12 | 0,34 | 2453 | 408 | 0,34 | 2455 | 411 |

Tabelle C.10.: MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge (in km) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany50, Szenario eins

| k | Iteratives Verfahren | | | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|-------|-----|-----|-------------|----------------------|-------|-------------|
| | #Iter. | Init. | NP | HP | Ges. | Init. | Lösen | Ges. |
| 2 | 1 | 0,7 | - | 0,2 | 0,9 | 1,6 | 0,6 | 2,2 |
| 3 | 3 | 1,1 | 2,1 | 0,4 | 6,9 | 2,0 | 0,8 | 2,8 |
| 4 | 5 | 1,7 | 2,7 | 0,6 | 15,9 | 2,5 | 1,0 | 3,5 |
| 5 | 9 | 2,3 | 3,4 | 0,8 | 37,7 | 3,0 | 1,1 | 4,1 |
| 6 | 1 | 3,1 | - | 0,9 | 4,0 | 3,8 | 1,4 | 5,1 |
| 7 | 1 | 4,0 | - | 0,9 | 5,0 | 4,3 | 1,6 | 5,8 |
| 8 | 1 | 5,2 | - | 1,1 | 6,3 | 5,0 | 1,9 | 6,9 |
| 9 | 1 | 6,2 | - | 1,2 | 7,5 | 5,4 | 2,0 | 7,5 |
| 10 | 1 | 7,5 | - | 1,4 | 8,9 | 6,1 | 2,2 | 8,3 |
| 11 | 1 | 8,9 | - | 1,6 | 10,5 | 7,0 | 2,5 | 9,5 |
| 12 | 1 | 10,8 | - | 1,6 | 12,4 | 7,5 | 2,5 | 10,1 |

Tabelle C.11.: Benötigte Rechenzeit (in Sekunden) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany50, Szenario eins mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | |
|-----|--------|----------------------|----------|-------|----------------------|-------|
| | | #NB Start | #NB Ende | #Var. | #NB | #Var. |
| 2 | 1 | 3154 | 3154 | 4901 | 3180 | 13701 |
| 3 | 3 | 3154 | 3156 | 7351 | 3447 | 16151 |
| 4 | 5 | 3154 | 3158 | 9801 | 3665 | 18601 |
| 5 | 9 | 3154 | 3162 | 12251 | 3854 | 21051 |
| 6 | 1 | 3154 | 3154 | 14701 | 4037 | 23501 |
| 7 | 1 | 3154 | 3154 | 17151 | 4221 | 25951 |
| 8 | 1 | 3154 | 3154 | 19601 | 4376 | 28401 |
| 9 | 1 | 3154 | 3154 | 22051 | 4512 | 30851 |
| 10 | 1 | 3154 | 3154 | 24501 | 4667 | 33301 |
| 11 | 1 | 3154 | 3154 | 26951 | 4824 | 35751 |
| 12 | 1 | 3154 | 3154 | 29401 | 4942 | 38201 |

Tabelle C.12.: Anzahl der Nebenbedingungen und Variablen des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany50, Szenario eins mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|---------|-----------|----------------------|---------|-----------|
| | MLU | # Pfade | Pfadlänge | MLU | # Pfade | Pfadlänge |
| 1 | 0,57 | 2450 | 376 | 0,57 | 2450 | 376 |
| 2 | 0,31 | 2460 | 402 | 0,31 | 2453 | 386 |
| 3 | 0,31 | 2453 | 387 | 0,31 | 2453 | 388 |
| 4 | 0,31 | 2453 | 392 | 0,31 | 2453 | 393 |
| 5 | 0,31 | 2453 | 394 | 0,31 | 2453 | 395 |
| 6 | 0,30 | 2453 | 398 | 0,30 | 2453 | 399 |
| 7 | 0,30 | 2453 | 400 | 0,30 | 2454 | 402 |
| 8 | 0,30 | 2454 | 403 | 0,30 | 2453 | 402 |
| 9 | 0,30 | 2453 | 405 | 0,30 | 2454 | 405 |
| 10 | 0,30 | 2454 | 406 | 0,30 | 2453 | 407 |
| 11 | 0,30 | 2453 | 407 | 0,30 | 2454 | 408 |
| 12 | 0,30 | 2453 | 408 | 0,30 | 2454 | 410 |

Tabelle C.13.: MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge (in km) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany50, Szenario zwei

| k | Iteratives Verfahren | | | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|-------|-----|-----|-------------|----------------------|-------|-------------|
| | #Iter. | Init. | NP | HP | Ges. | Init. | Lösen | Ges. |
| 2 | 1 | 0,7 | - | 0,2 | 0,9 | 1,6 | 0,6 | 2,2 |
| 3 | 3 | 1,1 | 2,2 | 0,4 | 7,1 | 2,0 | 0,7 | 2,7 |
| 4 | 9 | 2,0 | 2,8 | 0,6 | 31,3 | 2,5 | 0,9 | 3,5 |
| 5 | 10 | 2,4 | 3,5 | 0,8 | 43,3 | 3,0 | 1,1 | 4,1 |
| 6 | 1 | 3,3 | - | 0,9 | 4,2 | 3,7 | 1,4 | 5,0 |
| 7 | 1 | 4,1 | - | 1,0 | 5,1 | 4,2 | 1,9 | 6,0 |
| 8 | 1 | 5,1 | - | 1,1 | 6,2 | 4,8 | 1,8 | 6,6 |
| 9 | 1 | 6,4 | - | 1,2 | 7,6 | 5,4 | 2,0 | 7,4 |
| 10 | 1 | 7,5 | - | 1,4 | 8,9 | 6,1 | 2,1 | 8,2 |
| 11 | 1 | 8,8 | - | 1,6 | 10,4 | 7,0 | 2,5 | 9,5 |
| 12 | 1 | 10,4 | - | 1,7 | 12,1 | 7,8 | 2,7 | 10,4 |

Tabelle C.14.: Benötigte Rechenzeit (in Sekunden) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany50, Szenario zwei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | |
|-----|--------|----------------------|----------|-------|----------------------|-------|
| | | #NB Start | #NB Ende | #Var. | #NB | #Var. |
| 2 | 1 | 3154 | 3154 | 4901 | 3163 | 13701 |
| 3 | 3 | 3154 | 3156 | 7351 | 3422 | 16151 |
| 4 | 9 | 3154 | 3162 | 9801 | 3641 | 18601 |
| 5 | 10 | 3154 | 3163 | 12251 | 3822 | 21051 |
| 6 | 1 | 3154 | 3154 | 14701 | 4017 | 23501 |
| 7 | 1 | 3154 | 3154 | 17151 | 4202 | 25951 |
| 8 | 1 | 3154 | 3154 | 19601 | 4351 | 28401 |
| 9 | 1 | 3154 | 3154 | 22051 | 4488 | 30851 |
| 10 | 1 | 3154 | 3154 | 24501 | 4643 | 33301 |
| 11 | 1 | 3154 | 3154 | 26951 | 4812 | 35751 |
| 12 | 1 | 3154 | 3154 | 29401 | 4939 | 38201 |

Tabelle C.15.: Anzahl der Nebenbedingungen und Variablen des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany50, Szenario zwei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|---------|-----------|----------------------|---------|-----------|
| | MLU | # Pfade | Pfadlänge | MLU | # Pfade | Pfadlänge |
| 1 | 0,73 | 2450 | 376 | 0,73 | 2450 | 376 |
| 2 | 0,35 | 2462 | 402 | 0,35 | 2453 | 385 |
| 3 | 0,35 | 2453 | 387 | 0,35 | 2457 | 388 |
| 4 | 0,35 | 2454 | 392 | 0,35 | 2455 | 393 |
| 5 | 0,35 | 2453 | 396 | 0,35 | 2453 | 395 |
| 6 | 0,34 | 2453 | 398 | 0,34 | 2459 | 400 |
| 7 | 0,34 | 2453 | 401 | 0,34 | 2455 | 402 |
| 8 | 0,34 | 2453 | 403 | 0,34 | 2459 | 403 |
| 9 | 0,34 | 2453 | 407 | 0,34 | 2464 | 406 |
| 10 | 0,34 | 2453 | 408 | 0,34 | 2465 | 409 |
| 11 | 0,34 | 2453 | 411 | 0,34 | 2454 | 410 |
| 12 | 0,34 | 2453 | 409 | 0,34 | 2455 | 410 |

Tabelle C.16.: MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge (in km) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany50, Szenario drei

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | | Ges. | Komp. Reformulierung | | |
|-----|--------|----------------------|------|-----|--------------|------|----------------------|-------------|--|
| | | Init. | NP | HP | Init. | | Lösen | Ges. | |
| 2 | 1 | 0,7 | - | 0,2 | 0,9 | 2,6 | 0,7 | 3,3 | |
| 3 | 4 | 1,1 | 2,3 | 0,4 | 9,9 | 3,3 | 1,0 | 4,3 | |
| 4 | 8 | 1,7 | 2,8 | 0,6 | 27,3 | 4,0 | 1,3 | 5,3 | |
| 5 | 11 | 2,3 | 3,4 | 0,8 | 47,1 | 4,8 | 1,6 | 6,4 | |
| 6 | 6 | 3,1 | 4,5 | 0,9 | 32,2 | 5,7 | 1,8 | 7,5 | |
| 7 | 4 | 4,1 | 5,6 | 1,0 | 25,4 | 6,4 | 2,1 | 8,5 | |
| 8 | 10 | 5,0 | 6,4 | 1,1 | 76,0 | 7,5 | 2,5 | 9,9 | |
| 9 | 16 | 6,3 | 7,8 | 1,3 | 148,8 | 8,2 | 2,9 | 11,0 | |
| 10 | 7 | 7,5 | 9,3 | 1,4 | 75,4 | 9,3 | 3,3 | 12,6 | |
| 11 | 5 | 9,0 | 12,5 | 1,6 | 68,1 | 10,6 | 3,7 | 14,3 | |
| 12 | 11 | 10,4 | 12,5 | 1,7 | 158,7 | 11,6 | 4,1 | 15,6 | |

Tabelle C.17.: Benötigte Rechenzeit (in Sekunden) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany50, Szenario drei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | | Komp. Reformulierung | |
|-----|--------|----------------------|----------|-------|------|----------------------|--|
| | | #NB Start | #NB Ende | #Var. | #NB | #Var. | |
| 2 | 1 | 3154 | 3154 | 4901 | 3974 | 13701 | |
| 3 | 4 | 3154 | 3158 | 7351 | 4535 | 16151 | |
| 4 | 8 | 3154 | 3161 | 9801 | 4944 | 18601 | |
| 5 | 11 | 3154 | 3165 | 12251 | 5320 | 21051 | |
| 6 | 6 | 3154 | 3160 | 14701 | 5674 | 23501 | |
| 7 | 4 | 3154 | 3158 | 17151 | 6030 | 25951 | |
| 8 | 10 | 3154 | 3164 | 19601 | 6334 | 28401 | |
| 9 | 16 | 3154 | 3173 | 22051 | 6589 | 30851 | |
| 10 | 7 | 3154 | 3162 | 24501 | 6873 | 33301 | |
| 11 | 5 | 3154 | 3162 | 26951 | 7144 | 35751 | |
| 12 | 11 | 3154 | 3167 | 29401 | 7379 | 38201 | |

Tabelle C.18.: Anzahl der Nebenbedingungen und Variablen des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany50, Szenario drei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

C.1.3. Germany74

| k | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|---------|-----------|----------------------|---------|-----------|
| | MLU | # Pfade | Pfadlänge | MLU | # Pfade | Pfadlänge |
| 1 | 0,33 | 5402 | 460 | 0,33 | 5402 | 460 |
| 2 | 0,11 | 5405 | 487 | 0,11 | 5422 | 464 |
| 3 | 0,09 | 5407 | 465 | 0,09 | 5406 | 465 |
| 4 | 0,09 | 5407 | 468 | 0,09 | 5405 | 469 |
| 5 | 0,08 | 5406 | 470 | 0,08 | 5406 | 469 |
| 6 | 0,08 | 5407 | 473 | 0,08 | 5406 | 474 |
| 7 | 0,08 | 5407 | 477 | 0,08 | 5407 | 477 |
| 8 | 0,07 | 5410 | 489 | 0,07 | 5411 | 488 |
| 9 | 0,07 | 5409 | 495 | 0,07 | 5410 | 491 |
| 10 | 0,07 | 5410 | 497 | 0,07 | 5411 | 495 |
| 11 | 0,07 | 5409 | 502 | 0,07 | 5415 | 499 |
| 12 | 0,07 | 5409 | 507 | 0,07 | 5411 | 503 |

Tabelle C.19.: MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge (in km) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany74, Szenario eins

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | | Komp. Reformulierung | | | |
|-----|--------|----------------------|-------|-----|--------------|----------------------|-------|-------------|--|
| | | Init. | NP | HP | Ges. | Init. | Lösen | Ges. | |
| 2 | 1 | 3,6 | - | 1,0 | 4,6 | 6,8 | 2,1 | 8,9 | |
| 3 | 1 | 6,5 | - | 1,6 | 8,1 | 8,6 | 2,6 | 11,2 | |
| 4 | 1 | 10,4 | - | 2,1 | 12,5 | 10,5 | 2,9 | 13,4 | |
| 5 | 1 | 16,6 | - | 2,7 | 19,3 | 12,7 | 3,7 | 16,4 | |
| 6 | 1 | 21,4 | - | 3,4 | 24,8 | 15,3 | 4,3 | 19,6 | |
| 7 | 1 | 28,7 | - | 3,6 | 32,3 | 17,9 | 4,9 | 22,9 | |
| 8 | 2 | 36,5 | 39,5 | 4,3 | 85,2 | 20,7 | 5,5 | 26,2 | |
| 9 | 9 | 46,3 | 45,1 | 5,2 | 458,1 | 23,6 | 5,8 | 29,4 | |
| 10 | 3 | 56,9 | 48,0 | 5,5 | 170,8 | 27,0 | 6,0 | 33,0 | |
| 11 | 9 | 66,9 | 75,3 | 6,2 | 730,7 | 30,5 | 7,2 | 37,7 | |
| 12 | 5 | 78,6 | 104,4 | 6,8 | 533,2 | 33,9 | 7,6 | 41,5 | |

Tabelle C.20.: Benötigte Rechenzeit (in Sekunden) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany74, Szenario eins mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|--------|----------------------|----------|-------|----------------------|-------|--|
| | | #NB Start | #NB Ende | #Var. | #NB | #Var. | |
| 2 | 1 | 6642 | 6642 | 10805 | 6204 | 29157 | |
| 3 | 1 | 6642 | 6642 | 16207 | 6469 | 34559 | |
| 4 | 1 | 6642 | 6642 | 21609 | 6670 | 39961 | |
| 5 | 1 | 6642 | 6642 | 27011 | 6826 | 45363 | |
| 6 | 1 | 6642 | 6642 | 32413 | 6949 | 50765 | |
| 7 | 1 | 6642 | 6642 | 37815 | 7092 | 56167 | |
| 8 | 2 | 6642 | 6644 | 43217 | 7177 | 61569 | |
| 9 | 9 | 6642 | 6653 | 48619 | 7287 | 66971 | |
| 10 | 3 | 6642 | 6644 | 54021 | 7366 | 72373 | |
| 11 | 9 | 6642 | 6660 | 59423 | 7436 | 77775 | |
| 12 | 5 | 6642 | 6655 | 64825 | 7493 | 83177 | |

Tabelle C.21.: Anzahl der Nebenbedingungen und Variablen des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany74, Szenario eins mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|---------|-----------|----------------------|---------|-----------|
| | MLU | # Pfade | Pfadlänge | MLU | # Pfade | Pfadlänge |
| 1 | 0,25 | 5402 | 460 | 0,25 | 5402 | 460 |
| 2 | 0,09 | 5405 | 487 | 0,09 | 5454 | 466 |
| 3 | 0,08 | 5404 | 464 | 0,08 | 5407 | 464 |
| 4 | 0,08 | 5406 | 467 | 0,08 | 5407 | 467 |
| 5 | 0,08 | 5406 | 468 | 0,08 | 5407 | 467 |
| 6 | 0,08 | 5405 | 468 | 0,08 | 5407 | 469 |
| 7 | 0,08 | 5405 | 468 | 0,08 | 5405 | 473 |
| 8 | 0,08 | 5405 | 469 | 0,08 | 5406 | 476 |
| 9 | 0,08 | 5405 | 471 | 0,08 | 5404 | 474 |
| 10 | 0,08 | 5404 | 470 | 0,08 | 5408 | 479 |
| 11 | 0,08 | 5404 | 474 | 0,08 | 5407 | 489 |
| 12 | 0,08 | 5405 | 475 | 0,08 | 5407 | 490 |

Tabelle C.22.: MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge (in km) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany74, Szenario zwei

| k | Iteratives Verfahren | | | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|-------|------|-----|--------------|----------------------|-------|-------------|
| | #Iter. | Init. | NP | HP | Ges. | Init. | Lösen | Ges. |
| 2 | 1 | 3,6 | - | 0,9 | 4,4 | 6,8 | 2,1 | 8,9 |
| 3 | 1 | 6,4 | - | 1,6 | 8,0 | 8,6 | 2,5 | 11,0 |
| 4 | 2 | 10,5 | 15,0 | 2,2 | 30,1 | 10,5 | 3,2 | 13,7 |
| 5 | 1 | 15,5 | - | 2,7 | 18,3 | 12,7 | 3,7 | 16,4 |
| 6 | 1 | 22,3 | - | 3,4 | 25,6 | 15,5 | 4,3 | 19,8 |
| 7 | 1 | 28,3 | - | 3,6 | 31,9 | 17,9 | 4,4 | 22,3 |
| 8 | 1 | 36,4 | - | 4,0 | 40,4 | 20,7 | 5,1 | 25,8 |
| 9 | 2 | 46,1 | 39,7 | 4,8 | 96,0 | 23,7 | 6,0 | 29,7 |
| 10 | 1 | 55,6 | - | 5,2 | 60,9 | 26,7 | 6,6 | 33,3 |
| 11 | 2 | 67,5 | 99,1 | 5,8 | 178,9 | 30,2 | 7,0 | 37,3 |
| 12 | 2 | 79,4 | 83,6 | 6,6 | 177,0 | 34,0 | 7,2 | 41,2 |

Tabelle C.23.: Benötigte Rechenzeit (in Sekunden) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany74, Szenario zwei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|--------|----------------------|----------|-------|----------------------|-------|--|
| | | #NB Start | #NB Ende | #Var. | #NB | #Var. | |
| 2 | 1 | 6642 | 6642 | 10805 | 6204 | 29157 | |
| 3 | 1 | 6642 | 6642 | 16207 | 6466 | 34559 | |
| 4 | 2 | 6642 | 6645 | 21609 | 6671 | 39961 | |
| 5 | 1 | 6642 | 6642 | 27011 | 6813 | 45363 | |
| 6 | 1 | 6642 | 6642 | 32413 | 6932 | 50765 | |
| 7 | 1 | 6642 | 6642 | 37815 | 7078 | 56167 | |
| 8 | 1 | 6642 | 6642 | 43217 | 7154 | 61569 | |
| 9 | 2 | 6642 | 6643 | 48619 | 7272 | 66971 | |
| 10 | 1 | 6642 | 6642 | 54021 | 7356 | 72373 | |
| 11 | 2 | 6642 | 6646 | 59423 | 7427 | 77775 | |
| 12 | 2 | 6642 | 6644 | 64825 | 7486 | 83177 | |

Tabelle C.24.: Anzahl der Nebenbedingungen und Variablen des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany74, Szenario zwei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|----------------------|---------|-----------|----------------------|---------|-----------|
| | MLU | # Pfade | Pfadlänge | MLU | # Pfade | Pfadlänge |
| 1 | 0,46 | 5402 | 460 | 0,46 | 5402 | 460 |
| 2 | 0,16 | 5402 | 488 | 0,16 | 5404 | 461 |
| 3 | 0,14 | 5403 | 463 | 0,14 | 5403 | 464 |
| 4 | 0,12 | 5407 | 465 | 0,12 | 5407 | 466 |
| 5 | 0,12 | 5407 | 467 | 0,12 | 5412 | 467 |
| 6 | 0,12 | 5407 | 468 | 0,12 | 5421 | 470 |
| 7 | 0,12 | 5405 | 468 | 0,12 | 5425 | 471 |
| 8 | 0,12 | 5406 | 469 | 0,12 | 5425 | 472 |
| 9 | 0,12 | 5408 | 469 | 0,12 | 5419 | 474 |
| 10 | 0,12 | 5408 | 470 | 0,12 | 5423 | 474 |
| 11 | 0,12 | 5406 | 472 | 0,12 | 5434 | 477 |
| 12 | 0,12 | 5407 | 471 | 0,12 | 5454 | 477 |

Tabelle C.25.: MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge (in km) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany74, Szenario drei

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | | Komp. Reformulierung | | |
|-----|--------|----------------------|------|-----|--------------|----------------------|-------|-------------|
| | | Init. | NP | HP | Ges. | Init. | Lösen | Ges. |
| 2 | 1 | 3,6 | - | 0,9 | 4,4 | 12,5 | 2,4 | 14,9 |
| 3 | 1 | 6,5 | - | 1,6 | 8,1 | 15,7 | 3,4 | 19,1 |
| 4 | 1 | 10,5 | - | 2,1 | 12,7 | 19,1 | 3,9 | 23,1 |
| 5 | 2 | 15,4 | 30,9 | 2,8 | 52,2 | 22,7 | 4,9 | 27,6 |
| 6 | 4 | 22,0 | 29,3 | 3,5 | 125,0 | 26,4 | 5,3 | 31,6 |
| 7 | 1 | 28,5 | - | 3,6 | 32,1 | 30,4 | 6,1 | 36,6 |
| 8 | 2 | 36,4 | 47,5 | 4,2 | 92,8 | 35,5 | 6,7 | 42,3 |
| 9 | 1 | 46,5 | - | 4,7 | 51,2 | 39,0 | 7,8 | 46,8 |
| 10 | 1 | 55,8 | - | 5,2 | 61,0 | 43,8 | 8,6 | 52,4 |
| 11 | 3 | 67,0 | 64,8 | 5,8 | 215,5 | 48,8 | 9,2 | 58,0 |
| 12 | 1 | 79,2 | - | 6,4 | 85,7 | 55,5 | 11,0 | 66,5 |

Tabelle C.26.: Benötigte Rechenzeit (in Sekunden) des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany74, Szenario drei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

| k | #Iter. | Iteratives Verfahren | | | Komp. Reformulierung | |
|-----|--------|----------------------|----------|-------|----------------------|-------|
| | | #NB Start | #NB Ende | #Var. | #NB | #Var. |
| 2 | 1 | 6642 | 6642 | 10805 | 7251 | 29157 |
| 3 | 1 | 6642 | 6642 | 16207 | 7952 | 34559 |
| 4 | 1 | 6642 | 6642 | 21609 | 8482 | 39961 |
| 5 | 2 | 6642 | 6647 | 27011 | 8916 | 45363 |
| 6 | 4 | 6642 | 6651 | 32413 | 9242 | 50765 |
| 7 | 1 | 6642 | 6642 | 37815 | 9642 | 56167 |
| 8 | 2 | 6642 | 6645 | 43217 | 9894 | 61569 |
| 9 | 1 | 6642 | 6642 | 48619 | 10202 | 66971 |
| 10 | 1 | 6642 | 6642 | 54021 | 10442 | 72373 |
| 11 | 3 | 6642 | 6645 | 59423 | 10670 | 77775 |
| 12 | 1 | 6642 | 6642 | 64825 | 10888 | 83177 |

Tabelle C.27.: Anzahl der Nebenbedingungen und Variablen des iterativen Verfahrens und der kompakten Reformulierung für Germany74, Szenario drei mit zwei bis zwölf Pfaden pro Quelle-Ziel-Beziehung

C.2. Diagramme - Gamma-robusten Ansatz

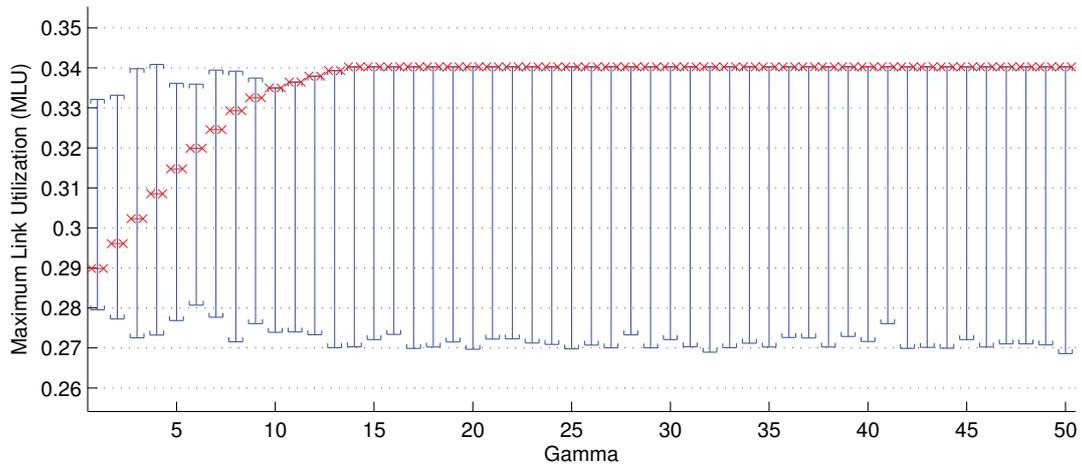


Abbildung C.1.: Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany17, S1

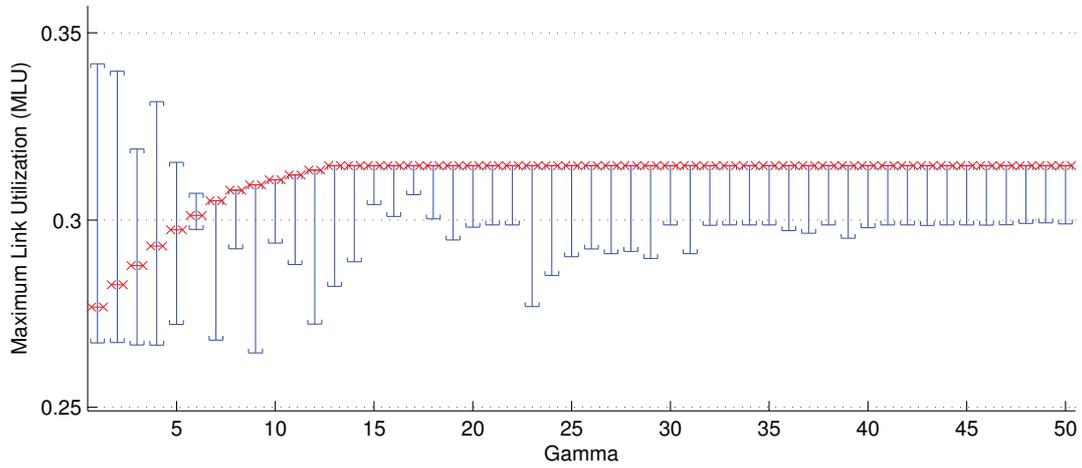


Abbildung C.2.: Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany17, S2

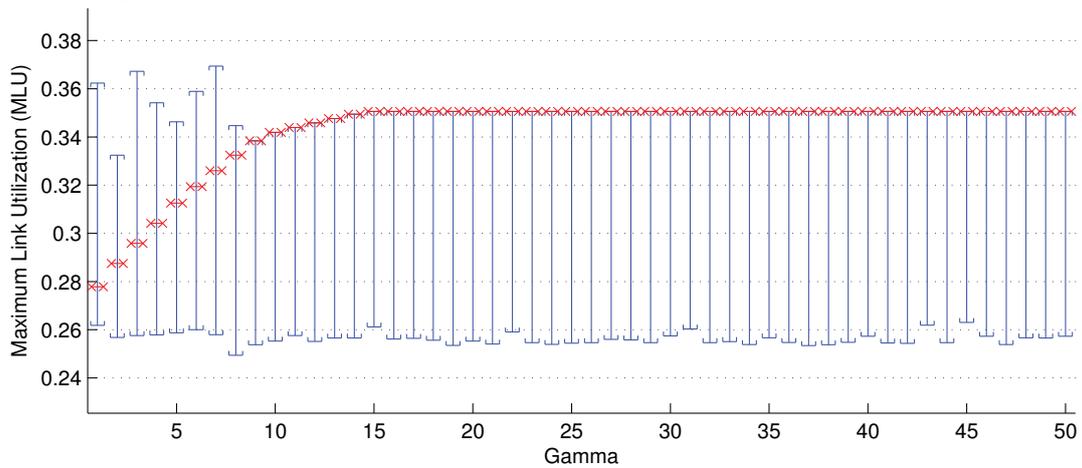


Abbildung C.3.: Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany17, S3

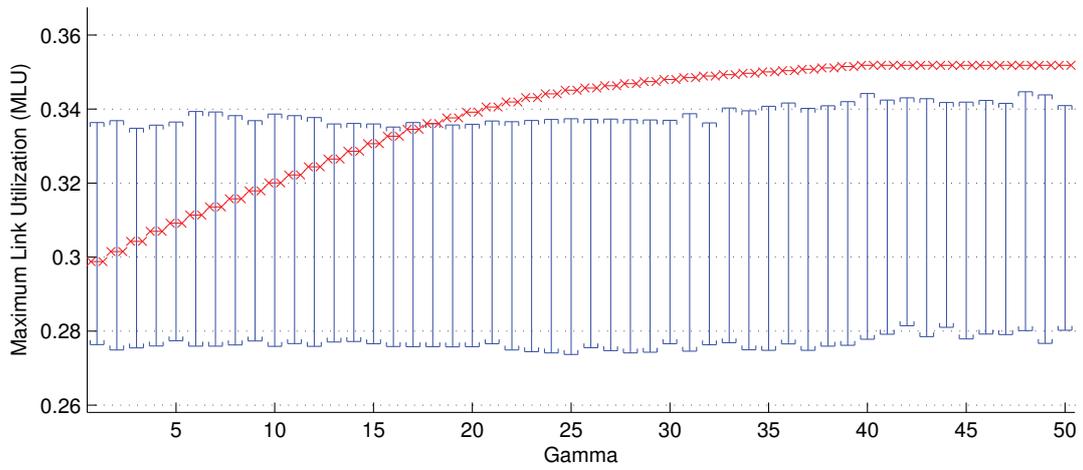


Abbildung C.4.: Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany50, S1

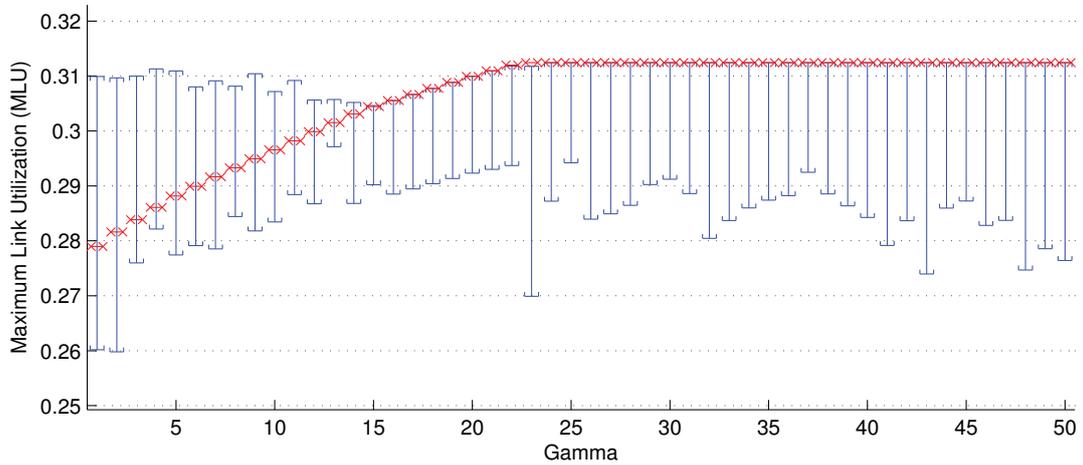


Abbildung C.5.: Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany50, S2

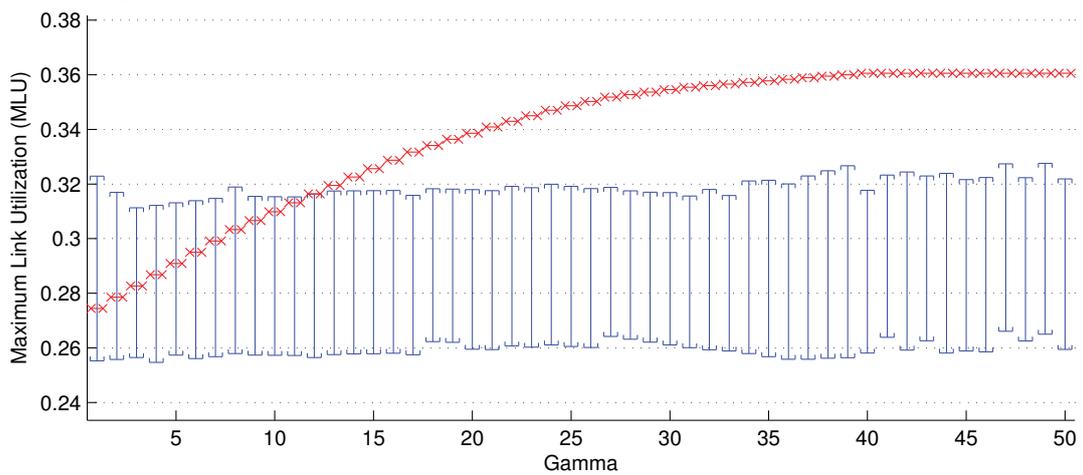


Abbildung C.6.: Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany50, S3

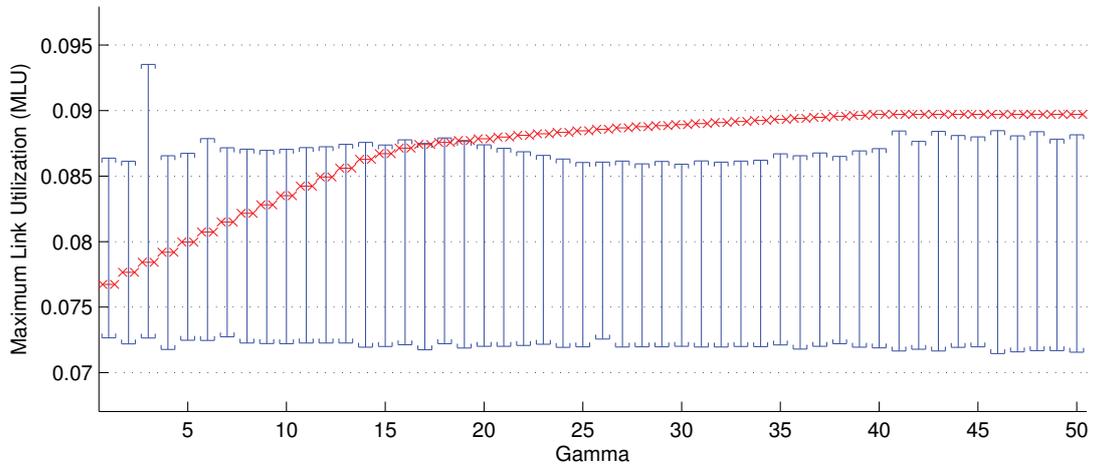


Abbildung C.7.: Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany74, S1

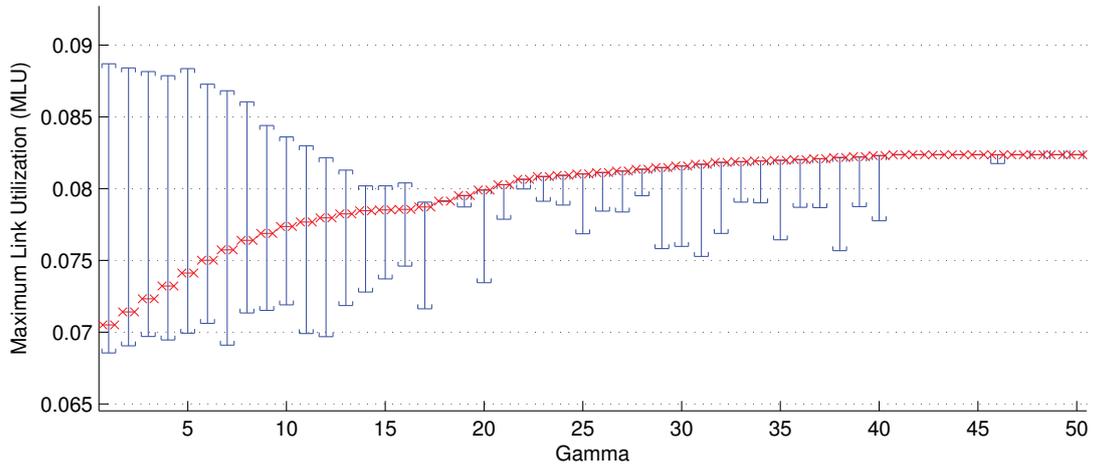


Abbildung C.8.: Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany74, S2

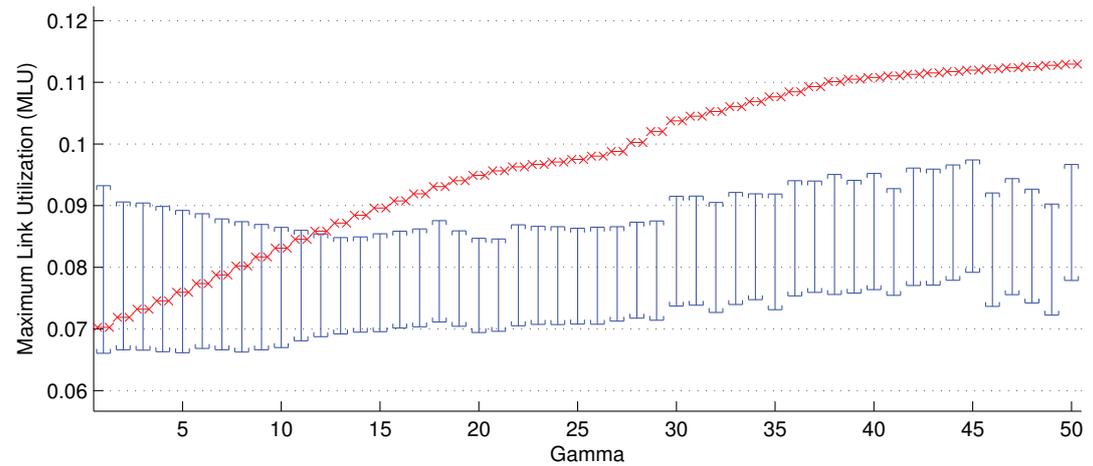


Abbildung C.9.: Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany74, S3

C.3. Tabellen - kombinierte Zielfunktionen

| k | Gewichtetes Summenverfahren | | | Lexikografischer Ansatz | | |
|----|-----------------------------|-----------|------------|-------------------------|-----------|------------|
| | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit |
| 2 | 275 | 351 | 0,04 | 274 | 350 | 0,09 |
| 3 | 274 | 350 | 0,06 | 274 | 350 | 0,09 |
| 4 | 279 | 364 | 0,06 | 281 | 365 | 0,11 |
| 5 | 279 | 373 | 0,07 | 279 | 373 | 0,13 |
| 6 | 279 | 379 | 0,08 | 279 | 379 | 0,15 |
| 7 | 279 | 386 | 0,10 | 279 | 386 | 0,21 |
| 8 | 277 | 392 | 0,12 | 278 | 391 | 0,24 |
| 9 | 277 | 409 | 0,15 | 277 | 408 | 0,29 |
| 10 | 276 | 419 | 0,20 | 276 | 418 | 0,37 |
| 11 | 279 | 440 | 0,19 | 279 | 439 | 0,40 |
| 12 | 279 | 448 | 0,22 | 279 | 448 | 0,44 |

Tabelle C.28.: Anzahl der Pfade, mittlere Pfadlänge (in km) und benötigte Rechenzeit (in Sekunden) für das gewichtete Summenverfahren und dem lexikografischen Ansatz in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany17, Szenario eins

| k | Gewichtetes Summenverfahren | | | Lexikografischer Ansatz | | |
|----|-----------------------------|-----------|------------|-------------------------|-----------|------------|
| | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit |
| 2 | 275 | 351 | 0,04 | 274 | 351 | 0,07 |
| 3 | 277 | 351 | 0,05 | 278 | 350 | 0,09 |
| 4 | 279 | 363 | 0,06 | 280 | 364 | 0,11 |
| 5 | 279 | 372 | 0,06 | 279 | 372 | 0,13 |
| 6 | 279 | 377 | 0,08 | 279 | 378 | 0,17 |
| 7 | 279 | 384 | 0,11 | 279 | 384 | 0,19 |
| 8 | 278 | 391 | 0,12 | 278 | 390 | 0,26 |
| 9 | 278 | 407 | 0,16 | 278 | 407 | 0,29 |
| 10 | 279 | 418 | 0,17 | 279 | 418 | 0,41 |
| 11 | 279 | 438 | 0,20 | 279 | 437 | 0,39 |
| 12 | 279 | 445 | 0,21 | 279 | 445 | 0,43 |

Tabelle C.29.: Anzahl der Pfade, mittlere Pfadlänge (in km) und benötigte Rechenzeit (in Sekunden) für das gewichtete Summenverfahren und dem lexikografischen Ansatz in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany17, Szenario zwei

| k | Gewichtetes Summenverfahren | | | Lexikografischer Ansatz | | |
|----|-----------------------------|-----------|------------|-------------------------|-----------|------------|
| | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit |
| 2 | 276 | 351 | 0,04 | 275 | 350 | 0,09 |
| 3 | 275 | 350 | 0,05 | 275 | 350 | 0,11 |
| 4 | 280 | 366 | 0,07 | 281 | 366 | 0,14 |
| 5 | 280 | 374 | 0,09 | 280 | 375 | 0,16 |
| 6 | 280 | 382 | 0,12 | 280 | 382 | 0,23 |
| 7 | 280 | 388 | 0,16 | 281 | 388 | 0,29 |
| 8 | 279 | 394 | 0,22 | 279 | 393 | 0,41 |
| 9 | 279 | 410 | 0,23 | 279 | 409 | 0,43 |
| 10 | 278 | 423 | 0,26 | 278 | 421 | 0,49 |
| 11 | 280 | 442 | 0,26 | 280 | 443 | 0,52 |
| 12 | 280 | 451 | 0,30 | 280 | 451 | 0,58 |

Tabelle C.30.: Anzahl der Pfade, mittlere Pfadlänge (in km) und benötigte Rechenzeit (in Sekunden) für das gewichtete Summenverfahren und dem lexikografischen Ansatz in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany17, Szenario drei

| k | Gewichtetes Summenverfahren | | | Lexikografischer Ansatz | | |
|----|-----------------------------|-----------|------------|-------------------------|-----------|------------|
| | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit |
| 2 | 2513 | 380 | 2,14 | 2453 | 378 | 4,51 |
| 3 | 2453 | 378 | 2,76 | 2454 | 378 | 5,38 |
| 4 | 2453 | 379 | 3,43 | 2453 | 379 | 6,59 |
| 5 | 2453 | 380 | 3,95 | 2453 | 380 | 7,82 |
| 6 | 2453 | 381 | 4,77 | 2453 | 381 | 9,40 |
| 7 | 2453 | 382 | 5,47 | 2453 | 382 | 10,80 |
| 8 | 2453 | 382 | 6,40 | 2453 | 382 | 12,76 |
| 9 | 2453 | 383 | 7,21 | 2453 | 383 | 14,13 |
| 10 | 2453 | 383 | 8,04 | 2454 | 383 | 15,69 |
| 11 | 2453 | 383 | 9,15 | 2453 | 383 | 17,80 |
| 12 | 2453 | 383 | 9,95 | 2453 | 383 | 19,37 |

Tabelle C.31.: Anzahl der Pfade, mittlere Pfadlänge (in km) und benötigte Rechenzeit (in Sekunden) für das gewichtete Summenverfahren und dem lexikografischen Ansatz in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany50, Szenario eins

| k | Gewichtetes Summenverfahren | | | Lexikografischer Ansatz | | |
|----|-----------------------------|-----------|------------|-------------------------|-----------|------------|
| | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit |
| 2 | 2516 | 380 | 2,14 | 2454 | 378 | 4,42 |
| 3 | 2454 | 378 | 2,68 | 2454 | 378 | 5,31 |
| 4 | 2454 | 379 | 3,39 | 2454 | 379 | 6,53 |
| 5 | 2454 | 380 | 3,97 | 2455 | 380 | 7,75 |
| 6 | 2454 | 382 | 4,83 | 2454 | 381 | 9,33 |
| 7 | 2454 | 382 | 5,47 | 2454 | 382 | 10,69 |
| 8 | 2454 | 382 | 6,33 | 2454 | 382 | 12,45 |
| 9 | 2454 | 383 | 7,20 | 2454 | 383 | 14,07 |
| 10 | 2454 | 383 | 8,02 | 2454 | 383 | 15,66 |
| 11 | 2454 | 383 | 9,10 | 2454 | 383 | 17,76 |
| 12 | 2454 | 383 | 10,04 | 2454 | 383 | 19,71 |

Tabelle C.32.: Anzahl der Pfade, mittlere Pfadlänge (in km) und benötigte Rechenzeit (in Sekunden) für das gewichtete Summenverfahren und dem lexikografischen Ansatz in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany50, Szenario zwei

| k | Gewichtetes Summenverfahren | | | Lexikografischer Ansatz | | |
|----|-----------------------------|-----------|------------|-------------------------|-----------|------------|
| | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit |
| 2 | 2524 | 380 | 3,24 | 2454 | 378 | 6,71 |
| 3 | 2454 | 378 | 4,22 | 2454 | 378 | 8,28 |
| 4 | 2454 | 379 | 5,26 | 2454 | 379 | 10,30 |
| 5 | 2454 | 380 | 6,25 | 2455 | 380 | 12,14 |
| 6 | 2454 | 382 | 7,24 | 2454 | 382 | 14,21 |
| 7 | 2454 | 382 | 8,36 | 2454 | 382 | 16,22 |
| 8 | 2454 | 382 | 9,53 | 2454 | 382 | 18,61 |
| 9 | 2454 | 383 | 10,79 | 2454 | 383 | 21,12 |
| 10 | 2454 | 383 | 12,30 | 2454 | 383 | 23,94 |
| 11 | 2454 | 383 | 13,79 | 2454 | 383 | 26,73 |
| 12 | 2454 | 383 | 15,13 | 2455 | 383 | 29,80 |

Tabelle C.33.: Anzahl der Pfade, mittlere Pfadlänge (in km) und benötigte Rechenzeit (in Sekunden) für das gewichtete Summenverfahren und dem lexikografischen Ansatz in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany50, Szenario drei

| k | Gewichtetes Summenverfahren | | | Lexikografischer Ansatz | | |
|----|-----------------------------|-----------|------------|-------------------------|-----------|------------|
| | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit |
| 2 | 5443 | 463 | 9,10 | 5404 | 461 | 18,09 |
| 3 | 5406 | 462 | 11,72 | 5406 | 462 | 21,95 |
| 4 | 5406 | 463 | 14,22 | 5406 | 463 | 26,53 |
| 5 | 5407 | 465 | 17,39 | 5407 | 465 | 32,58 |
| 6 | 5407 | 469 | 20,50 | 5407 | 469 | 38,59 |
| 7 | 5408 | 471 | 23,94 | 5409 | 471 | 45,38 |
| 8 | 5410 | 482 | 27,49 | 5411 | 482 | 51,86 |
| 9 | 5410 | 485 | 31,53 | 5410 | 485 | 58,39 |
| 10 | 5410 | 487 | 34,74 | 5411 | 487 | 65,61 |
| 11 | 5410 | 491 | 40,05 | 5411 | 491 | 75,59 |
| 12 | 5410 | 493 | 43,23 | 5411 | 493 | 83,83 |

Tabelle C.34.: Anzahl der Pfade, mittlere Pfadlänge (in km) und benötigte Rechenzeit (in Sekunden) für das gewichtete Summenverfahren und dem lexikografischen Ansatz in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany74, Szenario eins

| k | Gewichtetes Summenverfahren | | | Lexikografischer Ansatz | | |
|----|-----------------------------|-----------|------------|-------------------------|-----------|------------|
| | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit |
| 2 | 5445 | 463 | 9,26 | 5406 | 461 | 18,06 |
| 3 | 5406 | 461 | 11,73 | 5406 | 461 | 21,79 |
| 4 | 5406 | 461 | 14,65 | 5406 | 461 | 27,00 |
| 5 | 5407 | 461 | 17,37 | 5407 | 461 | 32,31 |
| 6 | 5407 | 461 | 20,47 | 5407 | 461 | 38,80 |
| 7 | 5407 | 461 | 23,57 | 5407 | 461 | 44,05 |
| 8 | 5407 | 461 | 27,63 | 5407 | 461 | 51,11 |
| 9 | 5407 | 461 | 32,82 | 5407 | 461 | 58,91 |
| 10 | 5407 | 461 | 35,00 | 5407 | 461 | 66,62 |
| 11 | 5407 | 461 | 39,29 | 5407 | 461 | 74,78 |
| 12 | 5407 | 461 | 43,41 | 5407 | 461 | 83,36 |

Tabelle C.35.: Anzahl der Pfade, mittlere Pfadlänge (in km) und benötigte Rechenzeit (in Sekunden) für das gewichtete Summenverfahren und dem lexikografischen Ansatz in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany74, Szenario zwei

| k | Gewichtetes Summenverfahren | | | Lexikografischer Ansatz | | |
|----|-----------------------------|-----------|------------|-------------------------|-----------|------------|
| | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit | # Pfade | Pfadlänge | Rechenzeit |
| 2 | 5405 | 461 | 15,37 | 5402 | 461 | 29,83 |
| 3 | 5403 | 461 | 20,02 | 5403 | 461 | 37,63 |
| 4 | 5406 | 461 | 23,93 | 5406 | 461 | 45,17 |
| 5 | 5406 | 461 | 28,59 | 5406 | 461 | 54,43 |
| 6 | 5406 | 461 | 32,86 | 5406 | 461 | 62,83 |
| 7 | 5406 | 461 | 38,39 | 5406 | 461 | 72,63 |
| 8 | 5407 | 461 | 43,85 | 5406 | 461 | 82,30 |
| 9 | 5407 | 461 | 49,53 | 5406 | 461 | 93,48 |
| 10 | 5406 | 461 | 54,99 | 5407 | 461 | 105,27 |
| 11 | 5406 | 461 | 60,96 | 5406 | 461 | 118,71 |
| 12 | 5406 | 461 | 68,18 | 5406 | 461 | 188,07 |

Tabelle C.36.: Anzahl der Pfade, mittlere Pfadlänge (in km) und benötigte Rechenzeit (in Sekunden) für das gewichtete Summenverfahren und dem lexikografischen Ansatz in Abhängigkeit zur Anzahl der Pfade pro Quelle-Ziel-Beziehung für Germany74, Szenario drei

Literaturverzeichnis

- [1] ADHIKARI, Vijay K. ; JAIN, Sourabh: How Do You “Tube”? Reverse Engineering the YouTube Video Delivery Cloud. In: *Proceedings of Workshop on Multimedia-Aware Networking 2011 (WoMAN'11)*, 2011
- [2] ADHIKARI, Vijay K. ; JAIN, Sourabh ; CHEN, Yingying ; ZHANG, Zhi-Li: Visecting YouTube: An Active Measurement Study. In: *The 31st Annual IEEE International Conference on Computer Communications: Mini-Conference*, Ieee, März 2012. – ISBN 9781467307758, S. 2521–2525
- [3] ADHIKARI, Vijay K. ; JAIN, Sourabh ; ZHANG, Zhi-li: YouTube traffic dynamics and its interplay with a tier-1 ISP: an ISP perspective. In: *Proceedings of the 10th ACM SIGCOMM conference on Internet measurement* (2010), S. 431–443. ISBN 9781450300575
- [4] ADHIKARI, Vijay K. ; JAIN, Sourabh ; ZHANG, Zhi-Li: Where Do You "Tube"? Uncovering YouTube Server Selection Strategy. In: *IEEE ICCCN* (2011), S. 1–6. ISBN 9781457706387
- [5] AGARWAL, Sharad ; CHUAH, Chen-Nee ; BHATTACHARYYA, Supratik ; DIOT, Christophe: The impact of BGP dynamics on intra-domain traffic. In: *ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review* 32 (2004), Juni, Nr. 1, S. 319. – ISSN 01635999
- [6] AGARWAL, Sharad ; NUCCI, Antonio ; BHATTACHARYYA, Supratik: Measuring the Shared Fate of IGP Engineering and Interdomain Traffic. In: *13TH IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP'05)* (2005), S. 236–245. ISBN 0–7695–2437–0
- [7] AGILENT TECHNOLOGIES: Understanding DSLAM and BRAS Access Devices. In: *Whitepaper* (2006)
- [8] AKAMAI TECHNOLOGIES: ANNUAL REPORT 2012 ON FORM 10-K. (2012)

- [9] ALTIN, Aysegül ; BELOTTI, Pietro ; PINAR, Mustafa : OSPF routing with optimal oblivious performance ratio under polyhedral demand uncertainty. In: *Optimization and Engineering* 11 (2009), November, Nr. 3, S. 395–422. – ISSN 1389–4420
- [10] AUSTRALIAN BUREAU OF STATISTICS: *pages on Internet activity*. <http://www.abs.gov.au/ausstats/abs@.nsf/Lookup/8153.0Chapter7Dec%202011>. Version: 2013
- [11] AWDUCHE, Daniel O. ; BERGER, Lou ; GAN, Der-Hwa ; LI, Tony ; SRINIVASAN, Vijay ; SWALLOW, George: RSVP-TE: extensions to RSVP for LSP tunnels. In: *IETF RFC 3209* (2001), S. 1–62
- [12] BALON, Simon ; LEDUC, Guy: Combined intra-and inter-domain traffic engineering using hot-potato aware link weights optimization. In: *Proceedings of the 2008 ACM SIGMETRICS international conference on Measurement and modeling of computer systems*, 2008, S. 441–442
- [13] BALON, Simon ; LEDUC, Guy: BGP-Aware IGP Link Weight Optimization in Presence of Route Reflectors. In: *IEEE INFOCOM 2009* (2009), April, S. 316–324. ISBN 978–1–4244–3512–8
- [14] BARBIR, Abbie ; CAIN, Brad ; NAIR, Raj ; SPATSCHECK, Oliver: Known content network (CN) request-routing mechanisms. In: *IETF RFC 3568* (2003), S. 1–20
- [15] BEN-AMEUR, Walid ; KERIVIN, Hervé: Routing of Uncertain Traffic Demands. In: *Optimization and Engineering* 6 (2005), September, Nr. 3, S. 283–313. – ISSN 1389–4420
- [16] BERTSIMAS, Dimitris ; SIM, Melvyn: The Price of Robustness. In: *Operations Research* 52 (2004), Februar, Nr. 1, S. 35–53. – ISSN 0030–364X
- [17] BLANCHY, Francois ; MELON, Laurent ; LEDUC, Guy: An efficient decentralized on-line traffic engineering algorithm for MPLS networks. In: *Proc. of 18th International Teletraffic Congress (ITC18)* (2003), S. 451–460
- [18] BOUTABA, Raouf ; SZETO, Wayne ; IRAQI, Youssef: DORA: Efficient routing for MPLS traffic engineering. In: *Journal of Network and Systems Management* 10 (2002), Nr. 3, S. 309–325
- [19] BRADLEY, Stephen ; HAX, Arnoldo ; MAGNANTI, Thomas: *Applied mathematical programming*. Addison Wesley, 1977. – 751 S.

- [20] BRESLAU, Lee ; CAO, Pei ; FAN, Li ; PHILLIPS, Graham ; SHENKER, Scott: Web caching and Zipf-like distributions: Evidence and implications. In: *Proceedings IEEE INFOCOM '99* (1999), S. 126–134. ISBN 0780354176
- [21] BROWN, Martin: *Pakistan hijacks YouTube*. <http://research.dyn.com/2008/02/pakistan-hijacks-youtube-1/>. Version: letzter Zugriff: Dezember 2014
- [22] BUNDESNETZAGENTUR: *Annual reports on regulatory activities (in German)*. www.bundesnetzagentur.de. Version: 2012
- [23] BURGER, Valentin ; HIRTH, Matthias ; SCHWARTZ, Christian: Increasing the Coverage of Vantage Points in Distributed Active Network Measurements by Crowdsourcing. In: *Measurement, Modelling, and Evaluation of Computing Systems and Dependability and Fault Tolerance* (2014), S. 151–161
- [24] BUSH, Randy ; PELSSER, Cristel ; KUHNE, Mirjam ; MAENNEL, Olaf ; MOHAPATRA, Pradosh ; PATEL, Keyur ; EVANS, Rob: Recommendations on Route Flap Damping. In: *RIPE Document 580* (2013)
- [25] CAO, Jin ; DAVIS, Drew ; WIEL, Scott ; YU, Bin: Time-Varying Network Tomography: Router Link Data. In: *Journal of the American Statistical Association* 95 (2000), Nr. 452, S. 1063–1075
- [26] CARAMIA, Massimiliano ; DELL'OLMO, Paolo: Multi-objective Optimization. In: *Multi-objective Management in Freight Logistics*. Springer London, 2008. – ISBN 9781848003811, Kapitel 2, S. 11–36
- [27] CASAS, Pedro ; LARROCA, Federico ; VATON, Sandrine: Robust Routing mechanisms for intradomain Traffic Engineering in dynamic networks. In: *2009 Latin American Network Operations and Management Symposium* (2009), Oktober, S. 1–10. ISBN 978-1-4244-4551-6
- [28] CDNPLANET: <http://www.cdnplanet.com/cdns/limelight/>. letzter Zugriff: Juli 2014
- [29] CHA, Meeyoung ; KWAK, Haewoon ; RODRIGUEZ, Pablo: I tube, you tube, everybody tubes: analyzing the world's largest user generated content video system. In: *Internet Measurement Conference - IMC '07* (2007), S. 1–13. ISBN 9781595939081
- [30] CISCO NETFLOW: <http://www.cisco.com/go/netflow>. letzter Zugriff: Juli 2014

- [31] CISCO SYSTEMS: *Cisco Visual Networking Index : Forecast and Methodology , 2013 – 2018*. 2014
- [32] CONVIVA: Conviva Precision Video: Policy based Multi-CDN Operation. In: *White Paper* (2011)
- [33] DE-CIX: <http://www.de-cix.net/>. letzter Zugriff: Februar 2015
- [34] DOVERSPIKE, Robert D. ; RAMAKRISHNAN, K K. ; CHASE, Chris: Structural Overview of ISP Networks. In: KALMANEK, Charles R. (Hrsg.) ; MISRA, Sudip (Hrsg.) ; YANG, Yang (Hrsg.): *Guide to Reliable Internet Services and Applications*. London : Springer London, 2010 (Computer Communications and Networks). – ISBN 978–1–84882–827–8, S. 19–93
- [35] DUFFIELD, Nick ; GOYAL, Pawan ; GREENBERG, Albert: A flexible model for resource management in virtual private networks. In: *SIGCOMM '99 Proceedings of the conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communication* (1999), S. 95–108
- [36] DÜSER, Michael ; GLADISCH, Andreas: Evaluation of Next Generation Network Architectures and Further Steps for a Clean Slate Networking Approach. In: *Eu-roview 2006*, 2006
- [37] EHRGOTT, Matthias: *Multicriteria optimization*. Springer Berlin Heidelberg, 2005. – ISBN 3540213988
- [38] ELWALID, Anwar ; JIN, Cheng ; LOW, Steven ; WIDJAJA, Indra: MATE: MPLS adaptive traffic engineering. In: *IEEE INFOCOM 2001* (2001), S. 1300–1309. ISBN 0780370163
- [39] ENDACE: <http://www.emulex.com/visibility/>. letzter Zugriff: Juli 2014
- [40] ERMAN, Jeffrey ; GERBER, Alexandre ; TAGHI, Mohammad ; HAJIAGHAYI, Dan P. ; SEN, Subhabrata ; SPATSCHECK, Oliver ; CASE, The ; PEI, Dan ; HAJIAGHAYI, Mohammad T.: To Cache or not to Cache: The 3G case. In: *Internet Computing, IEEE* 15 (2011), Nr. March/April, S. 27–34
- [41] FANG, Wenjia ; PETERSON, Larry: Inter-AS traffic patterns and their implications. In: *Seamless Interconnection for Universal Services. Global Telecommunications Conference. GLOBECOM'99. (Cat. No.99CH37042)* 3 (1999), S. 1859–1868. ISBN 0–7803–5796–5

- [42] FEAMSTER, Nick ; BORKENHAGEN, Jay ; REXFORD, Jennifer: Guidelines for interdomain traffic engineering. In: *ACM SIGCOMM Computer Communication Review* 33 (2003), Nr. 5, S. 19–30
- [43] FELDMANN, Anja ; GREENBERG, Albert ; LUND, Carsten ; REINGOLD, Nick ; REXFORD, Jennifer ; TRUE, Fred: Deriving traffic demands for operational IP networks: methodology and experience. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 9 (2001), Juni, Nr. 3, S. 265–279. – ISSN 10636692
- [44] FINAMORE, Alessandro ; GEHLEN, Vinicius ; MELLIA, Marco ; MUNAFÒ, Maurizio M. ; NICCOLINI, Saverio: The need for an intelligent measurement plane: The example of time-variant CDN policies. In: *XVth International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium (NETWORKS)* (2012), S. 2–7. ISBN 9781467313919
- [45] FORTZ, Bernard ; THORUP, Mikkel: Internet Traffic Engineering by Optimizing OSPF Weights. In: *Proc. IEEE INFOCOM 2000* (2000), S. 519–528
- [46] FORTZ, Bernard ; THORUP, Mikkel: Robust optimization of OSPF/IS-IS weights. In: *Proceedings of INOC* (2003), S. 225–230
- [47] FRANK, Benjamin ; POESE, Ingmar ; LIN, Yin: Pushing CDN-ISP Collaboration to the Limit. In: *ACM SIGCOMM Computer Communication Review* 43 (2013), Nr. 3, S. 34–44
- [48] FRANK, Benjamin ; POESE, Ingmar ; UHLIG, Steve ; SMARAGDAKIS, Georgios ; FELDMANN, Anja: Content-aware traffic engineering. In: *Proceedings of the 12th ACM SIGMETRICS/PERFORMANCE joint international conference on Measurement and Modeling of Computer Systems - SIGMETRICS '12* (2012), S. 413. ISBN 9781450310970
- [49] FRANZKE, Martin ; PÖNITZ, Andre: Global shortest path solutions for the traffic engineering problem. In: *Proceedings of NETWORKS* (2002), Nr. 3, S. 3–6
- [50] GEHLEN, Vinicius ; FINAMORE, Alessandro ; MELLIA, Marco ; MUNAFÒ, Maurizio M.: Uncovering the big players of the web. In: *Proceedings of the 4th international conference on Traffic Monitoring and Analysis*, 2012, S. 15–28
- [51] GOOGLE: <https://peering.google.com/about/faq.html>. letzter Zugriff: August 2014
- [52] GOOGLE: https://peering.google.com/about/multinode_ggc.html. letzter Zugriff: August 2014

- [53] GRIFFIN, Timothy G. ; WILFONG, Gordon: Analysis of the MED Oscillation Problem in BGP. In: *Proceedings. 10th IEEE International Conference on Network Protocols* (2002), S. 90–99
- [54] GUEYE, Bamba ; ZIVIANI, Artur ; CROVELLA, Mark ; FDIDA, Serge: Constraint-Based Geolocation of Internet Hosts. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 14 (2006), Dezember, Nr. 6, S. 1219–1232. – ISSN 1063–6692
- [55] HASSLINGER, Gerhard: A decomposition method to estimate the traffic demand matrix from link measurement. In: *SoftCOM 2002: International conference on software, telecommunications and computer networks* (2002)
- [56] HASSLINGER, Gerhard ; HARTLEB, Franz: Content delivery and caching from a network provider’s perspective. In: *Computer Networks* 55 (2011), Nr. 18, S. 3991–4006
- [57] HASSLINGER, Gerhard ; NUNZI, Giorgio ; MEIROSU, Catalin ; FAN, Changpeng ; ANDERSEN, Frank-Uwe: Traffic engineering supported by inherent network management: analysis of resource efficiency and cost saving potential. In: *International Journal of Network Management* 21 (2011), Nr. 1, S. 45–64
- [58] HASSLINGER, Gerhard ; SCHNITZER, Stefan ; FRANZKE, Martin: The Efficiency of Traffic Engineering with Regard to Link Failure Resilience. In: *Telecommunication Systems* 29 (2005), Nr. 2, S. 109–130
- [59] HAMSTERMAP: <http://www.hamstermap.com>. letzter Zugriff: August 2014
- [60] HOSSFELD, Tobias ; SCHATZ, Raimund ; BIRSACK, Ernst ; PLISSONNEAU, Louis: Internet video delivery in YouTube: from traffic measurements to quality of experience. In: *Data Traffic Monitoring and Analysis*. 2013, S. 264–301
- [61] HUANG, Cheng ; MALTZ, David A. ; GREENBERG, Albert ; LI, Jin: Public DNS system and global traffic management. In: *Proceedings IEEE INFOCOM 2011*, 2011. – ISBN 9781424499212, S. 2615–2623
- [62] HUANG, Cheng ; WANG, Angela ; LI, Jin ; ROSS, Keith W.: Measuring and evaluating large-scale CDNs. In: *Proceedings of the 8th ACM SIGCOMM conference on Internet measurement* (2008), S. 15–29. ISBN 9781605583341
- [63] HURRICANE ELECTRIC: <http://bgp.he.net/>. letzter Zugriff: August 2014

- [64] JIANG, Wenjie ; ZHANG-SHEN, Rui ; REXFORD, Jennifer ; CHIANG, Mung: Cooperative content distribution and traffic engineering in an ISP network. In: *Proceedings of the eleventh international joint conference on Measurement and modeling of computer systems - SIGMETRICS '09* (2009), S. 239. ISBN 9781605585116
- [65] JOHANSSON, Mikael ; GUNNAR, Anders: Data-driven traffic engineering: techniques, experiences and challenges. In: *2006 3rd International Conference on Broadband Communications, Networks and Systems* (2006), Oktober, S. 1–10. ISBN 978-1-4244-0424-7
- [66] JULURI, Parikshit ; PLISSONNEAU, Louis: Viewing YouTube from a metropolitan area: What do users accessing from residential ISPs experience? In: *Integrated Network Management (IM 2013), 2013 IFIP/IEEE International Symposium on* (2013), S. 589–595
- [67] JULURI, Parikshit ; PLISSONNEAU, Louis ; MEDHI, Deepankar: Pytomo: a tool for analyzing playback quality of YouTube videos. In: *Proceedings of the 23rd International Teletraffic Congress* (2011), S. 4–5
- [68] KANDULA, Srikanth ; KATABI, Dina ; DAVIE, Bruce ; CHARNY, Anna: Walking the tightrope: Responsive yet stable traffic engineering. In: *Proceedings of the 2005 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications* (2005), S. 253–264
- [69] KHARE, Varun ; ZHANG, Beichuan: Making CDN and ISP Routings Symbiotic. In: *2011 31st International Conference on Distributed Computing Systems* (2011), Juni, S. 869–878. ISBN 978-1-61284-384-1
- [70] KNOLL, Thomas M.: *Cross-domain and Cross-layer coarse grained quality of service support in IP-based networks*, Technische Universität Chemnitz, Dissertation, 2009
- [71] KOSTER, Arie M. C. a. ; KUTSCHKA, Manuel ; RAACK, Christian: Towards robust network design using integer linear programming techniques. In: *6th EURO-NGI Conference on Next Generation Internet* (2010), Juni, S. 1–8. ISBN 978-1-4244-8167-5
- [72] KRISHNAN, Rupa ; MADHYASTHA, Harsha V. ; SRINIVASAN, Sridhar ; JAIN, Susant ; KRISHNAMURTHY, Arvind ; ANDERSON, Thomas ; GAO, Jie: Moving beyond end-to-end path information to optimize CDN performance. In: *Proceedings of the*

- 9th ACM SIGCOMM conference on Internet measurement conference - IMC '09* (2009), S. 190–201. ISBN 9781605587714
- [73] LI, Ke ; WANG, Sheng ; XU, Shizhong ; WANG, Xiong ; REN, Jin ; HUANG, Haojun ; ZHAI, Bo: Multi-topology routing based egress selection approach to achieve hybrid intra-AS and inter-AS traffic engineering. In: *International Journal of Communication Systems* (2014), S. 1099–1131
- [74] LIMELIGHT NETWORKS: <http://www.limelight.com/technology/>. letzter Zugriff: Juli 2014
- [75] MAHAJAN, Ratul ; WETHERALL, David ; ANDERSON, Thomas: Towards coordinated interdomain traffic engineering. In: *Proc. HotNets-III Workshop* (2004)
- [76] MAHAJAN, Ratul ; WETHERALL, David ; ANDERSON, Thomas: Negotiation-based routing between neighboring ISPs. In: *Proceeding NSDI'05 Proceedings of the 2nd conference on Symposium on Networked Systems Design & Implementation* (2005), S. 29–42
- [77] MEDINA, Alberto ; TAFT, Nina ; SALAMATIAN, Kave ; BHATTACHARYYA, Supratik ; DIOT, Christophe: Traffic Matrix Estimation: Existing Techniques and New Directions. In: *Proceedings of the 2002 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications - SIGCOMM '02* (2002), S. 161–174. ISBN 158113570X
- [78] MELLIA, Marco ; LO CIGNO, Renato ; NERI, Fabio: Measuring IP and TCP behavior on edge nodes with Tstat. In: *Computer Networks* 47 (2005), Januar, Nr. 1, S. 1–21. – ISSN 13891286
- [79] NARAYANA, Srinivas ; JIANG, Wenjie ; REXFORD, Jennifer ; CHIANG, Mung: Joint Server Selection and Routing for Geo-replicated Services. In: *2013 IEEE/ACM 6th International Conference on Utility and Cloud Computing* (2013), Dezember, S. 423–428. ISBN 978-0-7695-5152-4
- [80] NEMETH, Krisztian ; KORÖSI, Attila ; RETVARI, Gabor: Enriching the Poor Man's Traffic Engineering : Virtual Link Provisioning for Optimal OSPF TE. In: *16th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium*, 2014, S. 1–7
- [81] NSF: *A Brief History of NSF and the Internet*. http://www.nsf.gov/news/special_reports/cyber/internet.jsp. Version: letzter Zugriff: Dezember 2014

-
- [82] NYGREN, Erik ; SITARAMAN, Ramesh K. ; SUN, Jennifer: The Akamai network: a platform for high-performance internet applications. In: *ACM SIGOPS Operating Systems Review* 44 (2010), Nr. 3, S. 2–19
- [83] OFFICE OF THE TELECOMMUNICATIONS AUTHORITY (OFTA) OF THE HONG KONG SPECIAL ADMINISTRATIVE REGION: *Statistics of Internet Traffic Volume*. tel_archives.ofca.gov.hk/en/tele-lic/operator-licensees/opr-isp/s2.html. Version: 2012
- [84] ORLOWSKI, Sebastian ; PIÓRO, Michał ; TOMASZEWSKI, Artur ; WESSÄLY, Roland: SNDlib 1.0–Survivable Network Design Library. In: *Proceedings of the 3rd International Network Optimization Conference (INOC 2007), Spa, Belgium, 2007*
- [85] OTTO, John S. ; SÁNCHEZ, Mario A. ; RULA, John P. ; BUSTAMANTE, Fabián E.: Content delivery and the natural evolution of DNS: remote dns trends, performance issues and alternative solutions. In: *Proceedings of the 2012 ACM Internet Measurement Conference, 2012*. – ISBN 9781450317054, S. 523–536
- [86] PAVON-MARINO, Pablo. ; GARCIA-MANRUBIA, Belen ; APARICIO-PARDO, Ramon: Multi-hour network planning based on domination between sets of traffic matrices. In: *Computer Networks* 55 (2011), Februar, Nr. 3, S. 665–675. – ISSN 13891286
- [87] PELSSER, Cristel ; MAENNEL, Olaf ; MOHAPATRA, Pradosh ; BUSH, Randy ; PATEL, Keyur: Route flap damping made usable. In: SPRING, Neil (Hrsg.) ; RILEY, GeorgeF. (Hrsg.): *Passive and Active Measurement*. Springer Berlin Heidelberg, 2011, S. 143–152
- [88] PENNO, Reinaldo ; MEDVED, Jan ; ALIM, Richard ; YANG, Richard ; PREVIDI, Stefano: ALTO and Content Delivery Networks. In: *IETF Draft draft-penno-alto-cdn-03* (2011), S. 1–27
- [89] PETERSON, Larry ; DAVIE, Bruce ; VAN BRANDENBURG, Ray: Framework for Content Distribution Network Interconnection (CDNI). In: *IETF RFC 7336* (2014), S. 1–58
- [90] PIORO, Michał ; MEDHI, Deepankar: *Routing, Flow, and Capacity Design in Communication and Computer Network*. 1. San Francisco : Morgan Kaufmann, 2004. – ISBN 0–12–557189–5
- [91] PLANETLAB: <http://www.planet-lab.org>. letzter Zugriff: Juli 2014

- [92] PLISSONNEAU, Louis ; BIRSACK, Ernst: A longitudinal view of HTTP video streaming performance. In: *Proceedings of the 3rd Multimedia Systems Conference* (2012), S. 203–214
- [93] PLISSONNEAU, Louis ; BIRSACK, Ernst ; JULURI, Parikshit: Analyzing the Impact of YouTube Delivery Policies on User Experience. In: *24th International Teletraffic Congress (ITC 24)*, 2012, S. 1–8
- [94] POESE, Ingmar ; FRANK, Benjamin ; AGER, Bernhard ; SMARAGDAKIS, Georgios ; FELDMANN, Anja: Improving content delivery using provider-aided distance information. In: *IMC '10 Proceedings of the 10th ACM SIGCOMM conference on Internet measurement* (2010), S. 22–34. ISBN 9781450300575
- [95] POESE, Ingmar ; FRANK, Benjamin ; AGER, Bernhard ; SMARAGDAKIS, Georgios ; UHLIG, Steve ; FELDMANN, Anja: Improving Content Delivery with PaDIS. In: *IEEE Internet Computing* 16 (2012), Mai, Nr. 3, S. 46–52. – ISSN 1089–7801
- [96] QUOITIN, Bruno ; BONAVENTURE, Oliver: A cooperative approach to interdomain traffic engineering. In: *Next Generation Internet Networks, 2005* (2005), S. 450–457. ISBN 0–7803–8900–X
- [97] QUOITIN, Bruno ; PELSSER, Cristel: A performance evaluation of BGP-based traffic engineering. In: *International Journal of Network Management* 15 (2005), Nr. 3, S. 177–191
- [98] QUOITIN, Bruno ; PELSSER, Cristel ; SWINNEN, Louis ; BONAVENTURE, Oliver ; UHLIG, Steve: Interdomain traffic engineering with BGP. In: *IEEE Communications Magazine* 41 (2003), Mai, Nr. 5, S. 122–128. – ISSN 0163–6804
- [99] QUOITIN, Bruno ; UHLIG, Steve: Modeling the routing of an autonomous system with C-BGP. In: *IEEE Network* 19 (2005), Nr. 6, S. 12–19
- [100] RAFETSEDER, Albert ; METZGER, Florian ; STEZENBACH, David ; TUTSCHKU, Kurt: Exploring YouTube’s content distribution network through distributed application-layer measurements: a first view. In: *Proceedings of the 2011 International Workshop on Modeling, Analysis, and Control of Complex Networks* (2011), S. 31–36. ISBN 9780983628316
- [101] REKHTER, Yakov ; LI, Tony ; HARES, Susan: A Border Gateway Protocol a (BGP-4). In: *IETF RFC 4271* (2006)

- [102] RÉTVÁRI, Gábor ; SZABÓ, Róberto ; BÍRÓ, József J.: On the representability of arbitrary path sets as shortest paths: Theory, algorithms, and complexity. In: *Proc. IFIP Networking* (2004), S. 1180–1191
- [103] REXFORD, Jennifer ; WANG, Jia ; XIAO, Zhen ; ZHANG, Yin: BGP routing stability of popular destinations. In: *Proceedings of the second ACM SIGCOMM Workshop on Internet measurement workshop - IMW '02* (2002), S. 197. ISBN 158113603X
- [104] RIPE: <http://www.ripe.net/>. letzter Zugriff: Januar 2015
- [105] ROSEN, Eric C. ; VISWANATHAN, Arun ; CALLON, Ross: Multiprotocol label switching architecture. In: *IETF RFC 3031* (2001), S. 1–61
- [106] ROUTE VIEWS PROJECT: <http://www.routeviews.org/>. letzter Zugriff: Juli 2014
- [107] SADASIVAN, Ganesh ; BROWNEE, Nevil ; CLAISE, Benoit ; QUITTEK, Juergen: Architecture for IP Flow Information Export. In: *IETF RFC 5470* (2009)
- [108] SANDVINE: Global Internet Phenomena Report: 2H 2013. (2013). <https://www.sandvine.com/trends/global-internet-phenomena/>
- [109] SCHNITTER, Stefan ; HASSLINGER, Gerhard: Heuristic solutions to the LSP-design for MPLS traffic engineering. In: *Proceedings of 11th International Network Strategy and Planning Symposium* (2002), S. 269–273
- [110] SCHNITTER, Stefan ; HORNEFFER, Martin: Traffic Matrices for MPLS Networks with LDP Traffic Statistics. In: *11th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium. NETWORKS 2004* (2004), S. 231–236
- [111] SEATTLE INTERNET TESTBED: <https://seattle.poly.edu>. letzter Zugriff: Juli 2014
- [112] SEEDORF, Jan ; BURGER, Eric W.: Application-Layer Traffic Optimization (ALTO) Problem Statement. In: *IETF RFC 5693* (2009), S. 1–14
- [113] SHAIKH, Aman ; GREENBERG, Albert: OSPF Monitoring: Architecture, Design, and Deployment Experience. In: *NSDI* (2004)
- [114] SHRIMALI, Gireesh ; AKELLA, Aditya ; MUTAPCIC, Almir: Cooperative Inter-domain Traffic Engineering Using Nash Bargaining and Decomposition. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 18 (2010), April, Nr. 2, S. 341–352. – ISSN 1063–6692

- [115] SOULE, Augustin ; NUCCI, Antonio ; CRUZ, Rene: How to identify and estimate the largest traffic matrix elements in a dynamic environment. In: *Proceedings of the joint international conference on Measurement and modeling of computer systems SIGMETRICS '04/Performance '04* (2004), S. 73–84
- [116] SU, Ao-Jan ; CHOFFNES, David R. ; KUZMANOVIC, Aleksandar ; BUSTAMANTE, Fabián E: Drafting behind Akamai (Travelocity-Based Detouring). In: *ACM SIGCOMM '06* (2006), S. 435–446. ISBN 1595933085
- [117] TABATABAEE, Vahid ; KASHYAP, Abhishek ; BHATTACHARJEE, Bobby ; LA, Richard J. ; SHAYMAN, Mark A.: Robust Routing with Unknown Traffic Matrices. In: *IEEE INFOCOM 2007 - 26th IEEE International Conference on Computer Communications* (2007), S. 2436–2440. ISBN 1-4244-1047-9
- [118] TEIXEIRA, Renata ; AGARWAL, Sharad ; REXFORD, Jennifer: BGP routing changes: Merging views from two ISPs. In: *ACM SIGCOMM Computer Communication Review* 35 (2005), Nr. 5, S. 79–82
- [119] TEIXEIRA, Renata ; DUFFIELD, Nick ; REXFORD, Jennifer ; ROUGHAN, Matthew: Traffic matrix reloaded: Impact of routing changes. In: DOVROLIS, Constantinos (Hrsg.): *Passive and Active Network Measurement*. Lecture No. Springer Berlin / Heidelberg, 2005. – ISBN 978-3-540-25520-8, S. 251–264
- [120] TEIXEIRA, Renata ; SHAIKH, Aman ; GRIFFIN, Timothy G. ; REXFORD, Jennifer: Dynamics of hot-potato routing in IP networks. In: *Proceedings of the joint international conference on Measurement and modeling of computer systems* (2004), S. 307–319. ISBN 1581138733
- [121] TEIXEIRA, Renata ; SHAIKH, Aman ; GRIFFIN, Timothy G. ; REXFORD, Jennifer: Impact of hot-potato routing changes in IP networks. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 16 (2008), Nr. 6, S. 1295–1307
- [122] TEIXEIRA, Renata ; SHAIKH, Aman ; GRIFFIN, Timothy G. ; VOELKER, Geoffrey M.: Network sensitivity to hot-potato disruptions. In: *Proceedings of the 2004 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications* (2004), S. 231–244. ISBN 1581138628
- [123] TORRES, Ruben ; FINAMORE, Alessandro ; KIM, Jin R. ; MELLIA, Marco ; MUNAFO, Maurizio M. ; RAO, Sanjay: Dissecting Video Server Selection Strategies in the YouTube CDN. In: *2011 31st International Conference on Distributed Computing Systems* (2011), Juni, S. 248–257. ISBN 978-1-61284-384-1

- [124] TRAMMELL, Brian ; CASAS, Pedro ; ROSSI, Dario ; BÄR, Arian ; HOUIDI, Zied ; LEONTIADIS, Ilias ; SZEMETHY, Tivadar ; MELLIA, Marco: mPlane: an intelligent measurement plane for the internet. In: *IEEE Communications Magazine* 52 (2014), Mai, Nr. 5, S. 148–156. – ISSN 0163–6804
- [125] TRAN, Phuong N. ; CAHYANTO, Bharata D. ; TIMM-GIEL, Andreas: Network Planning for Stochastic Traffic Demands. In: *Mobile Networks and Management* (2013), S. 216–227
- [126] TUNE, Paul ; ROUGHAN, Matthew: Internet traffic matrices: A primer. In: *Recent Advances in Networking* (2013)
- [127] VARDI, Yehuda: Network Tomography: Estimating Source-Destination Traffic Intensities from Link Data. In: *Journal of the American Statistical Association* 91 (1996), Nr. 433, S. 365–377
- [128] VILLAMIZAR, Curtis ; CHANDRA, Ravi ; GOVINDAN, Ramesh: BGP Route Flap Damping. In: *IETF RFC 2439* (1998), S. 1–37
- [129] WANG, Hao ; XIE, Haiyong ; QIU, Lili ; YANG, Yang R. ; ZHANG, Yin ; GREENBERG, Albert: COPE: traffic engineering in dynamic networks. In: *ACM SIGCOMM '06* (2006), S. 99–110. ISBN 1595933085
- [130] WANG, Hui ; CHANG, Rocky K. ; CHIU, Dah M. ; LUI, John C.: Characterizing the Performance and stability Issues of the AS Path Prepending Method: Taxonomy, Measurement Study and Analysis. In: *Proceedings of ACM SIGCOMM ASia Workshop* (2005). ISBN 1595930302
- [131] WANG, Ning ; HO, Kin H. ; PAVLOU, George ; HOWARTH, Michael: An overview of routing optimization for internet traffic engineering. In: *IEEE Communications Surveys & Tutorials* 10 (2008), Nr. 1, S. 36–56
- [132] WANG, Yufei ; WANG, Zheng: Explicit routing algorithms for Internet traffic engineering. In: *Proceedings Eight International Conference on Computer Communications and Networks* (1999), S. 582–588. ISBN 0–7803–5794–9
- [133] WANG, Yufei ; WANG, Zheng ; ZHANG, Leah: Internet traffic engineering without full mesh overlaying. In: *Proceedings IEEE INFOCOM 2001 1* (2001), S. 565–571. ISBN 0–7803–7016–3
- [134] WARD, Darrin: <http://www.darrinward.com/lat-long/>. letzter Zugriff: Augusti 2014

- [135] WEIMER, Florian: Passive DNS replication. In: *FIRST Conference on Computer Security Incident Handling* (2005), S. 1–14
- [136] WHOIS: <https://apps.db.ripe.net/search/query.html>. letzter Zugriff: Januar 2015
- [137] WINDISCH, Gerd: Analysis of the YouTube server selection behavior observed in a large German ISP network. In: *Lecture Notes in Computer Science* 8846 (2014), S. 192–201. – ISBN 9783642405518
- [138] WINDISCH, Gerd ; KNOLL, Thomas M. ; BAUSCHERT, Thomas: Analysis of the Video Server Selection in the YouTube CDN. In: *2nd European Teletraffic Seminar*, 2013
- [139] WINDISCH, Gerd ; KNOLL, Thomas M. ; BAUSCHERT, Thomas: Robust routing in ISP networks considering YouTube traffic demand fluctuations. In: *2014 16th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium, Networks 2014* (2014). ISBN 9781479965151
- [140] WU, Jian ; MAO, Zhuoqing M. ; REXFORD, Jennifer ; WANG, Jia: Finding a needle in a haystack: Pinpointing significant BGP routing changes in an IP network. In: *Proceedings of the 2nd conference on Symposium on Networked Systems Design & Implementation 2* (2005), S. 1–14
- [141] XROXY: <http://www.xroxy.com/proxylist.htm>. letzter Zugriff: Juli 2014
- [142] YEN, Jin Y.: Finding the k shortest loopless paths in a network. In: *Management Science* 17 (1971), Nr. 11, S. 712–716
- [143] YU, Minlan ; JIANG, Wenjie ; LI, Haoyuan ; STOICA, Ion: Tradeoffs in CDN designs for throughput oriented traffic. In: *Proceedings of the 8th international conference on Emerging networking experiments and technologies - CoNEXT '12* (2012), S. 145. ISBN 9781450317757
- [144] ZDRNJA, Bojan ; BROWNLEE, Nevil ; WESSELS, Duane: Passive monitoring of dns anomalies. In: *Proceedings of Detection of Intrusions and Malware, and Vulnerability Assessment 4th International Conference, DIMVA* (2007), S. 1–11
- [145] ZINK, Michael ; SUH, Kyoungwon ; GU, Yu ; KUROSE, Jim: Characteristics of YouTube network traffic at a campus network – Measurements, models, and implications. In: *Computer Networks* 53 (2009), März, Nr. 4, S. 501–514. – ISSN 13891286

Abbildungsverzeichnis

| | |
|---|----|
| 1.1. Trend des Internetverkehrswachstums | 2 |
| 2.1. Beispiel der IP-Schicht eines ISP-Kernnetzes | 6 |
| 2.2. Unterschiedliche Arten von Verkehrslastverschiebung | 7 |
| 2.3. Durch Änderungen im BGP verursachte Verkehrslastverschiebung | 11 |
| 2.4. Beispieltopologie für Auswirkungen von Routenänderungen | 15 |
| 2.5. Vergleich EE- und EA-Verkehrsmatrix | 22 |
| 2.6. CDN-bedingte Verkehrslastverschiebung | 26 |
| 2.7. Beispieltopologie für Auswirkungen von CDN-Serverauswahländerungen | 27 |
| 2.8. Verkehrslastverschiebung mit CDN-interner Ursache | 28 |
| 2.9. DNS-basierte Serverauswahl am Beispiel von Akamai | 32 |
| 2.10. „URL-rewriting“-basierte Video-Serverauswahl von YouTube | 35 |
| 2.11. Messpunkte für eine passive Messung des CDN-Serverauswahlverhaltens | 37 |
| 3.1. Blockschaltbild Messwerkzeug | 44 |
| 3.2. Unterschied zwischen zentralisierter und verteilter Ausführung des Messwerkzeugs | 44 |
| 3.3. Geo. Verteilung der Proxy-Server über alle europ. Messkampagnen | 48 |
| 3.4. Geografische Verteilung der Messproben in Deutschland | 48 |
| 3.5. Geographische Verteilung der gefundenen YouTube-Serverstandorte | 54 |
| 3.6. Geografische Verteilung der gefundenen YouTube-ISP-Serverstandorte | 60 |
| 3.7. Alte DNS-basierte Video-Serverauswahl von YouTube | 62 |
| 3.8. Hierarchie bei HTTP-Weiterleitungen | 64 |
| 3.9. Im Tagesverlauf konstantes Profil mit einem Serverstandort | 66 |
| 3.10. Im Tagesverlauf konstantes Profil mit mehreren Serverstandorten | 67 |
| 3.11. Tägl. period. Profil mit bevorzugten Serverstandort in der Hochlastph. | 69 |
| 3.12. Tägl. period. Profil ohne bevorzugten Serverstandort in der Hochlastph. | 69 |
| 3.13. Beispiel für eine Veränderung der verwendeten Serverstandorte | 70 |
| 3.14. Beispiel für eine Veränderung des beobachteten Profiles | 71 |
| 3.15. Genutzte YouTube-Standorte über alle Messproben in Messperiode 2 | 73 |

| | |
|--|-----|
| 3.16. Mittlere RTT zwischen den Messproben und den YouTube-Serverstandorten | 73 |
| 3.17. Serverauswahlverhalten innerhalb eines Tages über alle sechs Messproben | 74 |
| 3.18. Vergleich von zwei Serverauswahlver. für zwei verschiedene DSL-Präfixe | 75 |
| 3.19. Serverauswahlver. über 8 Wochen für 84.154.0.0/18 und 84.159.192.0/19 | 77 |
| 3.20. Serverauswahlver. über 8 Wochen für 79.243.224.0/19 und 79.245.160.0/19 | 77 |
| 3.21. Histogramm konstantes Serverauswahlverhalten in Messperiode 1 | 79 |
| 3.22. Histogramm konstantes Serverauswahlverhalten in Messperiode 2 | 79 |
| 3.23. Verteilungen der RTT-Werte der DSL-Präfixe für beide Messperioden . . | 84 |
| | |
| 4.1. Beispieltopologie für das Verkehrsmodell | 93 |
| 4.2. Mögliche Wege des Verkehrs zwischen YouTube-Serverstandorten und AK | 96 |
| 4.3. Mögliche Wege des Verkehrs mit YouTube-ISP-Serverstandorten | 98 |
| | |
| 5.1. Mögliche Klassifizierungen der Verkehrssteuerung | 105 |
| 5.2. Offline-Verkehrssteuerung | 107 |
| 5.3. Blockdiagramm des iterativen Verfahrens | 114 |
| 5.4. Zusammenhang Lösungsraum primales Problem und duales Problem . . | 116 |
| 5.5. Beispiel für die Interpretation des dualen Problems | 117 |
| 5.6. Topologie Germany17 (G17) mit drei Peering Knoten | 120 |
| 5.7. Topologie Germany50 (G50) mit vier Peering Knoten | 120 |
| 5.8. Topologie Germany74 (G74) mit fünf Peering Knoten | 121 |
| 5.9. Zuwachs des YouTube-Verkehres in europäischen ISP | 122 |
| 5.10. Vergleich der erreichbaren MLU für Germany17 | 134 |
| 5.11. Vergleich der erreichbaren MLU für Germany50 | 134 |
| 5.12. Vergleich der erreichbaren MLU für Germany74 | 134 |
| | |
| 6.1. BGP-basierte Methoden zur Abmilderung von Verkehrslastverschiebungen | 144 |
| 6.2. Grundlegende Komponenten eines DSL-Anschlussnetzes | 146 |
| 6.3. Verkehrsflüsse vor und nach einer Anpassung der IP-Präfixe | 146 |
| 6.4. Nicht-kooperative Funktionsweise von PaDIS | 149 |
| 6.5. Übersicht PaDIS-Architektur | 149 |
| | |
| A.1. Serverauswahlverhalten für drei DSL-Präfixe in Messperiode eins | 180 |
| A.2. Serverauswahlverhalten für DSL-Präfixe eins bis drei in Messperiode zwei | 181 |
| A.3. Serverauswahlverhalten für DSL-Präfixe vier bis sechs in Messperiode zwei | 182 |
| A.4. Verteilung der RTT-Werte für 79.211.192.0/18 in Messperiode eins | 183 |
| A.5. Verteilung der RTT-Werte für 79.211.192.0/18 in Messperiode zwei | 183 |
| A.6. Verteilung der RTT-Werte für 79.243.224.0/19 in Messperiode zwei | 184 |

| | |
|--|-----|
| A.7. Verteilung der RTT-Werte für 79.245.160.0/19 in Messperiode zwei | 184 |
| A.8. Verteilung der RTT-Werte für 79.201.224.0/19 in Messperiode zwei | 185 |
| A.9. Verteilung der RTT-Werte für 84.159.192.0/19 in Messperiode zwei | 185 |
| A.10. Verteilung der RTT-Werte für 84.154.0.0/18 in Messperiode eins | 186 |
| A.11. Verteilung der RTT-Werte für 84.154.0.0/18 in Messperiode zwei | 186 |
| A.12. Verteilung der RTT-Werte für 87.165.96.0/19 in Messperiode eins | 187 |
| A.13. Verteilung der RTT-Werte für 87.165.96.0/19 in Messperiode zwei | 187 |
| A.14. Verteilung der RTT-Werte für 93.232.192.0/18 in Messperiode eins | 188 |
| A.15. Verteilung der RTT-Werte für 93.232.192.0/18 in Messperiode zwei | 188 |
| | |
| B.1. Topologie Germany17 - Groß | 191 |
| B.2. Topologie Germany50 - Groß | 195 |
| B.3. Topologie Germany74 - Groß | 200 |
| | |
| C.1. Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany17, S1 | 217 |
| C.2. Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany17, S2 | 217 |
| C.3. Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany17, S3 | 217 |
| C.4. Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany50, S1 | 218 |
| C.5. Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany50, S2 | 218 |
| C.6. Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany50, S3 | 218 |
| C.7. Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany74, S1 | 219 |
| C.8. Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany74, S2 | 219 |
| C.9. Erreichbare MLU des Gamma-robusten Ansatzes für Germany74, S3 | 219 |

Tabellenverzeichnis

| | |
|---|-----|
| 2.1. BGP-Entscheidungsprozess | 10 |
| 2.2. Mögliche Auswahlkriterien für den CDN-Serverauswahlmechanismus | 24 |
| 2.3. Verkehrsverteilung zwischen Serverstandorten vor und nach der Umstellung | 29 |
| 2.4. Verkehrsmatrizen vor und nach einer Verkehrslastverschiebung | 31 |
| 2.5. Zusammenfassung der Ursachen für Verkehrslastverschiebungen | 40 |
| 3.1. Übersicht Messkampagnen in europäischen ISP | 47 |
| 3.2. Übersicht der platzierten Messproben in dem deutschen ISP-Netz | 47 |
| 3.3. Übersicht der Namensräume von YouTube | 49 |
| 3.4. Übersicht aller gefundenen YouTube-Serverstandorte | 57 |
| 3.5. Verteilung der Videoanfragen zwischen AS15169 und AS43515 | 58 |
| 3.6. Mittlere RTT zwischen den Messproben und AS15169 sowie AS43515 | 58 |
| 3.7. Beobachtungen für beide Profil-Kategorien | 67 |
| 3.8. Liste aller Präfixe der Messproben | 75 |
| 3.9. Zeitpunkte der Präfixlängenänderungen der Serverauswahlpräfixe | 77 |
| 3.10. Relative Nutzung der Serverstandorte pro DSL-Präfix in Messperiode 1 | 81 |
| 3.11. Relative Nutzung der Serverstandorte pro DSL-Präfix in Messperiode 2 | 81 |
| 3.12. Beschreibung der RTT-Verteilung aller Präfixe für beiden Messperioden | 86 |
| 4.1. Verkehrsaufteilung in einer Verkehrsmatrix | 92 |
| 4.2. Verkehrsmatrix der Beispieltopologie | 93 |
| 4.3. Basis-Verkehrsmatrix der Beispieltopologie (zusammengefasst) | 94 |
| 4.4. Verkehrsmatrix mit YouTube-Verkehrslastverschiebungen | 97 |
| 5.1. Bildungsregeln für das duale Problem | 117 |
| 5.2. Zusammenfassung der Beispieltopologien für die Evaluierung | 121 |
| 5.3. Benötigte Rechenzeit zum lösen des iter. Ver. und der komp. Reform. | 127 |
| 5.4. Anzahl der benötigten NB für die komp. Reformulierung in Szenario 1 | 128 |
| 5.5. Vergleich der errechneten MLU aller Problem instanzen | 129 |
| 5.6. Verbesserung bzw. Verschlechterung der MLU durch Alpha-rob. Routing | 135 |

| | |
|--|-----|
| 5.7. Vergleich Gamma-robuster und Alpha-robuster Routingansatz | 136 |
| 5.8. Rechenzeit der Ansätze | 137 |
| 5.9. Anzahl der Nebenbedingungen und der Variablen der Ansätze | 138 |
| 5.10. Vergleich der mittleren Pfadlängen für die kombinierten Zielfunktionen . | 140 |
| 6.1. Anpassung der Zuweisung IP-Präfix zu Anschlussknoten | 147 |
| A.1. Übersicht abgerufene Videos für Messkampagnen in europäischen ISP . . | 158 |
| A.2. Übersicht aller gefundenen /24-Präfixe von YouTube | 160 |
| A.3. Übersicht aller gefundenen YouTube-Serverstandorte | 169 |
| A.4. Übersicht aller gefundenen YouTube-ISP-Serverstandorte | 177 |
| A.5. Liste aller Serverauswahlpräfixwechsel aller DSL-Präfixe | 179 |
| B.1. Germany17 Knoten | 189 |
| B.2. Germany17 Verbindungsleitungen | 190 |
| B.3. Germany50 Knoten | 192 |
| B.4. Germany50 Verbindungsleitungen | 194 |
| B.5. Germany74 Knoten | 196 |
| B.6. Germany74 Verbindungsleitungen | 199 |
| C.1. MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge, G17 S1 | 201 |
| C.2. Rechenzeit iter. Verfahren und komp. Reformulierung G17, S1 | 202 |
| C.3. Anz. der NB und Var. iter. Verfahren und komp. Reformulierung G17, S1 | 202 |
| C.4. MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge, G17 S2 | 203 |
| C.5. Rechenzeit iter. Verfahren und komp. Reformulierung G17, S2 | 203 |
| C.6. Anz. der NB und Var. iter. Verfahren und komp. Reformulierung G17, S2 | 204 |
| C.7. MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge, G17 S3 | 204 |
| C.8. Rechenzeit iter. Verfahren und komp. Reformulierung G17, S3 | 205 |
| C.9. Anz. der NB und Var. iter. Verfahren und komp. Reformulierung G17, S3 | 205 |
| C.10. MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge, G50 S1 | 206 |
| C.11. Rechenzeit iter. Verfahren und komp. Reformulierung G50, S1 | 207 |
| C.12. Anz. der NB und Var. iter. Verfahren und komp. Reformulierung G50, S1 | 207 |
| C.13. MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge, G50 S2 | 208 |
| C.14. Rechenzeit iter. Verfahren und komp. Reformulierung G50, S2 | 208 |
| C.15. Anz. der NB und Var. iter. Verfahren und komp. Reformulierung G50, S2 | 209 |
| C.16. MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge, G50 S3 | 209 |
| C.17. Rechenzeit iter. Verfahren und komp. Reformulierung G50, S3 | 210 |
| C.18. Anz. der NB und Var. iter. Verfahren und komp. Reformulierung G50, S3 | 210 |

| | |
|--|-----|
| C.19.MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge, G74 S1 | 211 |
| C.20.Rechenzeit iter. Verfahren und komp. Reformulierung G74, S1 | 212 |
| C.21.Anz. der NB und Var. iter. Verfahren und komp. Reformulierung G74, S1 | 212 |
| C.22.MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge, G74 S2 | 213 |
| C.23.Rechenzeit iter. Verfahren und komp. Reformulierung G74, S2 | 213 |
| C.24.Anz. der NB und Var. iter. Verfahren und komp. Reformulierung G74, S2 | 214 |
| C.25.MLU, Anzahl der Pfade und mittlere Pfadlänge, G74 S3 | 214 |
| C.26.Rechenzeit iter. Verfahren und komp. Reformulierung G74, S3 | 215 |
| C.27.Anz. der NB und Var. iter. Verfahren und komp. Reformulierung G74, S3 | 215 |
| C.28.Ergebnisse kombinierte Zielfunktionen, G17 S1 | 220 |
| C.29.Ergebnisse kombinierte Zielfunktionen, G17 S2 | 221 |
| C.30.Ergebnisse kombinierte Zielfunktionen, G17 S3 | 221 |
| C.31.Ergebnisse kombinierte Zielfunktionen, G50 S1 | 222 |
| C.32.Ergebnisse kombinierte Zielfunktionen, G50 S2 | 222 |
| C.33.Ergebnisse kombinierte Zielfunktionen, G50 S3 | 223 |
| C.34.Ergebnisse kombinierte Zielfunktionen, G74 S1 | 223 |
| C.35.Ergebnisse kombinierte Zielfunktionen, G74 S2 | 224 |
| C.36.Ergebnisse kombinierte Zielfunktionen, G74 S3 | 224 |

Versicherung

Hiermit versichere ich, dass ich die vorliegende Arbeit ohne unzulässige Hilfe Dritter und ohne Benutzung anderer als der angegebenen Hilfsmittel angefertigt habe; die aus fremden Quellen direkt oder indirekt übernommenen Gedanken sind als solche kenntlich gemacht.

Bei der Auswahl und Auswertung des Materials sowie bei der Herstellung des Manuskripts habe ich Unterstützungsleistungen von folgenden Personen erhalten:

Prof. Dr.-Ing. Thomas Bauschert
.....

Prof. Dr.-Ing. Ralf Lehnert
.....

Dr.-Ing. Gerhard Hasslinger
.....

Dr.-Ing. Andreas Baumgartner
.....

Franz Haslinger
.....

Weitere Personen waren an der Abfassung der vorliegenden Arbeit nicht beteiligt. Die Hilfe eines Promotionsberaters habe ich nicht in Anspruch genommen. Weitere Personen haben von mir keine geldwerten Leistungen für Arbeiten erhalten, die im Zusammenhang mit dem Inhalt der vorgelegten Dissertation stehen.

Die Arbeit wurde bisher weder im Inland noch im Ausland in gleicher oder ähnlicher Form einer anderen Prüfungsbehörde vorgelegt.

.....
Ort, Datum

.....
Unterschrift

Thesen

1. Der Anteil des Multimedieverkehrs am Gesamtverkehr eines ISPs nimmt stetig zu. Dieser wird größtenteils über CDNs bereitgestellt.
2. CDNs nutzen eine verteilte Infrastruktur, bestehend aus vielen Serverstandorten um die Inhalte auszuliefern.
3. CDN-Betreiber nutzen Lastverteilungsmechanismen zur Effizienzsteigerung. Diese Lastverteilungsmechanismen basieren auf einer dynamischen Anpassung der Serverauswahl.
4. Durch Änderungen im Serverauswahlverhalten eines CDNs ändert sich auch der Verkehr an den Übergabepunkten zu einem ISP. Dadurch kann es zu großen Veränderungen der Verkehrsflüsse im ISP-Netz kommen. Diese Verkehrslastverschiebungen können Leitungs-Überlastungen verursachen und damit die Dienstgüte beeinträchtigen.
5. Verkehrslastverschiebungen im ISP-Netz können auch durch Änderungen im Interdomain-Routing verursacht werden.
6. Um das Serverauswahlverhalten eines CDNs zu messen, können räumlich verteilte, aktive Messungen durchgeführt werden. Dabei wird über einen längeren Zeitraum periodisch eine definierte Anzahl von Inhalten über räumlich verteilte Messpunkte abgefragt.
7. Das YouTube-CDN besteht aus mindestens 45 YouTube-eigenen Serverstandorten. Die Größe der einzelnen Standorte kann sich stark (bis um den Faktor 62) unterscheiden. Zusätzlich verwendet YouTube mindestens 162 Serverstandorte direkt in ISP-Netzen. Diese sind kleiner als die YouTube-eigenen Serverstandorte und versorgen nur Endnutzer des jeweiligen ISPs.
8. Der Serverauswahlmechanismus von YouTube berücksichtigt das IP-Präfix des Endnutzers sowie die Lastsituation. In der Niederlastphase werden geografisch nahe und kleinere Serverstandorte verwendet. In der Hochlastphase werden größere und weiter entferntere Serverstandorte genutzt.

-
9. Das Serverauswahlverhalten ändert sich in unregelmäßigen Abständen und unabhängig voneinander in verschiedenen ISP-Netzen bzw. in verschiedenen Regionen eines ISP-Netzes. Es existiert jedoch für jede Netzregion eine bestimmte (geringe) Anzahl von dominanten Serverstandorten.
 10. Die durch das Serverauswahlverhalten von YouTube verursachten Verkehrslastverschiebungen lassen sich durch lineare Gleichungen modellieren. Dieses Verkehrsmodell beschreibt keine Verkehrsmatrix, sondern einen Verkehrsmatrixraum.
 11. Es ist möglich das YouTube-Verkehrsmodell zu verallgemeinern, so dass auch durch andere CDNs oder durch Interdomain-Routingänderungen verursachte Verkehrslastverschiebungen abgebildet werden können.
 12. Das Verkehrsmodell kann zur Bestimmung optimaler Routen im ISP-Netz, welche robust gegenüber CDN-bedingten Verkehrslastverschiebungen sind, genutzt werden. Dies ist die Basis für die sog. Alpha-robuste Routingoptimierung. Hierbei ist das Ziel, ein Routing zu finden, welches die maximale Auslastung über alle Leitungen hinweg minimiert unter Berücksichtigung des gesamten, durch das Verkehrsmodell gegebenen, Verkehrsmatrixraums.
 13. Das Alpha-robuste Routingoptimierungsproblem kann durch ein iteratives Verfahren oder mittels einer kompakten Reformulierung gelöst werden.
 14. Im Vergleich zu anderen robusten Routingansätzen, wie dem Gamma-robusten Ansatz oder einem auf dem „Pipe“-Modell basierenden Ansatz, führt die Alpha-robuste Routingoptimierung besonders für kleinere und mittelgroße Netztopologien zu besseren Ergebnissen (hinsichtlich der minimalen maximalen Leitungsauslastung). Für große Netztopologien erzielt der Gamma-robuste Ansatz die besten Ergebnisse.
 15. Neben der maximalen Leitungsauslastung kann zusätzlich auch die Pfadlänge in der Zielfunktion der Alpha-robusten Routingoptimierung berücksichtigt werden.
 16. ISPs können zusätzlich zur robusten Routingoptimierung auch nicht-kooperative Methoden zum expliziten Entgegenwirken CDN-bedingter Verkehrslastverschiebungen einsetzen. Damit können sie Verkehrslastverschiebungen, die außerhalb ihrer Netze verursacht werden, beeinflussen und sie ganz oder teilweise rückgängig machen. Allerdings erfordern diese Methoden eine sehr sorgfältige Konfiguration, da ansonsten die Gefahr besteht, dass Dienste der CDNs für die Kunden des ISPs nicht mehr erreichbar sind.

Curriculum Vitae

| | |
|-----------------|---|
| Name | Gerd Thomas Windisch |
| Geburtsdatum | 17.07.1984 |
| Geburtsort | Schlema |
| seit 04/2015 | IABG mbH Technischer Berater |
| 12/2008–03/2015 | Technische Universität Chemnitz Wissenschaftlicher Mitarbeiter Professur für Kommunikationsnetze |
| 10/2003–11/2008 | Technische Universität Chemnitz Diplomstudium Informations- und Kommunikationstechnik |