Technische Universität München
Lehrstuhl für Kommunikationsnetze

Ausfallsichere mehrschichtige Netze mit dynamischen Link-Ressourcen

Dipl.-Ing. Univ. Robert Prinz

Vollständiger Abdruck der von der Fakultät Elektrotechnik und Informationstechnik der Technischen Universität München zur Erlangung des akademischen Grades eines

Doktor-Ingenieurs (Dr.-Ing.)

genehmigten Dissertation.

Vorsitzender: Univ.-Prof. Dr.-Ing. Norbert Hanik
Prüfer der Dissertation:

1. Univ.-Prof. Dr.-Ing. Jörg Eberspächer
2. Univ.-Prof. Dr.-Ing. Hans-Joachim Grallert, Technische Universität Berlin

Die Dissertation wurde am 17.09.2009 bei der Technischen Universität München eingereicht und durch die Fakultät für Elektrotechnik und Informationstechnik am 04.03.2010 angenommen.

Für meine liebevolle Frau
und unsere beiden Kinder

Vorwort

Diese Arbeit ist das Ergebnis meiner Forschungstätigkeiten als wissenschaftlicher Mitarbeiter am Lehrstuhl für Kommunikationsnetze der Technischen Universität München.

Mein besonderer Dank gilt meinem Doktorvater, Herrn Prof. Dr.-Ing. Jörg Eberspächer. Als mein Betreuer gab er mir durch sein Engagement die Möglichkeit und den notwendigen Freiraum für die eigenständige Forschung am Lehrstuhl. Durch die gemeinsamen Gespräche und Diskussionen erhielt ich stets wertvolle Anregungen, die meine wissenschaftliche Forschungsarbeit in vielen Aspekten bereichert hat. Zudem ermöglichte er mir, durch vielseitige Tätigkeiten sowohl in Industrieprojekten als auch im Bereich der Lehre viele kostbare Erfahrungen für meinen beruflichen Werdegang zu sammeln.

Mein Dank gilt ebenfalls Herrn Prof. Dr.-Ing. Hans-Joachim Grallert für seine freundliche Bereitschaft, das Zweitgutachten in meinem Promotionsverfahren zu übernehmen.

Die Grundlagen für meine Forschungen basieren zu einem großen Teil auf Ergebnisse, die im Industrieprojekt *FLexible Optical Resilient Network Architecture* (FLORA) entstanden sind. Für die erfolgreiche Zusammenarbeit möchte ich meinen Dank vor allem meinen Projektpartnern Andreas Iselt und Achim Autenrieth aussprechen.

Bedanken möchte ich mich auch bei all meinen ehemaligen Kollegen am Lehrstuhl für die stets angenehme und freundschaftliche Arbeitsatmosphäre. Insbesondere danke ich Gerald Kunzmann für die hilfreichen kritischen Anmerkungen und wertvollen Ratschläge zu formalen Aspekten der schriftlichen Ausarbeitung. Des Weiteren bedanke ich mich bei Moritz Kiese für die vielfältige Unterstützung in wissenschaftlichen und programmiertechnischen Fragen sowie für den fruchtbaren Gedankenaustausch im Zusammenhang mit dieser Arbeit. Für den steten Fortgang meiner Arbeit sorgten auch die zahlreichen fachlichen Diskussionen mit Dominic Schupke, Claus Gruber und meinem langjährigen Bürokollegen Matthias Scheffel.

Zudem möchte ich an dieser Stelle meinen Dank an Herrn Dr. Martin Maier zum Ausdruck bringen, für die jederzeit schnelle und unkomplizierte Unterstützung bei administrativen Aufgaben.

Ganz besonders danke ich meiner Frau Natalie. Sie brachte mir stets viel Verständnis und Geduld entgegen und motivierte mich immer wieder zur Fortführung meiner Arbeit.

München, im September 2009 Robert Prinz

Kurzfassung

In der Arbeit wird das Geschäftsmodell des „Bandbreitenhändlers“ vorgestellt, welches durch die Einführung intelligenter Transportnetze ermöglicht wird. Dieser Händler, ein Netzbetreiber ohne eigene Transportleitungen, verbindet seine Standorte, indem er sich automatisiert Kanäle beim Transportnetzbetreiber nach Bedarf anmietet. Basierend auf einem funktionalen Kanalmietpreismodell liefert die Arbeit Beiträge für ein vorausschauendes, kostenminimales Mietverhalten zwischen zwei Standorten. Ein eigens entwickeltes Routing-Verfahren erreicht in vernetzten Systemen weitere Kosteneinsparungen, untermauert mit umfangreichen Simulationen und Optimierungen. Zudem werden Konzepte erarbeitet und verglichen, um Verbindungen selbst gegen mehrere Leitungsausfälle zu sichern. Die Untersuchungen zeigen, dass durch eine Interaktion zwischen den Netzschichten eine schnelle Reaktion im Fehlerfall bei geringem Ressourcenbedarf gewährleistet werden kann.

Abstract

This dissertation introduces a new business model, called the bandwidth distributor, which is enabled by the introduction of intelligent transport networks. The distributor, a network provider without any transport resources of its own, connects its locations by automatically leasing channels on demand from transport network operators. Based on a channel lease pricing model this thesis presents contributions to a foresighted, cost-minimizing channel leasing behavior between two network locations. By means of extensive simulations and optimizations we show that our specially developed routing mechanism achieves further cost savings in networked systems. In addition, we design and compare concepts to protect connections against even multiple transport span failures. The results of our investigations illustrate that a fast and resource efficient failure recovery can be guaranteed by a set of defined interactions between the network layers.

Inhaltsverzeichnis

1 Einführung **1**

1.1 Motivation der Arbeit . . . 1
1.2 Einordnung der Arbeit . . . 2
1.3 Beitrag der Arbeit . . . 3
1.4 Struktur der Arbeit . . . 4

2 Grundlagen und Stand der Wissenschaft **7**

2.1 Transportnetze . . . 7
2.2 Intelligente Transportnetze . . . 11
2.2.1 Architektur und Schnittstellen . . . 11
2.2.2 Funktionen und Fähigkeiten der Steuerungsebene . . . 13
2.3 Interaktionsmodelle für mehrschichtige Netze . . . 14
2.4 Routing und Traffic Engineering in mehrschichtigen Netzen . . . 15
2.4.1 Routing und Traffic Engineering beim Peer-Modell . . . 17
2.4.2 Routing und Traffic Engineering beim Overlay-Modell . . . 18
2.5 Wirtschaftliche Aspekte intelligenter Transportnetze . . . 20
2.5.1 Einsparpotentiale bei der Servicebereitstellung . . . 20
2.5.2 Neue Geschäftschancen . . . 22

3 Linksysteme mit dynamischer Ressourcenanpassung **25**

3.1 Modellierung eines dynamischen Linksystems . . . 25
3.1.1 Verkehrsmodellierung . . . 25
3.1.2 Knoten- und Linkmodellierung . . . 29
3.1.3 Kanalmietpreismodell . . . 34
3.2 Faktoren für die Linkdynamik . . . 36
3.3 Kostenoptimiertes Kanalmietverhalten . . . 37
3.3.1 Kanalmietverhalten mit optimierten Kanalhaltezeiten . . . 37
3.3.2 Kanalmietverhalten mit optimierten Abbauzuständen . . . 42
3.3.3 Kanalmietverhalten nach exakter Verkehrsvorhersage . . . 47
3.3.4 Vergleich der Verfahren . . . 48

3.4 Analyse des Kanalmietverhaltens mit optimierten Abbauzuständen . . . 52
3.4.1 Verbindungskosten und Linkdynamik 53
3.4.2 Einfluss der Verkehrsparameter 56
3.4.3 Robustheit gegenüber Verkehrsfehlschätzungen 59
3.4.4 Linksystem mit begrenzter Anzahl an Kanalschnittstellen 61
3.4.5 Linksystem mit mehreren Kanalklassen 62
3.4.6 Linksystem mit zwei Verkehrsklassen 65
3.5 Kanalmietverhalten bei verzögertem Kanalaufbau 67
3.5.1 Berechnung der Wartewahrscheinlichkeit für Verbindungen . . . 68
3.5.2 Berechnung der mittleren Wartezeit 71
3.5.3 Berechnungsergebnisse 72
3.6 Zusammenfassung 78

4 Overlay-Netze mit dynamischen Link-Ressourcen 79
4.1 Modellierung von Overlay-Netzen mit dynamischen Link-Ressourcen . 80
4.1.1 Verkehrsmodellierung 80
4.1.2 Knotenmodellierung 80
4.1.3 Kanalmietpreismodell 82
4.2 Routing in Overlay-Netzen mit dynamischen Link-Ressourcen 82
4.2.1 Routing mit reaktivem Kanalaufbau 84
4.2.2 Proaktiver Kanalaufbau 86
4.3 Simulationsbeschreibung 87
4.3.1 Aufbau des Simulators 87
4.3.2 Simulationsablauf 88
4.4 Simulationsergebnisse 89
4.4.1 Simulationsparameter 89
4.4.2 Genauigkeit der Simulationsergebnisse 90
4.4.3 Einfluss der Routing-Parameter 91
4.4.4 Proaktive Kanalaufbaustrategie bei verzögertem Kanalaufbau . . 95
4.4.5 Overlay-Knoten mit begrenzter Anzahl an Kanalschnittstellen . . 97
4.4.6 Einfluss der Netzgröße 100
4.4.7 Einfluss der Verkehrsmatrix 103
4.5 Kostenoptimale Vergleichsszenarien bei exakter Verkehrsvorhersage . . 104
4.5.1 Optimierungsmodell für ein kostenoptimales Netz mit statischen Link-Ressourcen bei exakter Verkehrsvorhersage 105
4.5.2 Optimierungsmodell für ein kostenoptimales Netz mit dynamischen Link-Ressourcen bei exakter Verkehrsvorhersage 107
4.5.3 Ergebnisse der Vergleichsszenarien 109
4.6 Zusammenfassung 113

5 Ausfallsicherheitsmechanismen für mehrschichtige Netze 115
5.1 Grundkonzepte von Ausfallsicherheitsmechanismen 115
5.1.1 Pfadschutzmechanismen 116
5.1.2 Pfadbasierte Wiederherstellungsmechanismen 119
5.2 Ausfallsicherheit in mehrschichtigen Netzen 120
5.2.1 Mehrschichtige Netze mit statischen Link-Ressourcen 121
5.2.2 Mehrschichtige Netze mit dynamischen Link-Ressourcen 123
5.3 Mehrschichtige Ausfallsicherheitskonzepte gegen Mehrfachfehler im Transportnetz 125
5.3.1 Doppelter Pfadschutz im Transportnetz 126
5.3.2 Pfadschutz im Transportnetz mit einer Wiederherstellung durch das Overlay-Netz bei Ausfällen von Link-Ressourcen 127
5.3.3 Pfadschutz im Transportnetz mit temporärem Pfadschutz im Overlay-Netz bei verwundbaren Link-Ressourcen 128
5.3.4 Pfadschutz mit Rekonfiguration im Overlay-Netz basierend auf SRLG-Informationen 129
5.3.5 Eigenschaften der Ausfallsicherheitskonzepte 131
5.4 Evaluation der Konzepte anhand der Kapazitätsanforderungen an das Transportnetz 133
5.4.1 Methode zur Evaluation der Kapazitätsanforderungen 133
5.4.2 Evaluationsparameter 142
5.4.3 Vergleich der Transportkapazitätsanforderungen 143
5.5 Zusammenfassung 145

6 Zusammenfassung 147

Abkürzungen und Symbole 151
Abkürzungen 151
Symbole 153

Abbildungsverzeichnis 157

Tabellenverzeichnis 161

Literaturverzeichnis 163

1 Einführung

1.1 Motivation der Arbeit

Seit mehreren Jahren kann bei der digitalen Telekommunikation ein nahezu exponentielles Wachstum des Datenverkehrs beobachtet werden. Dies begründet sich unter anderem durch die stetig wachsende Anzahl an Breitbandanschlüssen und das Aufkommen neuer Anwendungen für multimediale Dienste. Gleichzeitig fällt jedoch seit Jahren der Preis-pro-Bit für die Übertragung der Datenströme. Dafür verantwortlich ist der steigende Wettbewerb in der Telekommunikationsbranche und der technologische Fortschritt bei den Übertragungssystemen. Mit Hilfe von Wellenlängen- und Zeitmultiplexverfahren können heutzutage auf einer einzelnen Glasfaser Datenraten bis zu einigen Terabit pro Sekunde erreicht werden. Durch die Steigerung der Übertragungsbitraten bei den Netzkomponenten sinken für die Netzbetreiber die Investitionskosten je Übertragungsbitrate immer mehr.

Die starre Konfiguration traditioneller optischer Transportnetze erfordert jedoch bei der Einrichtung neuer (transparenter) Wellenlängenkanäle bisweilen manuelle Arbeitsschritte. Diese führen zum einen zu langen Einrichtungszeiten von meist mehreren Tagen, zum anderen sind sie für einen hohen Anteil der Betriebskosten der Netzbetreiber verantwortlich.

Mit der Einführung intelligenter optischer Netze wird der Betrieb der Netze zum großen Teil automatisiert, wodurch unter anderem der Aufbau neuer Wellenlängenkanäle auf wenige Sekunden oder gar Millisekunden verkürzt werden kann. Infolge der Automatisierung und den standardisierten Netzsteuerungsschnittstellen können die Netzbetreiber auf der einen Seite ihre Betriebskosten senken, auf der anderen Seite eröffnen sich aber auch für die Betreiber neue Geschäftsmöglichkeiten [AIK+05].

Eine dieser Geschäftsmöglichkeiten ist der sogenannte Bandbreitenhändler, der als Zwischenhändler zwischen dem Transportnetzbetreiber und den Kunden angesehen werden kann. Der Bandbreitenhändler ist dabei ein Netzbetreiber ohne eigene Transportinfrastruktur, der sich über standardisierte Schnittstellen je nach Bedarf die benötigten Übertragungsressourcen beim Transportnetzbetreiber anmietet. Die kurzen Einrichtungszeiten der Übertragungskanäle erlauben dem Bandbreitenhändler die Link-Ressourcen zwischen seinen Standorten dynamisch an die Schwankungen der Verkehrsströme anzupassen.

Eine Herausforderung ist dabei, das Mietverhalten der Transportressourcen zusammen mit dem Routing der Verbindungen im Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers

so zu bestimmen, dass die Verbindungsanfragen bedient und die Kosten für die Miete der Ressourcen minimiert werden. Eine weitere Fragestellung ist, welche Ausfallsicherheitsmechanismen in dieser mehrschichtigen Netzstruktur sinnvollerweise zum Einsatz kommen und wie dabei eine Zusammenarbeit der Mechanismen zwischen dem Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers und dem Transportnetz ermöglicht werden kann. Die vorliegende Arbeit widmet sich diesen Fragestellungen, entwickelt dafür Lösungsmöglichkeiten und liefert für diese ausführliche Untersuchungen.

1.2 Einordnung der Arbeit

Das Netz des Bandbreitenhändlers ist im Allgemeinen ein Overlay-Netz, in dem keine detaillierten Transportnetzinformationen über Zustand und Routing verfügbar sind. Dies liegt an der Tatsache, dass sich der Informationsaustausch zwischen den beteiligten Netzbetreibern nur auf das Nötigste beschränkt und die Betreiber alle weiterführenden Netzinformationen häufig als deren Betriebsgeheimnisse betrachten.

Die dynamische Anpassung der Ressourcen für die logischen Links erfolgt über entsprechende Schnittstellen zwischen den beiden Netzschichten, wobei der Bandbreitenhändler keinen direkten Einfluss auf die Wahl der zugehörigen Transportpfade hat. Das Beispiel von Abbildung 1.1 veranschaulicht die beiden Netzschichten und kennzeichnet farblich die Zuordnung der Transportpfade zu den Ressourcen der logischen Links.

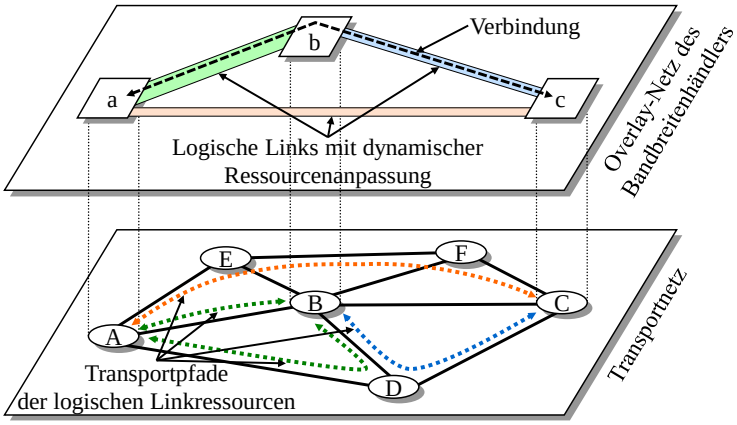


Abbildung 1.1: Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers und die Zuordnung der Transportpfade zu den Ressourcen der logischen Links

Der Fokus der Arbeit liegt auf den Aktivitäten im Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers. Dazu zählen die dynamische Link-Ressourcenanpassung und das Routing im Overlay-Netz. Bedingt durch die Overlay-Netzstruktur kann die Transportnetzschicht aus Sicht des Bandbreitenhändlers als eine Art *Black-Box* betrachtet werden, die über entsprechende Schnittstellen definierte Dienste bereitstellt. Das Routing der Transportpfade und die Dimensionierung des Transportnetzes bleibt dem Band-

breitenhändler verborgen und wird deswegen in dieser Arbeit auch nicht weiter untersucht. Hierfür gibt es in der Literatur eine Vielzahl von Forschungsarbeiten. Lediglich bei den Analysen für die mehrschichtigen Ausfallsicherheitsmechanismen wird das Routing der Transportpfade mit berücksichtigt, damit die Auswirkungen von Transportleitungsausfällen untersucht werden können.

Um nahezu allgemeingültige Aussagen treffen zu können, werden in der Arbeit so gut wie keine technologie- oder anwendungsspezifischen Eigenheiten berücksichtigt. Werden diese im konkreten Anwendungsfall nicht durch die allgemeinen Modellannahmen in dieser Arbeit abgedeckt, so sind Abweichungen von den Aussagen in dieser Arbeit möglich. Die beschriebene Vorgehensweise liefert jedoch Hinweise, wie auch in solchen Fällen gültige Aussagen gefunden werden können.

Abhängig von den Tarifen des Transportnetzbetreibers und der dynamischen Ressourcenanpassung entstehen für den Bandbreitenhändler Kosten für die Miete der Übertragungsressourcen. Durch ein geeignetes Verfahren zur automatisierten Anpassung der Link-Ressourcen in Verbindung mit dazu passenden Routing-Regeln wird in dieser Arbeit versucht, die Mietkosten auf ein Minimum zu reduzieren. Alle weiteren Kosten (Investitionskosten, Personalkosten, ...) des Bandbreitenhändlers bleiben im Wesentlichen davon unberührt und sind deswegen nicht Gegenstand dieser Arbeit.

1.3 Beitrag der Arbeit

Das Ziel dieser Arbeit ist es, einem Bandbreitenhändler ein Regelwerk bereitstellen zu können, welches ihm ermöglicht, ein kostengünstiges und ausfallsicheres Overlay-Netz mit dynamischen Link-Ressourcen zu betreiben. Infolge des Overlay-Konzepts hat der Transportnetzbetreiber nur wenige Optionen, um auf das Mietverhalten des Bandbreitenhändlers Einfluss zu nehmen. Ein wirkungsvolles Instrument dafür ist das Preismodell für die Miete der Transportressourcen. In dieser Arbeit wird ein einfaches, aber funktionales Mietpreismodell definiert, das sich aus einer einmaligen Gebühr für die Bereitstellung der Transportressource und einem Preis pro Mietzeit zusammensetzt. Dieses Preismodell ermöglicht dem Transportnetzbetreiber, Anreize für eine effiziente Nutzung der Transportressourcen zu schaffen und gleichzeitig indirekt die Häufigkeit der Ressourcenanpassungen durch den Bandbreitenhändler zu begrenzen.

Der Bandbreitenhändler ist bestrebt, die Mietkosten für die Transportressourcen gering zu halten und jegliche Verbindungsanfragen seiner Kunden zu bedienen. Da er jedoch das genaue Nutzungsverhalten seiner Kunden im Vorfeld nicht kennt, behilft er sich mit einer Abschätzung über die zu erwartende Verkehrsbelastung. Abgestimmt auf die Verkehrsabschätzung und das Mietpreismodell werden in dieser Arbeit zwei Verfahren für eine kostengünstige Anpassung der Link-Ressourcen entwickelt und mittels analytischer Methoden untersucht. Eines der beiden Verfahren liefert im Spezialfall mit einem einzigen Linksystem die minimalen mittleren Mietkosten für die benötigten Link-Ressourcen.

Im Allgemeinen setzt sich das Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers aus mehreren, zusammenhängenden Linksystemen zusammen. Durch ein geeignetes Routing der Verbindungen können die gemieteten Link-Ressourcen im Overlay-Netz effektiver genutzt werden, wodurch weitere Einsparungen bei den Mietkosten möglich sind. Dementsprechend wird in dieser Arbeit ein einfaches, dezentrales Routing-Verfahren entwickelt, das zusammen mit der Link-Ressourcenanpassung versucht, die Mietkosten so gering wie möglich zu halten. Die Qualität dieser Lösung wird durch einen Vergleich der simulierten, mittleren Mietkosten mit dem theoretischen Optimum bei einer exakten Verkehrsvorhersage verdeutlicht.

Der letzte Teil dieser Arbeit befasst sich mit Ausfallsicherheitskonzepten in mehrschichtigen Netzen, welche mit dem Overlay-Netzmodell vereinbar sind. Im Unterschied zu anderen Arbeiten werden hier Verfahren entwickelt und betrachtet, mit denen die Verbindungen im Overlay-Netz selbst gegen mehrere, gleichzeitig existente Transportleitungsausfälle gesichert werden können. Die vorgestellten Ausfallsicherheitsverfahren unterscheiden sich in der Regelung, welcher Netzbetreiber im aktuellen Netzzustand verantwortlich für die Sicherung der Verbindungen ist. Abhängig davon unterstützen die Verfahren unterschiedlich viele Ausfallsicherheitsklassen, mit denen der Bandbreitenhändler den Transportressourcenbedarf auf die Verfügbarkeitsanforderungen der Verbindungen abstimmen kann. Mit einer speziellen Evaluationsmethode, welche sich aus einer Kombination von Simulation und mehreren Optimierungsschritten zusammensetzt, wird der Ressourcenbedarf der verschiedenen Ausfallsicherheitsverfahren abgeschätzt und miteinander verglichen.

1.4 Struktur der Arbeit

Die weiteren Ausführungen dieser Arbeit unterteilen sich in fünf Kapitel. Das Kapitel 2 schafft die Grundlagen für die darauf folgenden Untersuchungen und zeigt den relevanten Stand der Wissenschaft. Dabei werden die Eigenschaften und Fähigkeiten intelligenter Transportnetze aufgezeigt, bestehende Routing- und Traffic Engineering-Mechanismen in mehrschichtigen Netzen beschrieben und wirtschaftliche Aspekte von intelligenten Transportnetzen betrachtet.

Aufbauend auf der Verkehrsmodellierung, der Knoten- und Linkmodellierung und dem Kanalmietpreismodell wird in Kapitel 3 das Kanalmietverhalten von einzelnen, nicht verbundenen Linksystemen mit dynamischer Ressourcenanpassung optimiert.

Durch die Overlay-Netzmodellierung in Kapitel 4 wird die Grundlage für die Vereinigung dieser Linksysteme zu einem Overlay-Netz geschaffen. Zusammen mit der Entwicklung geeigneter Routing-Mechanismen kann die Ressourcenanpassung der Linksysteme weiter verbessert werden.

Kapitel 5 befasst sich mit den Ausfallsicherheitsmechanismen für mehrschichtige Netze. Die Basis bilden Grundkonzepte von Ausfallsicherheitsmechanismen und Methoden für die Ausfallsicherheit in mehrschichtigen Netzen. Aufbauend darauf

werden verschiedene mehrschichtige Ausfallsicherheitskonzepte gegen Mehrfachfehler im Transportnetz entwickelt und miteinander verglichen.

Schließlich werden die wesentlichen Bestandteile und Ergebnisse dieser Dissertation in Kapitel 6 zusammengefasst. Mit Ausnahme der Zusammenfassung veranschaulicht Abbildung 1.2 den grundlegenden Aufbau dieser Arbeit.

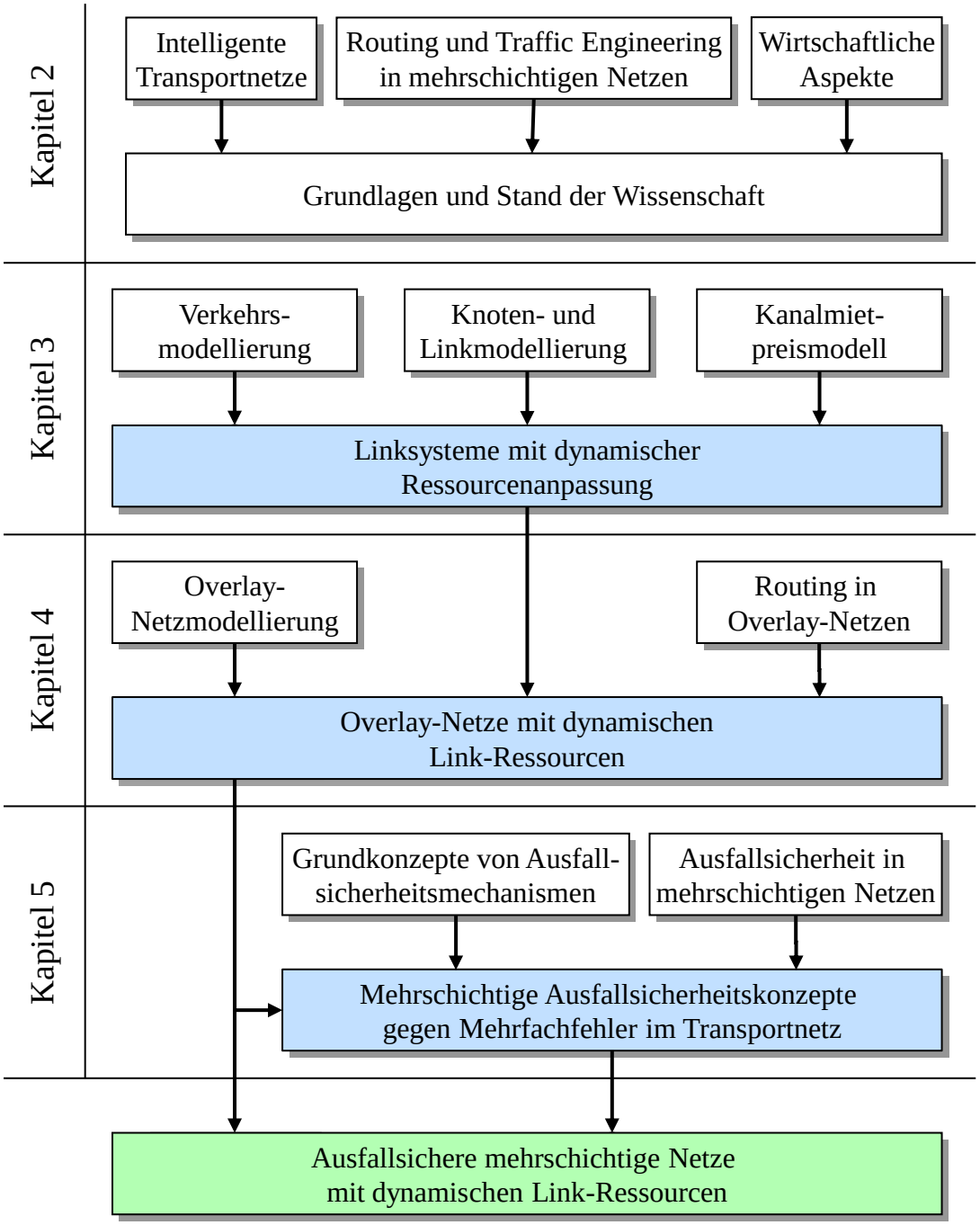


Abbildung 1.2: Übersicht über den Aufbau der Dissertation

2 Grundlagen und Stand der Wissenschaft

Dieses Kapitel beschreibt die technischen und wirtschaftlichen Aspekte, welche Grundlage für die folgenden Kapitel sind und gibt den dafür relevanten Stand der wissenschaftlichen Forschung wieder. Abschnitt 2.1 liefert eine kurze Übersicht über die Struktur und die wichtigsten Entwicklungsstufen heutiger Transportnetze. Im Abschnitt 2.2 liegt der Fokus auf intelligenten Transportnetzen. Diese erlauben eine Automatisierung in vielen Bereichen des Netzbetriebs durch die Einführung einer Steuerungsebene. Neben der Netzarchitektur und den Schnittstellen werden dabei die Funktionen und Fähigkeiten der Steuerungsebene näher beschrieben.

Im Anschluss daran zeigt Abschnitt 2.3 grundsätzliche Interaktionsmodelle für die Netzsteuerung bei mehrschichtigen Kommunikationsnetzen. Aufbauend darauf behandelt Abschnitt 2.4 für die beiden wichtigsten Interaktionsmodelle Routing- und Traffic-Engineering-Mechanismen aus der Literatur und vergleicht diese miteinander.

Der letzte Abschnitt 2.5 beschäftigt sich mit den wirtschaftlichen Aspekten im Zusammenhang mit der Automatisierung der Transportnetze. Dazu werden die Kostenvorteile durch die intelligente Netzsteuerung mit einer Wertkettenanalyse identifiziert und zusätzlich neue Geschäftschancen aufgezeigt. Dabei wird das Geschäftsmodell des Bandbreitenhändlers entwickelt, auf den die Ausführungen der folgenden Kapitel Bezug nehmen.

2.1 Transportnetze

Ein wichtiger Bestandteil der modernen Gesellschaft ist die digitale Telekommunikation. Sie ist heute nicht nur ein entscheidender Wirtschaftsfaktor sondern gewinnt auch im privaten Umfeld immer mehr an Bedeutung. Um die resultierenden enormen Datenmengen effizient übertragen zu können, aggregieren die Transportnetze die unterschiedlichen Verkehrsströme in mehreren Stufen und übertragen diese in der Regel über glasfasergebundene, photonische Netze. Die Folge ist, dass heutige Übertragungssysteme Datenraten bis zu einigen Terabit pro Sekunde (Tbit/s) auf einer einzelnen Glasfaser erreichen. Mit aktuell erhältlichen Produkten lassen sich Datenraten von bis zu $5{,}12$ Tbit/s über 1280 km auf einer Glasfaser realisieren. In der Forschung liegt der momentane Rekord sogar bei 32 Tbit/s über eine Distanz von 580 km (AT&T im Mai 2009).

Abbildung 2.1 zeigt eine in heutigen Transportnetzen weit verbreitete Multiplexhierarchie, wobei in den einzelnen Aggregationsstufen unterschiedliche Multiplexverfahren zum Einsatz kommen. In einer Trasse liegen oft mehrere Glasfaserkabel, welche wiederum mehrere Glasfasern enthalten. Die parallele Nutzung der Glasfasern bezeichnet man als Raummultiplex, *Space Division Multiplexing* (SDM), und repräsentiert die unterste Aggregationsstufe. In der nächsten Stufe können durch ein Wellenlängenmultiplex, *Wavelength Division Multiplexing* (WDM) auf einer Faser gleichzeitig mehrere optische Signale in getrennten Frequenzbereichen (Wellenlängenkanäle) übertragen werden. Die beiden genannten Aggregationsstufen werden in [G.872] durch die *International Telecommunication Union* (ITU) standardisiert und bilden das sogenannte optische Transportnetz, *Optical Transport Network* (OTN). Der Datentransport erfolgt über Wellenlängenkanäle mit Übertragungsraten von 2,5 Gbit/s, 10 Gbit/s, 40 Gbit/s und zukünftig sogar mit 120 Gbit/s.

In den folgenden Stufen werden die Signale elektrisch verarbeitet. Beim Zeitmultiplex, *Time Division Multiplexing* (TDM), werden den einzelnen Signalen verschiedene Zeitschlitze zugeteilt, welche zeitlich verschachtelt übertragen werden. Die Zeitschlitze werden dabei entweder synchron (*Synchronous Digital Hierarchy* (SDH)), plesiochron (*Plesiochronous Digital Hierarchy* (PDH)) oder asynchron (*Asynchronous Transfer Mode* (ATM)) verarbeitet.

In heutigen Datennetzen, die fast ausschließlich das *Internet Protocol* (IP) nutzen, basiert die letzte Aggregationsstufe auf statistischem Multiplexen, *Statistical Multiplexing* (SM). Dabei werden Datenpakete unterschiedlicher Größe mit Hilfe von Pufferspeichern in den Routern der Reihe nach verarbeitet und hintereinander über das gemeinsame Medium (zum Beispiel Ethernet) übertragen. In Zukunft sollen die elektrischen Zeitmultiplexstufen in Datennetzen entfallen und durch ein spezielles Ethernet für Kernnetze, *Carrier-Grade-Ethernet*, ersetzt werden [KGRB06]. Dafür sind Erweiterungen am Ethernet-Protokoll notwendig, um die fehlenden Funktionen der Zeitmultiplex-Protokolle für Überwachung, Wartung und Gewährleistung der Dienstgüte, *Quality of Service* (QoS), nachzubilden.

Abbildung 2.2 zeigt den Wandel der Knotenarchitektur durch die Weiterentwicklungen der optischen Signalverarbeitung in den letzten Jahren. In der links abgebildeten Knotenarchitektur werden alle Wellenlängenkanäle in einem Knoten terminiert und die Datenströme durch einen elektrischen Kreuzverteiler, *Electronic Cross Connect* (EXC), vermittelt. Dabei werden optische Signale, selbst wenn deren Datenströme den Knoten nur passieren, zuerst in elektrische und anschließend wieder in optische Signale gewandelt (*Optical-to-Electrical-to-Optical* (OEO)-Wandlung). Solch ein Knoten ist für optische Signale „undurchsichtig“ (*opaque*) und hat den Vorteil, dass die Vermittlung der Datenströme sehr flexibel ist und in feinen Bitratengranularitäten erfolgen kann. Dies erfordert jedoch einen leistungsstarken EXC und viele Transponder, wodurch gerade bei höheren Übertragungsraten die Investitionskosten, *CAPital EXpenditure* (CAPEX), erheblich ansteigen.

Unter anderem durch die Entwicklung optischer Signalverstärker kann nun in vielen Fällen auf eine OEO-Wandlung verzichtet werden, wodurch Transitknoten für die

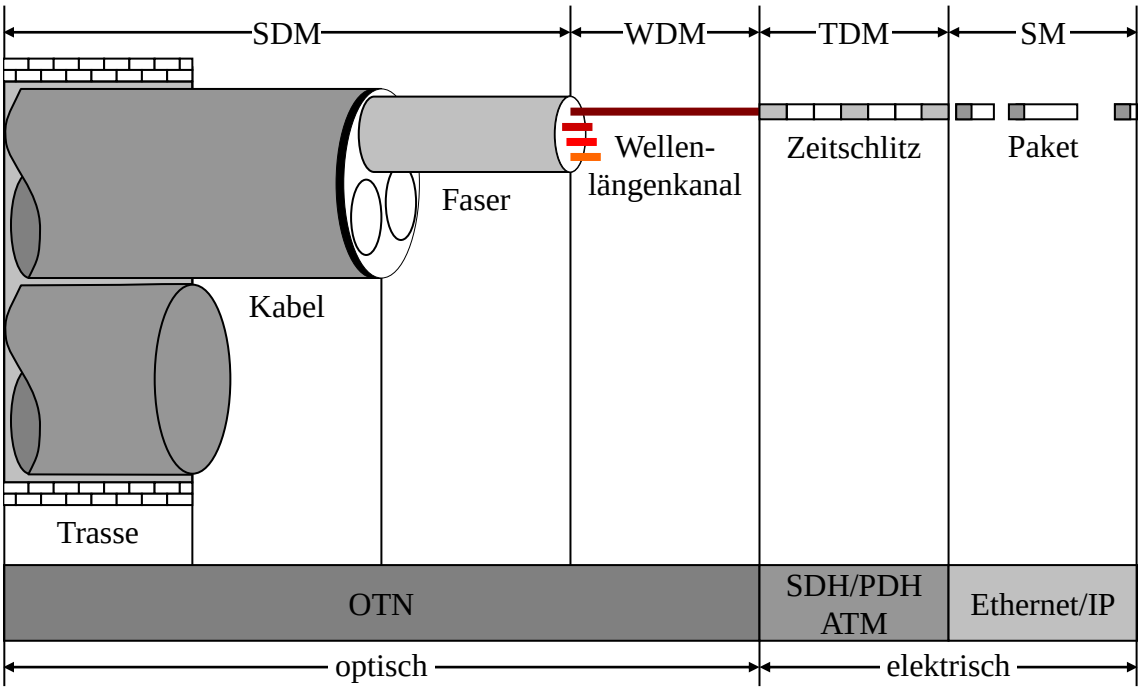


Abbildung 2.1: Multiplexhierarchie in heutigen Transportnetzen

optischen Signale „transparent“ (*transparent*) werden. Dadurch ist die Topologie für das elektrisch vermittelte Netz, auch logisches Netz genannt, nicht mehr zwangsweise gleich der optischen Netztopologie, wodurch das logische Netz besser an die Verkehrsströme und die verwendete Technologie (zum Beispiel SDH-Ringe) angepasst werden kann.

Um die transparenten Wellenlängenkanäle zu vermitteln und damit die Anschaffungskosten für Transponder und EXC zu verringern, können die Wellenlängenkanäle manuell über Rangierverteiler geschaltet werden (Abbildung 2.2 (b)). Dabei erfordern jedoch jegliche Änderungen an der logischen Netztopologie manuelle, fehleranfällige Arbeitsschritte in den jeweiligen Transitknoten. Dies führt mitunter dazu, dass die Einrichtung neuer Wellenlängenpfade in solchen Netzen teils mehrere Stunden bis Tage in Anspruch nimmt und dies zudem relativ hohe Betriebskosten, *OPerational EXpenditure* (OPEX), verursacht **[AIK+05]**.

Durch die Entwicklung einer elektrisch steuerbaren, optischen Vermittlung kann das Patchpanel durch rekonfigurierbare optische Add-Drop Multiplexer, *Reconfigurable Optical Add-Drop Multiplexer* (ROADM), oder durch einen optischen Kreuzverteiler, *Optical Cross Connect* (OXC), ersetzt werden. Damit können Wellenlängenpfade ohne manuellen Eingriff an den jeweiligen Knoten über das Netzmanagementsystem, *Network Management System* (NMS), aus der Ferne geschaltet werden. Dies verringert die Betriebskosten und erhöht die Flexibilität optischer Transportnetze [MME+09]. Leistungsfähige Router mit 10-*Gigabit-Ethernet* (GbE) [802.3ae] beziehungsweise 100-GbE-Schnittstellen [802.3ba], standardisiert durch das *Institute of Electrical and Electronics Engineers* (IEEE), machen zudem einen EXC obsolet, wie in Abbildung 2.2 (c) dargestellt.

Die Schnittstellen der Netzelemente zu den Netzmanagementsystemen sind in der Regel herstellerspezifisch und somit nicht kompatibel zu Produkten anderer Hersteller. Dies führt dazu, dass Transportnetzbetreiber im Allgemeinen mehrere Managementsysteme nebeneinander verwalten müssen, wodurch die Konfiguration der Netzelemente erschwert und fehleranfällig wird. Um neue Wellenlängenkanäle im Netz zu installieren, müssen zudem die zugehörigen Pfade durch das optische Netz sehr häufig offline berechnet und anschließend manuell über die Netzmanagementsysteme eingerichtet werden.

Transportnetze der nächsten Generation haben dagegen eine intelligente Netzsteuerung mit standardisierten Schnittstellen. Mit Hilfe der Netzsteuerung werden die Konfiguration der Netzelemente und das Routing der Transportpfade automatisiert, wodurch die Flexibilität und die Sicherheit der intelligenten Transportnetze weiter erhöht werden kann. In [Zik08] nennt der Autor anhand eines Beispiels, dass durch die Einführung einer aktuellen intelligenten Netzsteuerung ein großer globaler Netzbetreiber das Netzmanagementpersonal um 44% reduzieren und dabei die durchschnittliche Servicebereitstellung von einigen Wochen auf wenige Minuten senken konnte. In zukünftigen intelligenten Transportnetzen sollen selbst hochbitratige Wellenlängenpfade im Subsekundenbereich automatisch geschaltet werden können.

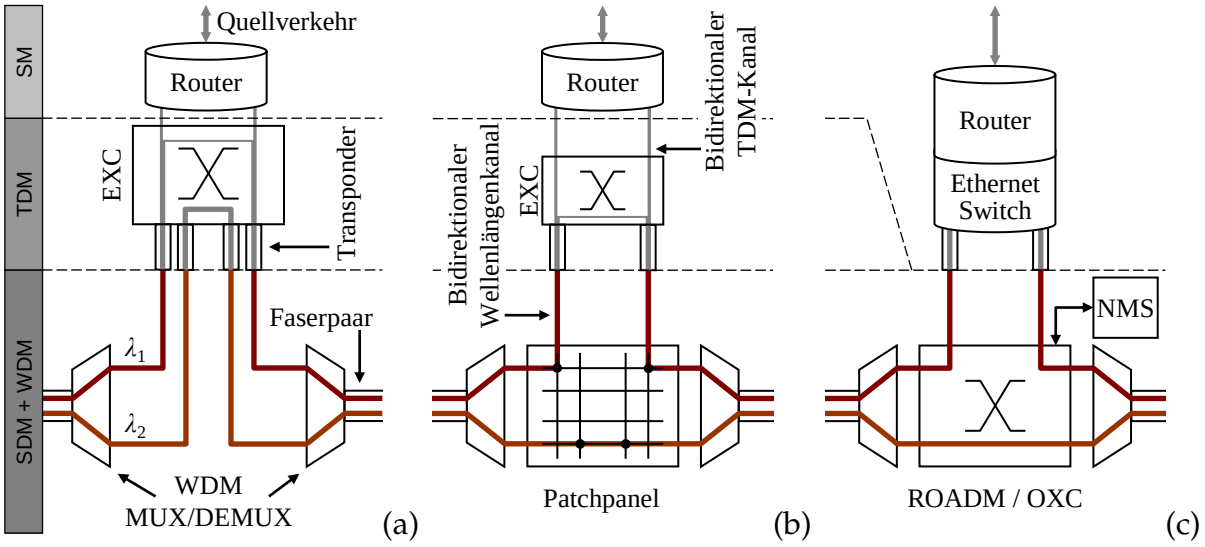


Abbildung 2.2: Vereinfachte Knotenarchitekturen in Transportnetzen mit (a) einer OEO-Wandlung bei Transitwellenlängenkanälen, (b) mit statischen, transparenten Wellenlängenkanälen, (c) mit flexibel rekonfigurierbaren, transparenten Wellenlängenkanälen

2.2 Intelligente Transportnetze

Mit *Automatic Switched Transport Network*s (ASTNs) führt die ITU in [G.807] ein Rahmenwerk für intelligente Transportnetze ein. *Automatic Switched Optical Network* (ASON) wird speziell für optische Transportnetze von der ITU in [G.8080] standardisiert. ASTN und ASON definieren eine protokollunabhängige Netzsteuerungsarchitektur. Das Transportnetz kann dabei in administrative Domains unterteilt werden, welche sich zum Beispiel infolge unterschiedlicher Netzbetreiber ergeben. Jede Domain kann wiederum in mehrere Routing-Bereiche, *Routing Areas*, aufgeteilt werden, um beispielsweise geographische Regionen abzubilden oder um verschiedene Netzelementtypen zu gruppieren. Mit Hilfe von Clients können die Kunden der Transportnetzbetreiber Verbindungen mit den gewünschten Datenraten und Dienstgüteparametern automatisiert zu anderen Clients herstellen. Um die Signalisierung zwischen Client und Netz sowie zwischen den Domains beziehungsweise den einzelnen Netzsteuerungseinheiten zu gewährleisten, sind für ASON/ASTN entsprechende Schnittstellen definiert.

2.2.1 Architektur und Schnittstellen

Die ASON/ASTN-Architektur unterteilt sich in eine Transportebene (*transport plane*), einer Steuerungsebene (*control plane*) und einer Managementebene (*management plane*). Abbildung 2.3 zeigt die Aufteilung der unterschiedlichen Netzelemente in die drei Ebenen am Beispiel von ASON. Die Managementebene setzt sich aus den Netzmanagementsystemen (NMS) zusammen und erlaubt dem Netzbetreiber die Überwachung und die manuelle Konfiguration seiner Netzdomain. Hierfür besitzt ein NMS zwei unterschiedliche Arten von Schnittstellen, *Network Management Interface*s (NMIs): das NMI-T für die Transportebene und das NMI-A für die ASON-Steuerungsebene.

Die Transportebene ist für die Übertragung der Nutzdaten zuständig, jedoch können auch Steuerungs- und Managementnachrichten über diese weitergeleitet werden. Die Intelligenz der Transportnetze wird durch die Steuerungsebene realisiert. Diese ist zuständig für die Verbindungsannahme, Verbindungssteuerung und der automatisierten Konfiguration der Transportnetzelemente.

Ein ASON-Knoten enthält im Allgemeinen einen OXC, der über eine Verbindungssteuerungseinheit, *Optical Connection Controller* (OCC), konfiguriert wird. Der OCC ist Teil der Steuerungsebene und kann neben dem NMI-A vier verschiedene Arten an Schnittstellen haben:

1. Über das *User Network Interface* (UNI) kann der Client Transportverbindungen über die zugehörige physikalische Schnittstelle, *Physical Interface* (PI), anfordern und bei bestehenden Verbindungen die Attribute ändern, den Verbindungsstatus überprüfen oder einen Verbindungsabbau initiieren. Ein Protokoll für diese Schnittstelle wird vom *Optical Internetworking Forum* (OIF) in [OIF-UNI] standardisiert.

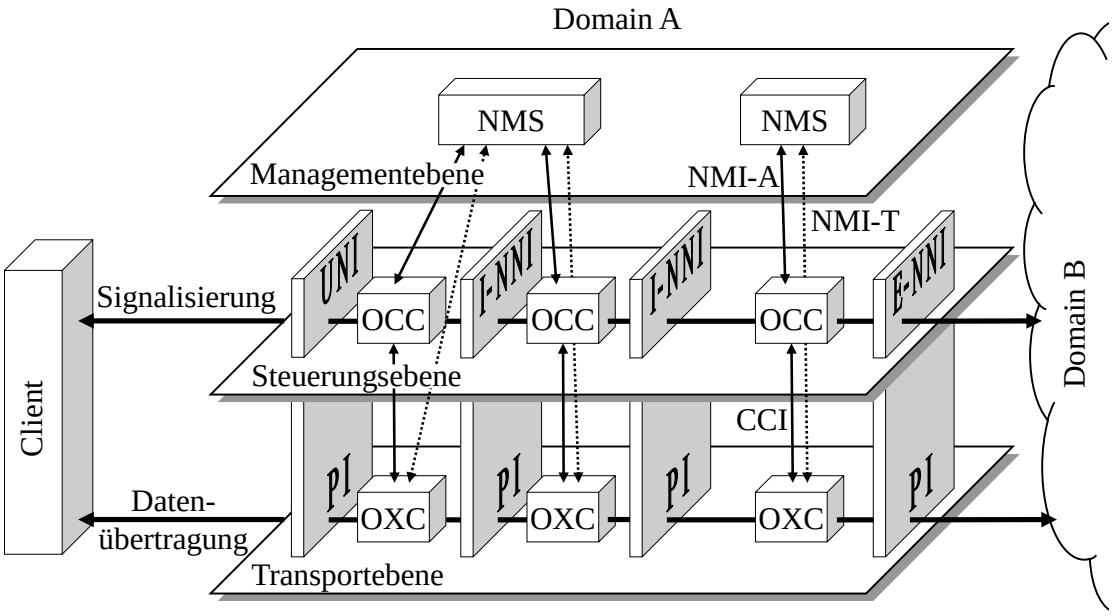


Abbildung 2.3: Netzarchitektur von intelligenten Transportnetzen am Beispiel von ASON

2. Die Schnittstelle zwischen benachbarten Steuereinheiten (OCC) innerhalb einer Domain ist das *Internal Network-Network Interface* (I-NNI). Diese Schnittstelle ist zuständig für die Signalisierung und das Routing innerhalb dieser Domain. Ein bekannter Vertreter ist dabei die Protokollfamilie *Generalized Multi-Protocol Label Switching* (GMPLS), standardisiert von der *Common Control And Measurement Plane* (CCAMP) Arbeitsgruppe der *Internet Engineering Task Force* (IETF) in [RFC3945]. GMPLS basiert auf IP und ist eine Weiterentwicklung von *Multi-Protocol Label Switching* (MPLS), um eine verbindungsorientierte Steuerung für verschiedene Multiplexverfahren zu ermöglichen. Während MPLS nur für unidirektionale Verkehrsströme in paketvermittelten Netzen (IP-Netze) entwickelt wurde, erlaubt GMPLS ebenfalls die Steuerung uni- und bidirektionaler Verbindungen bei Zeitmultiplex- (TDM), Wellenlängenmultiplex- (WDM) und Raummultiplexverfahren (SDM).

3. Das *External Network-Network Interface* (E-NNI) ist die Schnittstelle zwischen Domains unterschiedlicher Transportnetzbetreiber und ist dem UNI sehr ähnlich. Zusätzlich enthält diese Schnittstelle einige Routing-Funktionen für den Austausch von Erreichbarkeitsinformationen zwischen den unterschiedlichen Domains. In [OIF-E-NNI] wird für diese Schnittstelle ebenfalls ein Protokoll vom OIF standardisiert.

4. Die Schnittstelle zum Transportnetzelement ist das *Connection Controller Interface* (CCI). Das Protokoll für diese Schnittstelle muss zwei grundlegende Funktionen unterstützen: Das Schalten und Entfernen von Verbindungen im OXC sowie die Abfrage über den Zustand der physikalischen Schnittstellen. Hierfür schlägt die ITU das *General Switch Management Protocol* (GSMP) vor, welches in [RFC3604] für optische Transportnetzelemente erweitert wird.

2.2.2 Funktionen und Fähigkeiten der Steuerungsebene

Wie bereits erwähnt, befähigt die Steuerungsebene die Clients über das UNI Verbindungen automatisch aufzubauen, zu konfigurieren und abzubauen. Eine Verbindungszugangssteuerung, *Call Admission Control* (CAC), regelt dabei den Zugang zum Transportnetz, um die geforderten Dienstgüteparameter der Verbindungen einhalten zu können. Damit der Steuerungsebene das Routing der Verbindungen ermöglicht wird, werden Informationen über die Erreichbarkeit der Clients, der Netztopologie und des aktuellen Netzzustands durch eine entsprechende Signalisierung im Netz verbreitet. Eine weitere Aufgabe der Steuerungsebene ist die automatische Erkennung von Topologieänderungen und die damit verbundene Konfiguration der betroffenen (neuen) Netzelemente.

Die Bereitstellung dynamischer Verbindungen erweitert das Transportnetz um zusätzliche Fähigkeiten:

- Anpassung von Routing und Wellenlängenzuweisung der Transportverbindungen an den aktuellen Netzzustand durch *Traffic Engineering*-Funktionen
- Einführung neuer Dienste wie *Bandwidth on Demand* (BoD) [Ber06] und *Layer 1 Virtual Private Network* (L1VPN) [RFC4847]
- Dynamische Anpassung der logischen Topologie und der Übertragungsrate für höhere Netzschichten
- Möglichkeit des parallelen Einsatzes unterschiedlicher Ausfallsicherheitsmechanismen

ASON unterstützt drei verschiedene Verbindungsarten. Bei einer permanenten Verbindung (*permanent connection*) ist die Managementebene für die Einrichtung, die Erhaltung und den Abbau der Verbindung zuständig. Die Managementebene ist damit Besitzer dieser Verbindung ähnlich wie in traditionellen Transportnetzen ohne Steuerungsebene. Eine geschaltete Verbindung (*switched connection*) fordert der Client über das UNI an, wodurch die Steuerungsebene diese einrichtet und verwaltet. Besitzer der Verbindung ist hier die Steuerungsebene, wobei der Client über das UNI den Verbindungsaufbau, eventuelle Parameteränderungen und den Verbindungsabbau steuert.

Eine hybride Verbindungsart ist die sogenannte *soft permanent connection*. Dabei werden die Verbindungsabschnitte zwischen den Clients und dem Netz wie bei einer permanenten Verbindung durch das NMS verwaltet. Im Transportnetz wird diese jedoch wie eine geschaltete Verbindung behandelt, wodurch die Steuerungsebene für den Verbindungsabschnitt innerhalb des Transportnetzes verantwortlich ist.

Die wichtigsten Funktionen der Steuerungsebene übernehmen in der Regel die Protokolle der Protokollfamilie GMPLS. Für die Verwendung in ASON nennt [RFC4139] entsprechende Erweiterungen. Mit dem *Link Management Protocol* (LMP), [RFC4204], werden die optischen Links bei GMPLS automatisch konfiguriert und überwacht. Dabei beinhaltet es auch eine Fehlerlokalisation und unterstützt damit die Steuereinheiten (OCC) bei der Fehlerbehebung unterbrochener Verbindungen.

Eigens für GMPLS werden in [RFC4203] beziehungsweise [RFC4205] die Routing-Protokolle *Open Shortest Path First* (OSPF) und *Intermediate System to Intermediate System* (IS-IS) erweitert, wodurch auch der Einsatz von *Traffic Engineering*-Funktionen möglich wird. Für die Signalisierung der Transportpfade dienen das *ConstRaint-based Label Distribution Protocol* (CR-LDP) oder das *Resource reSerVation Protocol* (RSVP), welche ebenfalls für diesen Zweck in [RFC3472] beziehungsweise [RFC3473] für GMPLS erweitert werden.

2.3 Interaktionsmodelle für mehrschichtige Netze

Kommunikationsnetze können im Allgemeinen in verschiedene Schichten unterteilt werden. Eine bekannte Aufteilung ist dabei das ISO-OSI-Schichtenmodell [Zim80], welches die digitale Kommunikation in sieben Schichten unterteilt und jeder Schicht spezifische Aufgaben zuweist. Während vier Schichten (Bitübertragung, Sicherung, Vermittlung und Transport) für den Transport der Daten zuständig sind, sind die restlichen drei Schichten (Sitzung, Darstellung und Anwendung) anwendungsspezifisch. Vorteil dieser Schichtung ist, dass Protokolländerungen in einer Schicht theoretisch keine Auswirkungen auf die anderen Schichten haben und somit die Protokolle unabhängig voneinander entwickelt werden können.

Zwar orientieren sich reale Kommunikationsnetze an diesem Schichtenmodell, dennoch ist die strikte Trennung der Aufgaben und die Unabhängigkeit der Schichten nicht immer gegeben. Viele der Transportaufgaben finden sich in mehreren Aggregationsstufen beziehungsweise Schichten wieder, wie zum Beispiel Routing- oder Ausfallsicherheitsmechanismen in der optischen und in der elektrischen Transportschicht. Für die jeweiligen Schichten existieren meist mehrere Protokolle für die Steuerung und das Management der Verkehrsströme innerhalb einer Schicht. Mit der Protokollfamilie GMPLS kann die Steuerung der Transportschichten vereinheitlicht werden, da diese die häufigsten Protokolle und Multiplexverfahren unterstützt.

Für die Interaktion zur Steuerung der einzelnen Schichten gibt es grundsätzlich zwei unterschiedliche Ansätze. Abbildung 2.4 veranschaulicht dies an einem Beispiel mit zwei Schichten.

Haben Client- und Transportschicht eine gemeinsame Netzsteuerung, handelt es sich um das sogenannte Peer-Modell. Durch die Informationen aus beiden Schichten kann hier die gemeinsame Netzsteuerung die verschiedenen Ressourcen in den einzelnen Schichten effektiv nutzen und den Betrieb der Netze vereinfachen. Gehören jedoch die einzelnen Schichten unterschiedlichen Netzbetreibern oder Verwaltungseinheiten an, ist eine gemeinsame Netzsteuerung eher unerwünscht.

Beim Overlay-Modell haben die Schichten dagegen jeweils voneinander unabhängige Netzsteuerungen. Um die Trennung der Schichten hervorzuheben, werden diese gern auch Transportnetz und Overlay-Netz genannt. Die Transportnetzsteuerung stellt mit dem UNI der Client-Netzsteuerung eine Schnittstelle bereit, womit diese

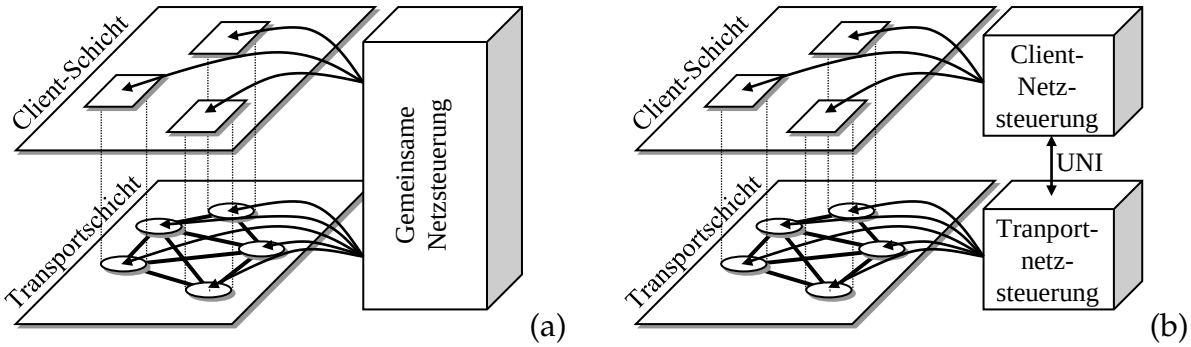


Abbildung 2.4: Unterschiedliche Interaktionsmodelle bei mehrschichtigen Netzen: (a) Peer-Modell, (b) Overlay-Modell

neue Ressourcen für den logischen Link, im Folgenden Link-Ressourcen genannt, anfordern kann. Der Informationsaustausch zwischen den Netzen wird dabei auf ein Minimum beschränkt, wodurch der Client-Netzsteuerung Informationen über Routing und Ressourcenbelegung im Transportnetz verborgen bleiben. Zwar können bei diesem Interaktionsmodell die Netzressourcen weniger effektiv genutzt werden, jedoch können sich dadurch die einzelnen Netze unabhängig voneinander entwickeln. Zudem kann der Transportnetzbetreiber damit seine Dienste verschiedenen Overlay-Netzbetreibern anbieten beziehungsweise der Overlay-Netzbetreiber Link-Ressourcen unterschiedlicher Transportnetzbetreiber vereinen.

Eine hybrides Interaktionsmodell stellt das erweiterte Overlay-Modell (*augmented model*) dar. Durch einen Zugriff auf zusammengefasste Transportnetzinformationen über Routing, Adressierung und Topologie kann die Client-Netzsteuerung die Transportnetzressourcen effektiver nutzen, ohne ihre Eigenständigkeit dadurch aufgeben zu müssen.

2.4 Routing und Traffic Engineering in mehrschichtigen Netzen

Sind in den unterschiedlichen Aggregationsstufen beziehungsweise Netzschichten Routing-Mechanismen implementiert, erweitert dies die möglichen Übertragungswege der einzelnen Verkehrsströme. Abbildung 2.5 veranschaulicht dies an einem Beispiel mit zwei Netzschichten. Durch das Routing der Transportpfade wird die Topologie der logischen Schicht festgelegt. Das Routing der Verbindungen legt fest, über welche logischen Links diese verlaufen. Dabei können Verbindungen entweder einen direkten logischen Link nutzen (Verbindung a-c und Verbindung b-c) oder über zusätzliche logische Transitknoten verlaufen (Verbindung a-b-c). Die Verbindungen mit unterschiedlichen Quell- und Zielknoten können dabei auf den jeweiligen logischen Links aggregiert übertragen werden. Dies bezeichnet man als *grooming*. Im Beispiel von Abbildung 2.5 teilen sich Verbindung a-b-c und Verbindung b-c

die Link-Ressourcen auf dem logischen Link b-c. Durch ein geeignetes *grooming* kann die Auslastung der logischen Links erhöht werden, wodurch in der Regel Transportnetzressourcen eingespart werden können.

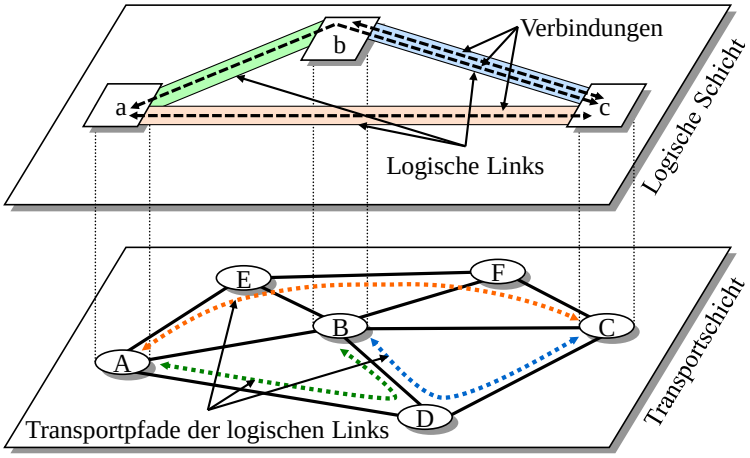


Abbildung 2.5: Routing-Möglichkeiten in mehrschichtigen Netzen

Bei Netzen mit einer festgelegten, statischen Verkehrsmatrix kann mit entsprechendem Rechenaufwand das Routing der Verbindungen und Transportpfade so optimiert werden, dass beispielsweise die Anschaffungskosten für die benötigten Transportkomponenten minimal sind. Die Optimierungen in **[SPG+06]** oder [OW04] berücksichtigen dabei zusätzliche Randbedingungen, abgeleitet von der verwendeten Technologie und den gewählten Ausfallsicherheitsmechanismen. Solche Randbedingungen sind zum Beispiel:

- Transponder mit unterschiedlichen Übertragungsraten und Kosten
- Begrenzte Reichweite der transparenten optischen Transportpfade
- Maximale Anzahl an Wellenlängenkanälen auf einer Faser
- Bestückungslimitierungen der Knoten-Hardware
- Physikalisch disjunktes Routing von Schutzpfaden

Bedingt durch den technologischen Wandel und durch den stetig wachsenden Wettbewerb zwischen den Netzbetreibern, versuchen diese Überkapazitäten in den Transportnetzen mit Hilfe von flexiblen, optischen Netzen zu verringern. Die Einführung intelligenter Transportnetze ermöglicht den Betreibern automatisch auf Verkehrsschwankungen zu reagieren, welche unter anderem durch das Aufkommen neuer, multimedialer Dienste verstärkt werden. Abhängig vom Interaktionsmodell finden sich in der Literatur unterschiedliche Routing-Verfahren, welche in mehrschichtigen Netzen mit dynamischem Verkehr eine effiziente Ressourcenbelegung erzielen sollen.

2.4.1 Routing und Traffic Engineering beim Peer-Modell

Beim Peer-Modell hat die gemeinsame Netzsteuerung (zumeist realisiert mit GMPLS) Statusinformationen über die Verkehrsströme und die Netzelemente der verschiedenen Schichten innerhalb einer Netzdomain. Dadurch ist es theoretisch möglich, die Wege der Verkehrsströme, über alle Schichten hinweg, zu optimieren. Während in Systemen mit Leitungsvermittlung (WDM/TDM) versucht wird, das *grooming* der Verbindungen zu optimieren, ist oft in paketvermittelten Systemen das Ziel, die Last im Netz gleichmäßig zu verteilen, um Überlastungen und Blockierungen auf ein Minimum zu reduzieren [VBA+05]. Wie diese Ziele in dynamischen, mehrschichtigen Netzen mit einer gemeinsamen Netzsteuerung erreicht werden können, ist Gegenstand der aktuellen Forschung.

Die (mehrschichtige) Pfadberechnung basiert typischerweise auf einem Kürzeste-Wege-Algorithmus in einem gewichteten Graphen. Der Graph spiegelt dabei die mehrschichtige Netztopologie wieder, wobei die Kantengewichte von der Auslastung der Netzelemente und den Verkehrsparametern abhängen können. Bei *Constrained Shortest Path First* (CSPF) können zusätzlich vor der Berechnung Kanten aus dem Graphen entfernt werden, um gezielt einzelne Netzelemente auszuschließen [ISS03]. Gerade im Zusammenhang mit Ausfallsicherheitsmechanismen gibt es auch die Möglichkeit mehrere, verschiedene Routing-Graphen parallel zu verwalten **[SGSP06]**. Welcher Graph für die Pfadberechnung verwendet wird, ist dabei abhängig vom Netzzustand.

Einen der ersten Ansätze für ein integriertes Routing in IP/WDM-Netzen verfolgen die Autoren von [KL01]. Deren Algorithmus versucht Pfade für neue Verbindungsanfragen mit konstanter Bitrate so zu berechnen, dass die minimale, verfügbare Übertragungskapazität aller Knotenpaare maximiert wird (Maximum Open Capacity Routing). Dazu werden zuerst die kritischen Kanten mittels Minimalschnitten identifiziert und entsprechend hoch gewichtet, bevor der kürzeste Pfad durch den Graphen bestimmt wird. Gegenüber einem integrierten Routing mit minimaler Kantenanzahl im Routing-Graphen kann durch den obigen Algorithmus die Blockierungswahrscheinlichkeit verringert werden.

Die Autoren von [CMP+03] nutzen dagegen drei unterschiedliche Gewichte in deren Routing-Graph. Ein Gewicht wird für die ungenutzten optischen Links verwendet. Durch ein weiteres Gewicht für die aktiven optischen Links werden die Kosten der entsprechenden logischen Links mit verfügbarer Kapazität bestimmt. Ein drittes Gewicht ist für die Nutzung von Transitknoten in der logischen Schicht definiert, wodurch unnötige OEO-Wandlungen vermieden werden sollen. Der kürzeste (günstigste) Pfad bestimmt das Routing der jeweiligen Verbindungsanfragen. Durch Variation der Gewichtungen bestimmen die Autoren von [CMP+03] mit Hilfe von Simulationen das optimale Verhältnis der Gewichte und reduzieren damit ebenfalls die Auslastungen der Links und die Blockierungswahrscheinlichkeit der Verbindungsanfragen.

In [ZHLL04] vergleichen die Autoren ihr Verfahren mit den beiden zuletzt genannten Ansätzen. Für das Routing nutzt dieses Verfahren ein hierarchisches Netzmodell,

das auf dem *Blocking-Island-Graph*-Modell basiert. Durch dieses Netzmodell kann der Algorithmus sehr schnell entscheiden, ob eine Verbindungsanfrage geroutet werden kann oder nicht. Für das Routing verwendet das Verfahren verschiedene Gewichte für ungenutzte optische Links und logische Links mit verfügbarer Kapazität. Der Algorithmus berechnet mit diesen Gewichten für die Verbindungsanfrage die K kürzesten Pfade und berechnet für jeden dieser Pfade einen Kostenwert, der die resultierenden Veränderungen im hierarchischen Netzmodell angibt. Der kürzeste Pfad mit den geringsten Kosten bestimmt das Routing der angefragten Verbindung. Der simulative Vergleich der Verfahren in [ZHLL04] zeigt, dass dieses Verfahren in den untersuchten Szenarien stets die geringste Blockierungswahrscheinlichkeit aufweist.

Der Routing-Algorithmus aus [RFTC05] versucht durch eine einfache Gewichtung der optischen und der logischen Links die Route für eine Verbindungsanfrage so zu bestimmen, dass diese trotz Grooming so gut wie möglich keine Schleifen in der optischen Schicht aufweist (*Min-Phys-Hop*-Routing). Diesen Ansatz vergleichen die Autoren mit einem Verfahren, das unterschiedliche Gewichte für ungenutzte optische Links und logische Links mit verfügbarer Kapazität nutzt, ähnlich den Ansätzen in [CMP+03] und [ZHLL04]. Anhand von Simulationsergebnissen zeigen die Autoren, dass die Blockierung beim *Min-Phys-Hop*-Routing meist geringer ausfällt, als bei einer, vom Linkzustand abhängigen, Gewichtung der optischen Links.

Durch die Kombination der logischen Schicht mit der optischen Schicht in einem gemeinsamen Routing-Graphen, wobei viele der vorgestellten Ansätze die Fasertopologie mehrfach für die unterschiedlichen Wellenlängen in den Routing-Graphen integrieren, skalieren diese Ansätze relativ schlecht bei steigender Netzgröße. Zusätzlich machen die Ansätze keine Aussage darüber, wann ein ungenutzter logischer Link abgebaut werden soll. Dies ist jedoch notwendig, wenn die Dynamik der Transportpfade reduziert werden soll.

2.4.2 Routing und Traffic Engineering beim Overlay-Modell

Im Overlay-Modell ist das Routing der Verbindungen zweigeteilt. Für die Verbindungsanfragen der logischen Schicht berechnet die Overlay-Netzsteuerung das Routing durch das logische Netz. Sind Anpassungen dafür bei der logischen Topologie notwendig, fordert diese über das UNI die benötigten Transportpfade bei der Transportnetzsteuerung an, welche daraufhin das Routing der Transportpfade bestimmt.

Durch das zweigeteilte Routing kann die theoretische Ressourceneffizienz der Peer-Modell-Verfahren zwar nicht erreicht werden, jedoch skalieren die jeweiligen Routingberechnungen besser mit steigender Netzgröße. Ein schichtenübergreifendes Routing wie im Peer-Modell ist zudem dann nicht erwünscht, wenn Overlay- und Transportnetz unterschiedlichen Netzbetreibern angehören. Für das Routing im Transportnetz kommen meist bekannte einschichtige Routing-Mechanismen zum Einsatz, weswegen diese im Zusammenhang mit dem Overlay-Modell nicht näher betrachtet werden.

In [PYC+03] untersuchen die Autoren zwei unterschiedliche Strategien für das Routing und die Link-Ressourcenanpassung in IP/MPLS-Overlay-Netzen. Die reaktive Strategie greift bei einer drohenden Überlastsituation im Netz ein und bestimmt mit Hilfe einer Heuristik, für welchen Link eine neue Linkressource angefordert werden soll. Nach dem Aufbau dieser Link-Ressource werden die Routen der Verkehrsströme entsprechend angepasst. Die proaktive Strategie dagegen versucht, kontinuierlich das Routing in der logischen Topologie und die Link-Ressourcenanpassung zu optimieren. Dafür definieren die Autoren eine spezielle, lastabhängige Gewichtung der logischen Links. Die dabei verwendete Kostenfunktion hat ein Minimum im mittleren Auslastungsbereich und steigt zum einen sehr steil für hohe Auslastungen an, zum anderen existiert auch für geringe Auslastungen ein erhöhtes Kosten-Plateau. Das Routing und die Link-Ressourcen werden durch einen kontinuierlichen Prozess so an die aktuelle Verkehrslast angepasst, dass die (virtuellen) Kosten der Overlay-Pfade minimal sind. Das Ziel der Strategie ist, die Links so gut wie möglich im optimalen Auslastungsbereich zu betreiben. Untersuchungen in [PCPD06] zeigen, dass die genaue Form der Kostenfunktion einen erheblichen Einfluss auf die resultierende Blockierungsrate haben kann. Durch den kontinuierlichen Anpassungsprozess können sich die Routen der Verkehrsströme überdies häufig ändern, wodurch erhebliche Schwankungen bei den Verzögerungen der Pakete zu erwarten sind. Dies kann sich negativ auf Verkehr mit hohen QoS-Anforderungen (zum Beispiel für *Voice-over-IP* (VoIP), multimediale Anwendungen oder Realzeitkommunikationssysteme) auswirken.

Die in **[PI04b]** vorgestellte Multilayer-Routing-Strategie nutzt zum einen für neue Verbindungsanfragen einen verteilten Routing-Algorithmus in der logischen Schicht und zum anderen eine zentrale nieder-priore Instanz, um die Routen und die Link-Ressourcen in periodischen Abständen anhand der aktuellen Verkehrslage zu optimieren und gegebenenfalls unbenötigte Link-Ressourcen abzubauen. Neue Link-Ressourcen können dagegen nur bei Verbindungsanfragen im Bedarfsfall angefordert werden. Zusätzlich wird ebenfalls die Auslastung der Router beziehungsweise der Routerschnittstellen betrachtet. Reichen für eine neue Verbindungsanfrage die Ressourcen am Quell- und/oder Zielrouter nicht aus, kann solch ein ausgelasteter Router veranlassen, dass Transitverbindungen über diesen Router umgelegt werden. Simulationsergebnisse für diese Strategie zeigen in **[PI04a]**, dass gegenüber statischen Netzen im Mittel weniger Link-Ressourcen benötigt werden und gleichzeitig eine geringere Blockierungswahrscheinlichkeit erreicht werden kann. In [Pre05] wird die periodische Reoptimierung durch eine zentrale Instanz des Netzes weiterentwickelt und die daraus resultierende Performanz der Strategie näher analysiert. Dabei zeigt sich unter anderem, dass bei praktikablen Blockierungswahrscheinlichkeiten (kleiner 10^{-4}) und lastabhängigen Routing-Gewichten ein Umrouten der Transitverbindungen bei ausgelasteten Quell-/Zielroutern kaum Einfluss auf die Blockierungswahrscheinlichkeit hat.

Während der Verkehr in vielen Untersuchungen an mehrschichtigen Netzen mit Poisson-verteilten Zwischenankunfts- und Bedienzeiten modelliert wird, verwenden die Autoren von [SDMS07] gemessene Verkehrsprofile aus dem *Catalan Academic*

Network. Die Autoren stellen zudem eine Methode für die Verkehrsvorhersage vor, um Verzögerungen im Transportpfadaufbau durch ein rechtzeitiges Anfordern der Link-Ressourcen ausgleichen zu können. Zusätzlich wird der Verkehr in zwei Prioritätsklassen eingeteilt, wodurch bei Kapazitätsengpässen nieder-priorer Verkehr zugunsten von hoch-priorem Verkehr verdrängt werden kann. Wie die Verkehrsströme in der logischen Schicht geroutet werden, wird allerdings in der Veröffentlichung nicht näher betrachtet.

2.5 Wirtschaftliche Aspekte intelligenter Transportnetze

Durch die Einführung intelligenter Transportnetze versprechen sich die Netzbetreiber Kostenersparnisse beim Netzbetrieb und beim Netzausbau mit dem damit verbundenen Wettbewerbsvorteil gegenüber traditionellen Transportnetzbetreibern. Um diese Kostenersparnisse identifizieren zu können, werden in **[AIK+03]** beziehungsweise in **[AIK+05]** die Geschäftsmodelle und die zugehörigen Betriebsprozesse eines typischen Netzbetreibers systematisch mit Hilfe der Wertkettenanalyse[1] (*value chain analysis*) aus [Por85] betrachtet.

2.5.1 Einsparpotentiale bei der Servicebereitstellung

Der Wert eines Produkts setzt sich, laut Michael E. Porter [Por85], im Allgemeinen aus der Gewinnspanne und den Kosten der primären und unterstützenden Aktivitäten zusammen. Die primären Aktivitäten sind dabei die Tätigkeiten, die beim Einkauf (Eingangslogistik), der Erzeugung (Operation), dem Verkauf (Marketing), der Lieferung (Ausgangslogistik) und dem Kundendienst für ein Produkt anfallen (siehe Abbildung 2.6).

Für die fünf primären Aktivitäten lassen sich durch intelligente Transportnetze für die Servicebereitstellung (das Produkt „Transportverbindung“) folgende Einsparpotentiale finden:

- Einkauf: Muss der Netzbetreiber für eine angeforderte Verbindung Transportkapazitäten von anderen Netzbetreibern anmieten, wird die Eingangslogistik durch standardisierte Schnittstellen (UNI beziehungsweise E-NNI) vereinfacht, automatisiert und beschleunigt. Durch Techniken wie *Virtual conCATenation* (VCAT) [G.707], *Generic Framing Procedure* (GFP) [G.7042b] und *Link Capacity Adjustment Scheme* (LCAS) [G.7042a] werden zudem feinere und flexiblere Granularitäten für die Übertragungsbitrate möglich [RH06], wodurch weniger Überkapazitäten gehalten werden müssen. Dies führt insgesamt zu geringeren Kosten durch den Einkauf.

[1] Die Wertkette eines Endprodukts unterteilt sich in mehrere Kettenglieder, welche den Wert der einzelnen Teilprodukte darstellen. Der Wert eines jeden Teilproduktes unterteilt sich dabei in die Kosten der Wertaktivitäten und der Gewinnspanne.

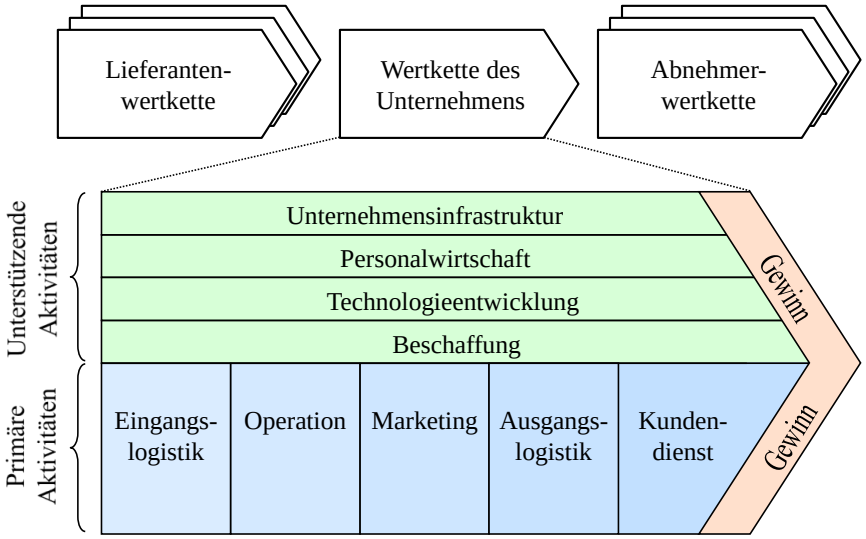


Abbildung 2.6: Modell einer Wertkettenanalyse nach Michael E. Porter [Por85]

- Erzeugung: Durch die Einführung der Steuerungsebene zusammen mit den internen Schnittstellen (I-NNI) wird auch die Servicebereitstellung automatisiert und damit deren Kosten reduziert. Zusätzlich ermöglicht die Steuerungsebene auch den Einsatz neuer Ausfallsicherheitsmechanismen. Dadurch kann die dafür benötigte Kapazitätsredundanz besser an die Verfügbarkeitsanforderungen der Verbindungen angepasst werden. Dies kann weitere Einsparungen in den Betriebskosten zur Folge haben.
- Verkauf: Auch der Verkauf profitiert von der Automatisierung der Netzsteuerung. Zum einen wird der Bestellungsprozess verkürzt und zum anderen wird die Abrechnung durch eine integrierte Erfassung der dafür relevanten Servicedaten vereinfacht. Einheitliche SLAs mit übereinstimmenden QoS-Klassen bei den unterschiedlichen Netzbetreibern vorausgesetzt, hat der Kunde zudem die Möglichkeit, die Servicebereitstellung nur über einen Netzbetreiber abzuwickeln, auch wenn weitere Transportnetze dabei beteiligt sind.
- Lieferung: Ähnlich wie bei der Beschaffung profitiert auch die Auslieferung durch die standardisierte Netzschnittstelle zum Kunden (UNI). Durch die automatisierte Servicebereitstellung wird der Auslieferungsprozess beschleunigt, wobei zusätzlich auch die Gewährleistung der Dienstgüte (QoS) verbessert werden kann.
- Kundendienst: Wie bereits erwähnt, ermöglicht die Steuerungsebene der intelligenten Transportnetze auch die Einführung neuer Ausfallsicherheitsmechanismen. Diese können den Kundendienst auch bei der Fehlerlokalisation unterstützen und erlaubt selbst bei komplexeren Fehlerszenarien mit mehreren Ausfällen eine automatisierte Wiederherstellung. Dabei ist es generell denkbar, dass im Bedarfsfall Ersatzkapazitäten bei anderen Transportnetzbetreibern kurzfristig angefordert werden können.

Durch die Automatisierung und die schnelle Servicebereitstellung können sich auch weitere positive, wirtschaftliche Nebeneffekte ergeben. Am Beispiel von Internet-Routern bewerten die Autoren in [GS03] verschiedene Mechanismen zur Energieeinsparung im Netzbetrieb. Sofern die einzelnen Netzkomponenten dies unterstützen, können temporär ungenutzte Systeme in einen Schlafmodus (*sleep mode*) versetzt werden. Die daraus resultierenden Energieeinsparungen bei den Komponenten und der dafür benötigten Kühlung schonen nicht nur die Umwelt, sondern reduzieren zusätzlich die Betriebskosten und verlängern unter Umständen auch die Lebensdauer der Komponenten.

2.5.2 Neue Geschäftschancen

Mit Hilfe der intelligenten Netzsteuerung können Transportnetzbetreiber nicht nur die Betriebskosten senken, sondern es eröffnen sich hierdurch auch neue Geschäftschancen für die Netzbetreiber. Einige dieser Geschäftsideen werden im Folgenden kurz beschrieben:

Die Standardisierung und Automatisierung der Schnittstellen zwischen Anbieter und Kunde, wie in den vorherigen Abschnitten beschrieben, ermöglicht eine schnelle und bedarfsorientierte Bereitstellung der Übertragungsressourcen (*Bandwidth on Demand*). Diese kurzfristige Servicebereitstellung führt, neben den möglichen Kostenersparnissen bei Anbieter und Kunden, auch zu einem Wettbewerbsvorteil gegenüber Netzbetreibern, die nicht in solch kurzen Zeitintervallen liefern können.

Die intelligente Netzsteuerung fördert auch die Einführung neuer Dienste. Beispielsweise können dadurch Betreiber von transparenten, optischen Netzen automatisiert sichere und protokollunabhängige Ende-zu-Ende-Verbindungen (*Layer 1 Virtual Private Network*s) anbieten.

Um in den Wettbewerb mit globalen Netzbetreibern zu treten, ist darüberhinaus ein Zusammenschluss regionaler Netzbetreiber zu überregionalen, virtuellen Netzbetreibern denkbar, wie in Abbildung 2.7(a) dargestellt. Diese bilden dabei ein integriertes Wertesystem, welches Michael E. Porter als *virtual company* bezeichnet. Auf diese Weise können die Netzbetreiber innerhalb kurzer Zeit und mit geringen Investitionskosten neue Marktsegmente erschließen.

Eine weitere Möglichkeit die Ressourcen verschiedener Netzbetreiber zu vereinen, ist der Bandbreitenvertriebspartner (*bandwidth reseller*) [IKC04]. Dieser besitzt selbst kein Transportequipment, sondern ist lediglich über die Netzsteuerungsschnittstellen mit den Clients und den Transportnetzen verbunden (siehe Abbildung 2.7(b)). Der Bandbreitenvertriebspartner kann so für eine angeforderte Verbindung die günstigste Kombination mit seinen angeschlossenen Transportnetzbetreibern aushandeln und diese an seinen Kunden als einen einzigen Dienst weiterverkaufen.

Eine weitere Variante ist der Bandbreitenhändler (*bandwidth distributor*), wie er in **[Pri07]** definiert wird. Zwar besitzt dieser ebenfalls keine eigene Transportinfrastruktur, jedoch verfügt der Bandbreitenhändler im Gegensatz zum Bandbreiten-

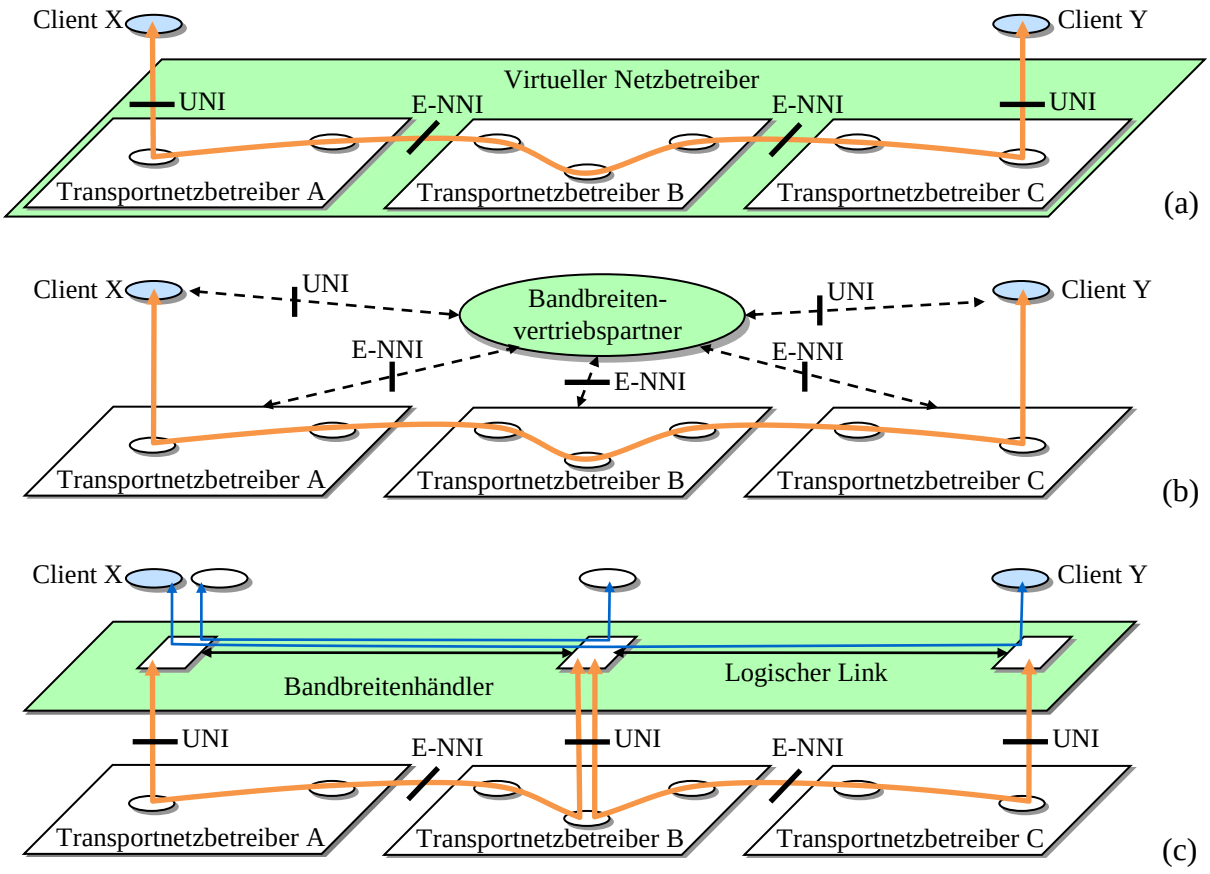


Abbildung 2.7: Beispiele für neue Geschäftsmodelle mit intelligenten Transportnetzen: (a) virtueller Netzbetreiber, (b) Bandbreitenvertriebspartner, (c) Bandbreitenhändler

vertriebspartner über eigenes Netzequipment (in der Regel Router), wodurch er die angemieteten Übertragungskapazitäten zwischen seinen Standorten aneinanderfügen und in kleineren Bitraten-Einheiten weiterverkaufen kann. Wie in Abbildung 2.7(c) angedeutet, ermöglicht dies dem Bandbreitenhändler zum einen den Bündelungsgewinn durch die Aggregation der Verkehrsströme seiner Kunden auszunutzen und zum anderen seine Link-Ressourcen dynamisch an den aktuellen Bedarf anzupassen. Benötigt der Bandbreitenhändler für die Verbindung seiner Standorte Ressourcen verschiedener Transportnetzbetreiber, steuert er dies entweder selbst über die Netzsteuerungsschnittstellen zu den einzelnen Betreibern (ähnlich dem Bandbreitenvertriebspartner), oder er bedient sich dafür eines virtuellen Netzbetreibers, wie oben beschrieben.

Das Geschäftsmodell des Bandbreitenhändlers kann bei verschiedenen Szenarien zum Einsatz kommen. Durch das Anmieten der Infrastruktur hat zum Beispiel ein neuer Netzbetreiber geringere Investitionskosten, und kann erst bei Bedarf oder bei günstiger Marktlage eigene Transportkapazitäten Schritt für Schritt seinem Netz hinzufügen.

Zudem kann sich der Bandbreitenhändler auf gewisse Dienstleistungen spezialisieren, um beispielsweise Verbindungen mit hohen Dienstgüteanforderungen anzubieten. Mobilfunkbetreiber können so ihre drahtgebundene Infrastruktur genauso realisieren, wie Netzbetreiber, deren Fokus auf datenintensiven Speichernetzen, *Storage Area Network*s (SANs), oder zeitkritischen Anwendungen für (medizinische) Telepräsenzsysteme liegt.

In der vorliegenden Arbeit wird das Geschäftsmodell des Bandbreitenhändlers näher betrachtet, wobei der Schwerpunkt bei der Reduzierung der Mietkosten liegt, welche durch eine bedarfsgerechte Link-Ressourcenanpassung und durch intelligente Routing-Mechanismen im Overlay-Netz optimiert werden kann. Abbildung 2.8 zeigt eine vereinfachte Netzstruktur im Zusammenhang mit dem Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers. Die (logischen) Links des Bandbreitenhändlers setzen sich dabei aus dynamisch angemieteten Kanälen zusammen. Die Kanäle besitzen dabei jeweils einen Transportpfad im Transportnetz. Sollen die Kanäle gegen Ausfälle von (physikalischen) Leitungen im Transportnetz geschützt werden (siehe Kapitel 5), kann ein Kanal auch mehrere disjunkte Transportpfade in Anspruch nehmen.

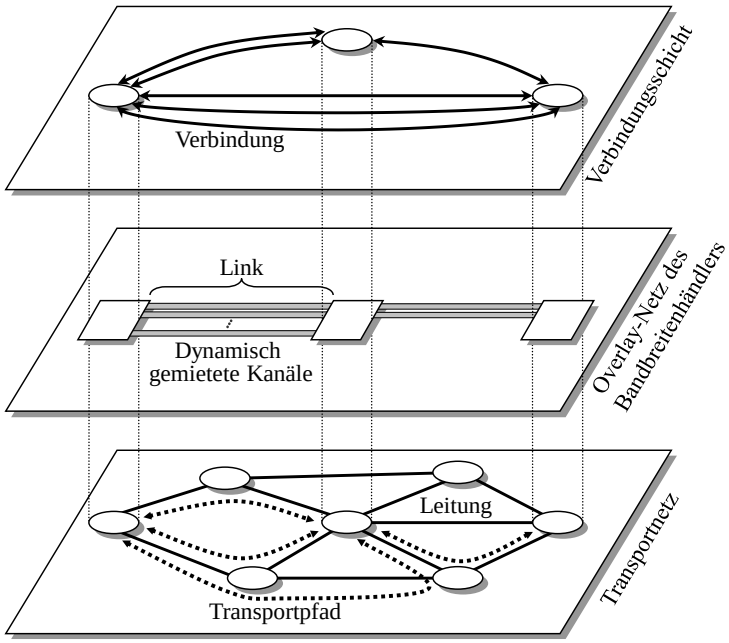


Abbildung 2.8: Das Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers und die zugehörige Netzstruktur (vereinfacht)

3 Linksysteme mit dynamischer Ressourcenanpassung

In diesem Kapitel wird ein Linksystem betrachtet, dessen Übertragungsressourcen sich aus einzeln angemieteten Kanälen zusammen setzen. Ziel ist es, durch ein geeignetes Kanalmietverhalten die Mietkosten für diese Kanäle unter Berücksichtigung des Kanalmiettarifmodells auf ein Minimum zu reduzieren. Um eine dynamische Ressourcenanpassung eines Links optimieren zu können, müssen zuerst die Rahmenbedingungen eines Linksystems bekannt sein. Hierzu zählt zum einen die Charakterisierung des Verkehrs, die Modellierung des Linksystems sowie die Definition des Preismodells, das die Kosten für die Miete der einzelnen Kanäle bestimmt. Dies ist Inhalt des nächsten Abschnitts 3.1. Nach einer kurzen qualitativen Analyse der Faktoren für die Linkdynamik in Abschnitt 3.2 werden dann im folgenden Abschnitt 3.3 zwei Verfahren entwickelt, die das Kanalmietverhalten steuern, um die Mietkosten für ein Linksystem mit dynamischer Ressourcenanpassung zu minimieren. Anhand des Vergleichs mit einem optimalen Kanalmietverhalten bei exakter Verkehrsvorhersage zeigt sich, wie nahe die Verfahren am theoretischen Optimum liegen. Infolge der Tatsache, dass das entwickelte Kanalmietverhalten mit optimierten Abbauzuständen bessere Ergebnisse bei geringerem Rechenaufwand liefert, werden im anschließenden Abschnitt 3.4 die Eigenschaften dieses Verfahrens in mehreren Untersuchungen genauer analysiert. In Abschnitt 3.5 wird die vorher außer Acht gelassene Kanalaufbauzeit berücksichtigt. Inwiefern Beeinträchtigungen durch die Kanalaufbauzeit durch einen proaktiven Kanalaufbau verringert werden können, wird anhand einiger Berechnungen belegt. Schließlich fasst Abschnitt 3.6 noch einmal alle wichtigen Ergebnisse aus diesem Kapitel zusammen.

3.1 Modellierung eines dynamischen Linksystems

3.1.1 Verkehrsmodellierung

Heutige Kommunikationsnetze übertragen die Daten meist unterschiedlicher Anwendungen. Neben dem traditionellen, leitungsvermittelten Verkehr (zum Beispiel dem Telefonverkehr) transportieren viele Netze überwiegend paketvermittelte Datenströme. Die Eigenschaften dieser Datenströme hängen dabei sehr stark von den zugehörigen Anwendungen ab. Immer mehr Anwendungen benötigen dabei nicht nur höhere Übertragungsraten, sondern stellen zusätzlich spezielle Anforderungen

an die Dienstgüte (QoS) der Datenkommunikation. Darunter zählen beispielsweise die Datenströme von Multimedia-Anwendungen wie VoIP, IP-TV oder Telepräsenzanwendungen. Durch verbindungsorientierte Mechanismen werden hier häufig Übertragungskapazitäten auf dem Übertragungsweg für die entsprechenden Verbindungen reserviert. Solche verbindungsorientierte Verkehrsströme können näherungsweise durch Markoff-Prozesse modelliert werden [Ebe02], ähnlich wie im traditionellem Telefonverkehr. Analysen in [MMM+04] zeigen zudem, dass auch Internet-Datenströme sehr gut durch mehrstufige, hierarchische Markoff-Prozesse abgebildet werden können. Aus diesem Grund und um möglichst allgemein gültige Aussagen treffen zu können, unabhängig von den Anwendungen und der Technologie, basiert das in dieser Arbeit verwendete Verkehrsmodell auf dem gedächtnislosen Erlang-Verkehr, der auch Zufallsverkehr 1. Art genannt wird.

Verkehrsklassen

Die unterschiedlichen Verkehrsströme können in einzelne Verkehrsklassen aufgeteilt werden. Der zufällige verbindungsorientierte Verkehr einer Verkehrsklasse wird durch unendlich viele Quellen mit einer negativ exponentiell verteilten Zwischenankunftszeit und einer ebenso negativ exponentiell verteilten Bedienzeit erzeugt. Jede Verkehrsklasse $V(\lambda|\epsilon|r)$ ist durch die mittlere Ankunftsrate λ, die mittlere Bedienrate ϵ sowie die Bitrate r einer Verbindung charakterisiert. Die Verbindungen sind bidirektional mit einer als konstant angenommenen Bitrate. Sollen Verkehrsströme mit variabler Bitrate betrachtet werden, kann die Bitrate r durch geeignetes Abschätzen der effektiven Bitrate wie zum Beispiel in [Lin94] ersetzt werden.

Die Verkehrsklasse $V(\lambda|\epsilon|r)$ erzeugt das Verkehrsangebot A, das, gemessen in Erlang (Erl), die mittlere Anzahl der aktiven Verbindungen der Klasse wiedergibt.

$$A = \frac{\lambda}{\epsilon} \tag{3.1}$$

Das Verkehrsangebot-Bitraten-Produkt (VBP) L einer Klasse entspricht demnach der mittleren Bitrate, die der Verkehr dieser Klasse erzeugt.

$$L = A \cdot r \tag{3.2}$$

Die Anzahl der aktiven Verbindungen einer Verkehrsklasse kann durch einen eindimensionalen Markoff-Zustands-Prozess mit diskreten Zuständen wie in [BG92] beschrieben werden. Ist die maximale Anzahl an aktiven Verbindungen N erreicht, wird jede weitere Verbindungsanfrage blockiert ($\mathrm{M}/\mathrm{M}/N/0/\infty$-Verlustsystem). Die Verbindungszustandsvariable $X(t)$ kann somit die Werte $x \in \{0, 1, 2, \ldots, N\}$ annehmen. Abbildung 3.1 zeigt die zugehörige Markoff-Kette. Vereinfachend kann angenommen werden, dass zwei Ereignisse (Verbindungsanfragen oder -abbauten) nie gleichzeitig auftreten und somit nur Übergänge zwischen Nachbarzuständen auftreten können. Trotzdem lässt es das Verkehrsmodell zu, dass in einem beliebig kurzen Zeitintervall eine beliebige Anzahl von Ereignissen auftreten kann.

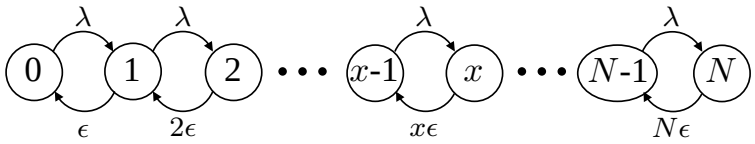


Abbildung 3.1: Markoff-Kette für ein $\mathrm{M}/\mathrm{M}/N/0/\infty$-Verlustsystem mit der Verkehrsklasse $V\ (\lambda|\epsilon|r)$

System mit einer Verkehrsklasse

Für den Erlang-Verkehr einer Verkehrsklasse kann die Verbindungszustandswahrscheinlichkeit $P_\mathrm{v}(x)$ wie in Gleichung (3.3) bestimmt werden. $P_\mathrm{v}(x)$ gibt an mit welcher Wahrscheinlichkeit sich das System zu einem beliebigen Zeitpunkt t im Verbindungszustand $X(t) = x$ befindet.

$$P_\mathrm{v}(x) = \begin{cases} \dfrac{A^x}{x!}\mathrm{e}^{-A} & : \quad N \to \infty \\[2ex] \dfrac{\dfrac{A^x}{x!}}{\displaystyle\sum_{i=0}^{N} \dfrac{A^i}{i!}} & : \quad \text{sonst} \end{cases} \tag{3.3}$$

Eine neue Verbindungsanfrage findet mit der Wahrscheinlichkeit $P_\mathrm{v}(N)$ ein belegtes System vor und definiert somit die Blockierungswahrscheinlichkeit P_B des Systems.

$$P_\mathrm{B} = P_\mathrm{v}(N) = \frac{\dfrac{A^N}{N!}}{\displaystyle\sum_{i=0}^{N} \dfrac{A^i}{i!}} \tag{3.4}$$

System mit mehreren Verkehrsklassen

Ein System mit mehreren statistisch unabhängigen Verkehrsklassen entspricht einem mehrdimensionalen Markoff-Zustands-Prozess, der sich aus der Überlagerung der einzelnen Verkehrsklassen ergibt. Für ein Beispielsystem mit zwei Verkehrsklassen zeigt Abbildung 3.2 die entsprechende zweidimensionale Markoff-Kette. Auch hier wird zur Vereinfachung angenommen, dass nie zwei Ereignisse gleichzeitig auftreten und somit nur Übergänge in Nachbarzustande möglich sind.

Bei einem ungestörten (blockierungsfreien) System mit n statistisch unabhängigen Verkehrsklassen berechnet sich die Wahrscheinlichkeit $P_\mathrm{v}(\boldsymbol{x})$ für den Verbindungszustand $\boldsymbol{x}^\mathrm{T} = (x_1\ x_2\ \ldots\ x_n)$ mit $\boldsymbol{x} \in \mathcal{N}^n$ aus dem Produkt der Verbindungszu-

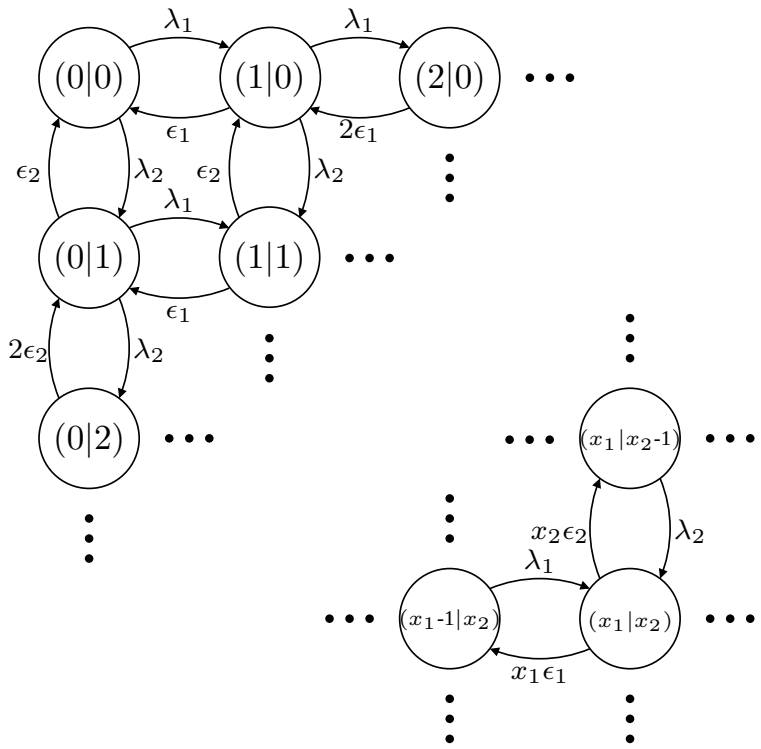


Abbildung 3.2: Markoff-Kette für ein System mit den Verkehrsklassen $V\,(\lambda_1|\epsilon_1|r_1)$ und $V\,(\lambda_2|\epsilon_2|r_2)$

standswahrscheinlichkeit der einzelnen Verbindungsklassen. Ist der n-dimensionale Zustandsraum $\mathcal{N}^n \subset \mathbb{N}_0{}^n$ begrenzt, kann $P_\mathrm{v}(\boldsymbol{x})$, wie in Gleichung (3.5) angegeben, bestimmt werden.

$$P_\mathrm{v}(\boldsymbol{x}) = \begin{cases} \displaystyle\prod_{m=1}^{n} P_\mathrm{v}(x_m) & : \quad \mathcal{N}^n = \mathbb{N}_0{}^n \\[2ex] \dfrac{\dfrac{A_1^{x_1}}{x_1!} \cdot \dfrac{A_2^{x_2}}{x_2!} \cdot \ldots \cdot \dfrac{A_n^{x_n}}{x_n!}}{\displaystyle\sum_{\boldsymbol{m} \in \mathcal{N}^n} \left(\dfrac{A_1^{m_1}}{m_1!} \cdot \dfrac{A_2^{m_2}}{m_2!} \cdot \ldots \cdot \dfrac{A_n^{m_n}}{m_n!} \right)} & : \quad \mathcal{N}^n \subset \mathbb{N}_0{}^n \end{cases} \tag{3.5}$$

Ohne das Einschreiten von Fairness-Algorithmen ist im Allgemeinen die Blockierungswahrscheinlichkeit für die einzelnen Verkehrsklassen unterschiedlich und berechnet sich für die Verkehrsklasse $V\,(\lambda_m|\epsilon_m|r_m)$ aus der Summe der Verbindungszustandswahrscheinlichkeit der Zustände, bei denen eine weitere Verbindungsanfrage der Klasse m nicht angenommen werden kann (siehe Gleichung (3.6)).

$$
\begin{aligned}
P_{\mathrm{B}}(m) &= \sum_{\substack{\boldsymbol{x} \in \mathcal{N}^n : \\ \boldsymbol{x} + e_m \notin \mathcal{N}^n}} P_{\mathrm{v}}(\boldsymbol{x}) \\
\text{mit:} \qquad e_m &= \begin{pmatrix} e_{m,1} \\ \vdots \\ e_{m,n} \end{pmatrix} \quad , \quad e_{m,j} = \begin{cases} 1 & : \quad j = m \\ 0 & : \quad \text{sonst} \end{cases}
\end{aligned}
\tag{3.6}
$$

Unterscheiden sich zwei Verkehrsklassen $V\left(\lambda_1|\epsilon|r\right)$ und $V\left(\lambda_2|\epsilon|r\right)$ nur anhand ihrer Ankunftsrate können diese durch Superposition zu einer gemeinsamen Verkehrsklasse $V\left(\lambda_1 + \lambda_2|\epsilon|r\right)$ zusammengefasst werden.

3.1.2 Knoten- und Linkmodellierung

In diesem Kapitel wird ein einzelner Link betrachtet. Dieser Link setzt sich aus mehreren angemieteten Kanälen zusammen, die je nach Bedarf über ein UNI beim Transportnetzbetreiber angefordert oder abgebaut werden können. Die Kanäle sind bidirektional mit gleichen Übertragungskapazitäten für beide Richtungen. Wird ein neuer Kanal angefordert, dauert es im Mittel die Kanalaufbauzeit t_{S} bis dieser genutzt werden kann. Solange die maximale Kanalanzahl S nicht erreicht ist und die Kanäle nicht vollständig ausgelastet sind wird keine Verbindungsanfrage vom System abgewiesen. Bedingt durch die Kanalaufbauzeit kann jedoch für manche Verbindungsanfragen eine Wartezeit bis zum Verbindungsaufbau entstehen.

Je nach Transportnetzbetreiber und Technologie kann der Bandbreitenhändler zwischen unterschiedlichen Kanalkapazitäten wählen. Eine Änderung der Kanalkapazität k während des Betriebs sei jedoch nicht möglich. Abbildung 3.3 zeigt den schematischen Aufbau eines Linksystems. Die Kanalsteuerung kann über das UNI des Transportnetzes einzelne Kanäle anfordern oder abbauen. Jeder Knoten hat S Schnittstellen, die jeweils die Anfangs- beziehungsweise Endpunkte der Kanäle darstellen.

Die Kanäle werden durch einen Aggregator zu einem logischen Link gebündelt. Die Anzahl der maximal anmietbaren Kanäle wird durch die Anzahl S der Schnittstellen am Aggregator begrenzt. Mit Hilfe eines Linkmonitors überwacht die Kanalsteuerung die Auslastung des Links und passt die Linkkapazität durch Ab- oder Zuschalten von einzelnen Kanälen dem momentanen Verbindungszustand an.

Der Aggregator ist dafür zuständig die Daten der Verbindungen auf die Kanäle zu verteilen beziehungsweise die Daten der Kanäle den Verbindungen zuzuordnen. Dabei muss er sicherstellen, dass bei ausreichend ungenutzten Übertragungskapazitäten ein Kanal ohne Beeinträchtigung der aktiven Verbindungen abgebaut werden kann. Die Verbindungen sind somit nicht einzelnen Kanälen fest zugeordnet, sondern die Daten der Verbindungen werden variabel auf die Kanäle verteilt.

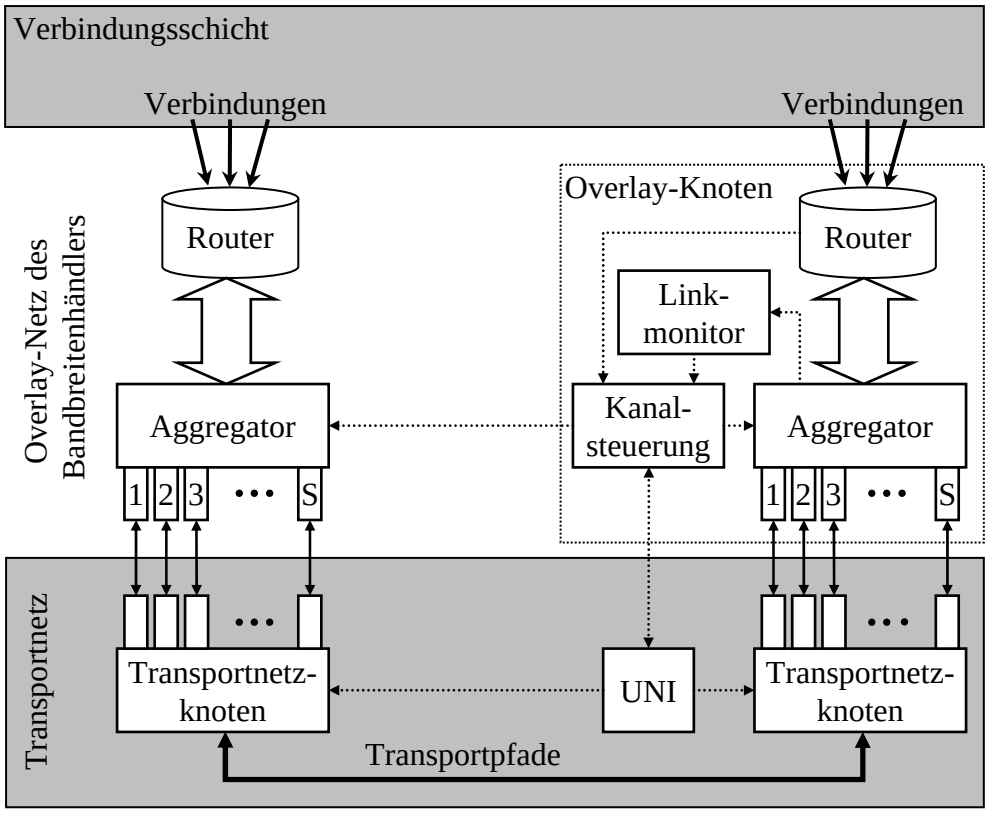


Abbildung 3.3: Knotenarchitektur für ein Linksystem

Zwischen dem Transportnetz und dem Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers gibt es zum einen die Kanalschnittstellen für die Datenübertragung und zum anderen die UNI zur Steuerung der Kanäle. Aufgrund des Overlay-Modells hat der Bandbreitenhändler nur wenig Informationen über das Transportnetz, weshalb es in diesem Kapitel nicht näher betrachtet wird. Es sei angenommen, dass die Transportnetzschicht genügend Ressourcen besitzt, um den Kanalanforderungen des Bandbreitenhändlers jeder Zeit gerecht werden zu können.

Kanal und Linkzustand

Ohne Beschränkung der Allgemeinheit sei angenommen, dass die Kanäle immer in derselben Reihenfolge aufgebaut und in umgekehrter Reihenfolge abgebaut werden. Ein Kanal kann einen der beiden Kanalzustände „Kanal ist ungenutzt/frei“ (KF) und „Kanal wird benötigt“ (KB) einnehmen. Es wird demnach im Kanalzustand KF nicht unterschieden ob der Kanal gerade aktiv oder inaktiv ist.

Die diskrete Linkzustandsvariable $Y(t)$ gibt an, wie viele Kanäle sich zum Zeitpunkt t im Zustand KB befinden und hat somit den Wertebereich $y \in \{0, 1, 2, \ldots, S\}$.

Im Folgenden wird gezeigt wie für ein solches Linksystem die Kanalbelegungswahrscheinlichkeit $P_{\mathrm{k}}(i)$ und die Kanalbelegungsrate γ_i bestimmt werden kann, vorausgesetzt es transportiert Verkehrsströme, wie in 3.1.1 modelliert.

Linksystem mit einer Verkehrsklasse

Für ein System mit nur einer Verkehrsklasse, kann die Markoff-Kette von Abbildung 3.1 durch die Linkzustände y ergänzt werden (siehe Abbildung 3.4). Der Grenzzustand G_i sei hier definiert als der maximale Verbindungszustand, der mit i Kanälen bedient werden kann. Entsprechend der Kanalübertragungskapazitäten k_i und der Verbindungsbitrate r setzt sich Linkzustand $y = i$ mit i belegten Kanälen aus den Verbindungzuständen $G_{i-1} + 1$ bis G_i zusammen.

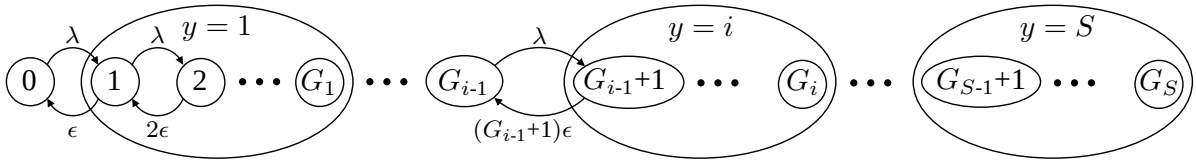


Abbildung 3.4: Markoff-Kette für einen Link mit gemieteten Kanälen und Verkehr der Verkehrsklasse $V(\lambda,\epsilon,r)$

Das Verhältnis k_i/r definiert die Granularität g_i des Kanals i. Sind nur Kanäle mit einer Übertragungsbitrate k mietbar und ist die Granularität g ganzzahlig, besteht der Linkzustand y aus den Verbindungszuständen $x \in \{(i-1)g+1; ...; ig\}$.

Mit welcher Wahrscheinlichkeit sich ein Kanal im Zustand KB befindet kann mit Hilfe der Verbindungszustandswahrscheinlichkeiten aus Gleichung (3.3) über das Gegenereignis bestimmt werden:

$$P_{\mathrm{k}}(i) = \begin{cases} P_{\mathrm{v}}(0) & : \quad i = 0 \\ 1 - \sum_{x=0}^{G_{i-1}} P_{\mathrm{v}}(x) & : \quad 0 < i \leq S \end{cases} \tag{3.7}$$

Die mittlere Kanalbelegungsrate γ_i ist gleich der Rate für den Verbindungszustandswechsel vom Grenzzustand G_{i-1} in den nächst höheren Zustand $G_{i-1} + 1$. Im Gleichgewichtszustand entspricht dies der Rate für den umgekehrten Zustandswechsel $G_{i-1} + 1$ in G_{i-1}.

$$\gamma_i = \lambda \cdot P_{\mathrm{v}}(G_{i-1}) = (G_{i-1} + 1)\epsilon \cdot P_{\mathrm{v}}(G_{i-1} + 1) \tag{3.8}$$

Linksystem mit mehreren Verkehrsklassen

Ähnlich wie im System mit einer Verkehrsklasse, können die Verbindungszustände eines Systems mit mehreren Verkehrsklassen eindeutig einem Linkzustand y zugeordnet werden. Der Linkzustand y (genau y Kanäle sind belegt), setzt sich aus den Verbindungzuständen $\boldsymbol{x}$ zusammen, für die gilt:

$$\sum_{i=0}^{y-1} k_i < \boldsymbol{x}^{\mathrm{T}}\boldsymbol{r} \leq \sum_{i=0}^{y} k_i \tag{3.9}$$

Der Ausdruck $\boldsymbol{x}^{\mathrm{T}}\boldsymbol{r}$ in Gleichung (3.9) berechnet die benötigte Bitrate des Verbindungszustands $\boldsymbol{x}$.

Erweitert für ein System mit n Verkehrsklassen kann die Kanalbelegungswahrscheinlichkeit für den Zustand y aus Gleichung (3.7) wie folgt angegeben werden:

$$P_{\mathrm{k}}(y) = \begin{cases} P_{\mathrm{v}}(\mathbf{0}) & : \quad y = 0 \\ 1 \quad - \sum\limits_{\substack{\boldsymbol{x} \in \mathcal{N}^n : \\ \boldsymbol{x}^{\mathrm{T}}\boldsymbol{r} \leq \sum_{i=0}^{y-1} k_i}} P_{\mathrm{v}}(\boldsymbol{x}) & : \quad 0 < y \leq S \end{cases} \tag{3.10}$$

Der Ausdruck $\sum_{i=0}^{y-1} k_i$ bestimmt die Kapazitätsgrenze für den Kanal y. Ist der Kapazitätsbedarf $\boldsymbol{x}^{\mathrm{T}}\boldsymbol{r}$ eines Verbindungszustand größer als diese Grenze benötigt es Kanal y für die Übertragung der Verbindungen.

Bei einem System mit mehreren Verkehrsklassen existieren zumeist mehrere Grenzzustände für einen Kanal i, die sich mit der Menge $\mathcal{G}_i$ zusammenfassen lassen. Für jede Verkehrsklasse m gibt es eine Teilmenge $\mathcal{G}_i\,(m) \subset \mathcal{G}_i$ von Grenzzuständen. Befindet sich ein System in einem solchen Grenzzustand, benötigt eine weitere Verbindung der Klasse m den nächsten Kanal $i+1$. Die Kanalbelegungsrate γ_i bei n Verkehrsklassen berechnet sich damit analog zu Gleichung (3.8):

$$\gamma_i = \sum_{m=1}^{n} \lambda_m \quad \cdot \sum_{\boldsymbol{x} \in \mathcal{G}_{i-1}\,(m)} P_{\mathrm{v}}(\boldsymbol{x}) \tag{3.11}$$

Dimensionierung der Kanalschnittstellen

Die maximale Anzahl der anmietbaren Kanäle wird durch die Anzahl S der Kanalschnittstellen festgelegt und beschränkt somit die maximale Übertragungskapazität eines Links. Damit ergibt sich der mögliche Verbindungszustandsraum $\mathcal{N}^n$ mit dessen Hilfe sich die Blockierungswahrscheinlichkeiten der einzelnen Verkehrsklassen bestimmen lässt (siehe Gleichung (3.6)).

Die Anzahl der nötigen Kanalschnittstellen S für eine gegebene maximale Blockierungswahrscheinlichkeit kann beispielsweise auch aus vorausberechneten Kurven abgelesen werden. Für ein Ein-Verkehrsklassen-System mit einheitlichen Kanälen und der Granularität $g = 10$ zeigt Abbildung 3.5 die Blockierungswahrscheinlichkeit abhängig vom Verkehrsangebot A. Daraus kann für verschiedene maximale Blockierungswahrscheinlichkeiten P_B die Anzahl der benötigten Kanalschnittstellen S entnommen werden.

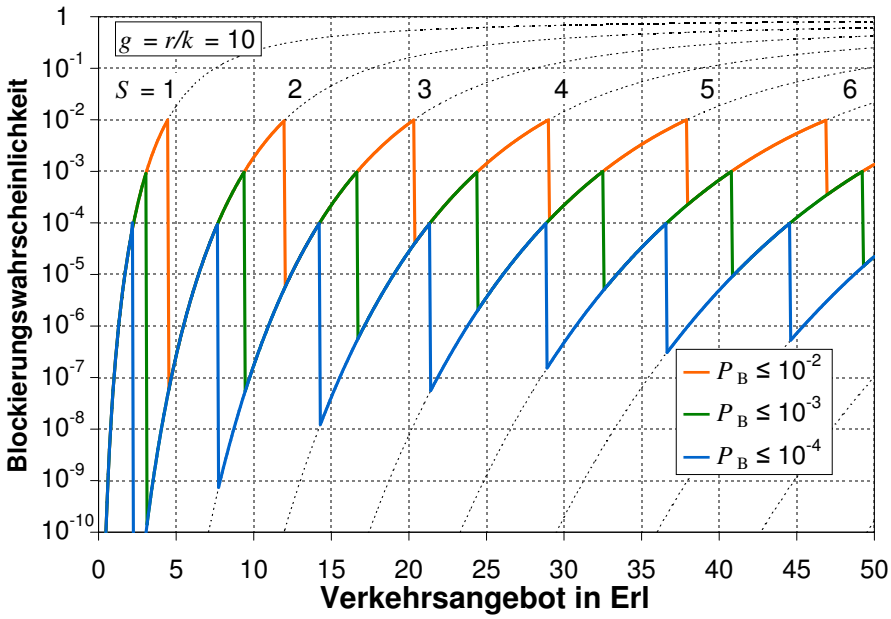


Abbildung 3.5: Grafische Bestimmung der Kanalschnittstellen S für verschiedene Obergrenzen der Blockierungswahrscheinlichkeit P_B

3.1.3 Kanalmietpreismodell

Für die Miete der Kanäle muss der Bandbreitenhändler Gebühren beim Transportnetzbetreiber bezahlen. Eine Dienstgütevereinbarung, *Service Level Agreement* (SLA), bestimmt, wie die Miete vom Transportnetzbetreiber abgerechnet wird. In traditionellen Vereinbarungen für statische Übertragungskanäle werden die Kanalmietpreise für eine diskrete Zeitspanne, meistens für ein Jahr, festgelegt. Für die dynamische Miete via UNI sind zurzeit kaum Preismodelle in der Literatur vorhanden. In [CSW06] definieren die Autoren ein Preismodell, das für statische und dynamische Kanäle jeweils unterschiedliche Preise pro Zeit vorsieht, wobei der Preis pro Zeit für statische Kanäle geringer ist. Dieses Preismodell regelt abhängig von der Verkehrsvorhersage die Zusammensetzung der Übertragungskapazität aus statischen und dynamischen Kanälen. Nachteil dieses Preismodells ist jedoch, dass der Anteil statischer Kanäle sich nicht automatisch bei Änderungen der Verkehrsparameter anpasst. Zudem kann der Transportnetzbetreiber mit einem solchen Preismodell nicht auf die Häufigkeit Einfluss nehmen, mit der dynamische Kanäle auf und abgebaut werden.

Aus diesem Grund wird in dieser Arbeit ein Mietpreismodell definiert, das diese Nachteile vermeidet. Das relativ einfache Preismodell wird durch zwei Parameter festgelegt. Der Transportnetzbetreiber verlangt die Gebühr C_S für einen Kanalaufbau sowie einen kontinuierlichen Mietpreis pro Zeit c_t, der pro Kanal während der Nutzungsdauer anfällt.

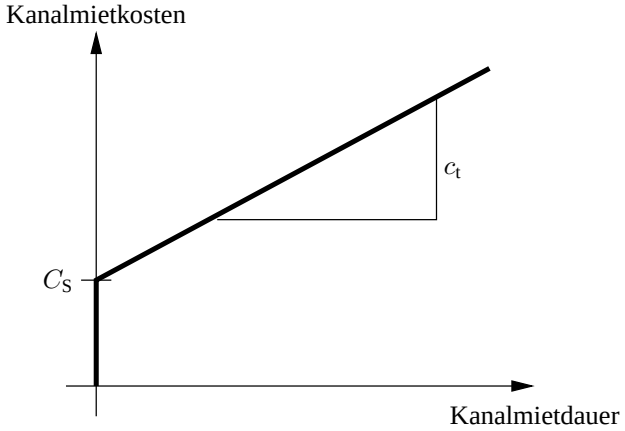


Abbildung 3.6: Kanalmietpreis abhängig von der Nutzungsdauer

Bietet der Transportnetzbetreiber verschiedene Kanalklassen mit unterschiedlichen Übertragungsbitraten an, werden im Allgemeinen auch die Parameter C_S und c_t je Kanalklasse verschieden sein. Aus diesem Grund definieren diese Parameter zusammen mit der Kanalkapazität k eine Kanalklasse $K\ (k|C_\mathrm{S}|c_\mathrm{t})$.

Mietkosten für ein Linksystem

Abhängig vom Verkehr und den oben beschriebenen Tarifen entstehen dem Bandbreitenhändler Mietkosten, die er in der Regel auf ein Minimum reduzieren möchte. Die mittleren Mietkosten pro Zeit eines Links $\overline{c_{\mathrm{E}}}$ berechnen sich aus der Summe der mittleren Mietkosten pro Zeit $\overline{c_{\mathrm{K}}}(i)$ der möglichen Kanäle i.

$$\overline{c_{\mathrm{E}}} = \sum_{i=1}^{S} \overline{c_{\mathrm{K}}}(i) \tag{3.12}$$

Bedingt durch die Kanalaufbaugebühr kann es sinnvoll sein einen Kanal, nachdem dieser vom Zustand KB in den Zustand KF gewechselt ist, eine gewisse Zeit zu halten, um sich den erneuten Aufbau des Kanals und die dadurch fällige Kanalaufbaugebühr einzusparen.

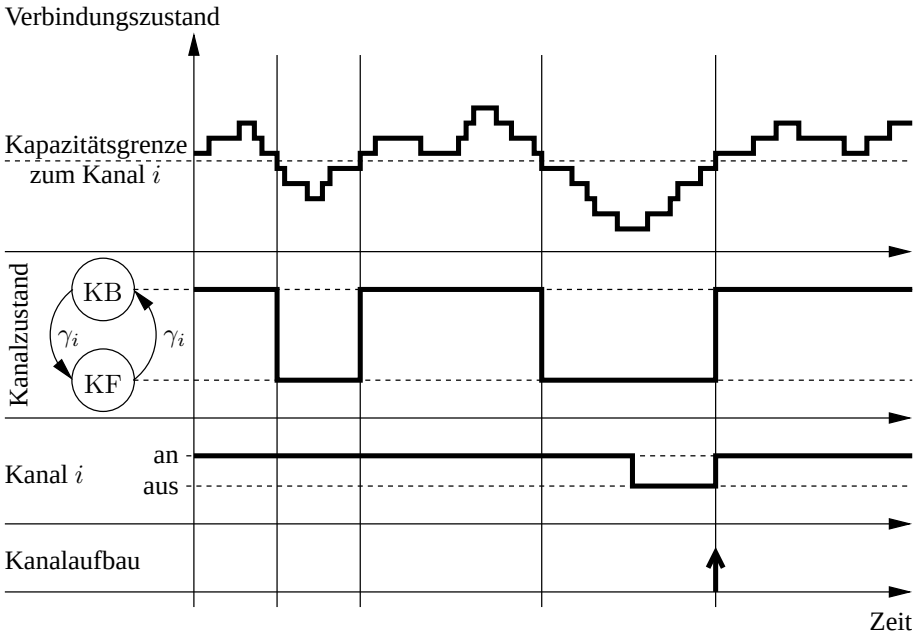


Abbildung 3.7: Beispielhaftes Mietverhalten für den Kanal i

Mit der Verkehrs- und Linkmodellierung aus den Abschnitten 3.1.1 und 3.1.2 können die mittleren Kosten pro Zeit $\overline{c_{\mathrm{K}}}(i)$ eines Kanals i in die zwei Anteile $\overline{c_{\mathrm{KB}}}(i)$ und $\overline{c_{\mathrm{KF}}}(i)$ aufgeteilt werden (vergleiche dazu Abbildung 3.7):

- Der Kanal befindet sich im Zustand KB, wird also durch mindestens eine Verbindung genutzt. In diesem Zustand fallen pro Zeiteinheit die Kosten c_{t} an. Multipliziert mit der Kanalbelegungswahrscheinlichkeit ergeben sich die mittleren Kosten pro Zeit $\overline{c_{\mathrm{KB}}}(i)$, die durch diesen Zustand entstehen.
- Der Kanal befindet sich im Zustand KF. Die Kosten, die für diesen Zustand anfallen, bestehen aus der Kanalmiete für das ungenutzte Halten des Kanals und einer Kanalaufbaugebühr C_{S}, sofern in diesem Zustand ein Kanalabbau erfolgt ist. Im Mittel fallen für das Verweilen im Zustand KF die Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$

an. Multipliziert mit der Übergangsrate γ_i ergeben sich die mittleren Kosten pro Zeit $\overline{c_{\mathrm{KF}}}(i)$, die dieser Zustand verursacht.

Es berechnet sich somit $\overline{c_{\mathrm{K}}}(i)$ wie folgt:

$$\overline{c_{\mathrm{K}}}(i) = \underbrace{c_{\mathrm{t}} \cdot P_{\mathrm{k}}(i)}_{\overline{c_{\mathrm{KB}}}(i)} + \underbrace{\gamma_i \cdot \overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}}_{\overline{c_{\mathrm{KF}}}(i)} \tag{3.13}$$

Die Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ werden von den Verkehrsparametern, dem Kanalmiettarif sowie vom Mietverhalten des Bandbreitenhändlers bestimmt. Welche Kosten nun tatsächlich für einen Link bei gegebenen Verkehrs- und Kanalklassen anfallen, hängt zum einen von der Zusammensetzung der Kanäle aus den Kanalklassen und zum anderen von dem Mietverhalten des Bandbreitenhändlers ab.

3.2 Faktoren für die Linkdynamik

Ein Charakteristikum für ein Linksystem mit dynamischer Ressourcenanpassung ist die Linkdynamik. Diese sei hier gemessen an der Summe über die Kanalaufbauraten κ_i aller Kanäle $i = 1,2,\ldots,S$ und wird von mehreren Faktoren beeinflusst.

Mit dem Mietpreismodell aus Abschnitt 3.1.3 lassen sich die mittleren Mietkosten pro Zeiteinheit $\overline{c_{\mathrm{K}}}(i)$ für einen Kanal i aus der Kanalklasse $K\left(k|C_{\mathrm{S}}|c_{\mathrm{t}}\right)$ im Allgemeinen bestimmen mit:

$$\overline{c_{\mathrm{K}}}(i) = C_{\mathrm{S}} \cdot \kappa_i + c_{\mathrm{t}} \cdot P_{\mathrm{on},i} \tag{3.14}$$

Dabei ist $P_{\mathrm{on},i}$ die Wahrscheinlichkeit, dass Kanal i aktiv ist. Der Bandbreitenhändler hat ein offensichtliches Interesse seine Linkmietkosten zu minimieren und wird somit versuchen sein Mietverhalten an die Kanaltarife anzupassen. Im idealen Fall werden dadurch im Mittel die Mietkosten pro Zeiteinheit $\overline{c_{\mathrm{K}}}(i)$ des Kanals i der Klasse $K\left(k|C_{\mathrm{S}}|c_{\mathrm{t}}\right)$ kleiner oder gleich c_{t} sein. Der Parameter c_{t} bestimmt demnach die maximalen Mietkosten eines Kanals. Mit der zusätzlichen Kanalaufbaugebühr C_{S} kann der Transportnetzbetreiber die maximale Kanalaufbaurate $\kappa_{i,\mathrm{max}}$ steuern, die im Idealfall dem theoretischen Wert $c_{\mathrm{t}}/C_{\mathrm{S}}$ entspricht. Wie sehr der Transportnetzbetreiber mit der Tarifierung die Linkdynamik beeinflussen kann, veranschaulichen zwei Extrembeispiele:

- $c_{\mathrm{t}} = 0$: Nach dem Aufbau eines Kanals fallen dem Bandbreitenhändler keine weiteren Mietkosten an. In diesem Fall wird der Bandbreitenhändler den Kanal nicht mehr abbauen und es entsteht ein statischer Link, unabhängig von der Verkehrsdynamik.
- $C_{\mathrm{S}} = 0$: Der Kanalaufbau ist kostenlos. In diesem Fall wird der Bandbreitenhändler den Kanal sofort abbauen, wenn er ihn nicht mehr benötigt. Die Kanalaufbaurate $\kappa_{,i}$ entspricht der Kanalzustandsübergangsrate γ_i. Die Linkdynamik hat in diesem Fall ihr Maximum.

Um die geforderte maximale Blockierungswahrscheinlichkeit für das gegebene Verkehrsangebot einhalten zu können benötigt der Bandbreitenhändler die Möglichkeit, eine bestimmte maximale Übertragungskapazität anzufordern. Diese wird sich zumeist auf mehrere Kanäle verteilen. Wie viele Kanäle dafür nötig sind ergibt sich aus den Übertragungsraten der unterschiedlichen Kanalklassen. Eine größere Kanalkapazität verringert dabei die Anzahl der benötigten Kanäle und wird im Allgemeinen die Linkdynamik dämpfen.

Ein weiterer Faktor für die Linkdynamik ist natürlich die Dynamik des Verkehrs, der mit dem Linksystem transportiert werden soll. Generell bringt ein Verkehr mit hohen Ankunfts- und Bedienraten ein höheres Potential für die Linkdynamik mit sich. Diese hängt jedoch stark von der Anordnung der Kanalgrenzen sowie der mittleren Systemlast, gegeben durch das Verkehrsangebot-Bitraten-Produkt L, ab.

3.3 Kostenoptimiertes Kanalmietverhalten

Im Folgenden werden zwei Verfahren entwickelt, die jeweils dem Bandbreitenhändler ermöglichen, sein Kanalmietverhalten derart an die Tarife der Kanalklassen anzupassen, dass die Mietkosten für sein Linksystem im Mittel möglichst gering sind. Der nächste Abschnitt 3.3.1 führt dazu eine Haltezeit $t_{\mathrm{h}}^{(i)}$ ein, die abhängig von den momentan gemieteten Kanälen i und den Verkehrsparametern bestimmt, wie lange ein ungenutzter Kanal maximal gehalten wird, bis dieser abgebaut wird. Im darauf folgenden Abschnitt 3.3.2 wird ein Verfahren vorgestellt, das mit Hilfe von Abbauzuständen als Auslöser für den Kanalabbau die Mietkosten minimiert.

Beide Verfahren betrachten die Kanäle getrennt voneinander und versuchen für jeden Kanal i die Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ (siehe Abschnitt 3.1.3) zu minimieren. Stehen mehrere Kanalklassen zur Verfügung, kann die Wahl der Kanäle sowie deren An- und Abbaureihenfolge zusätzlich die Linkmietkosten beeinflussen. Hierfür hat es sich bewährt, die verschiedenen Möglichkeiten kombinatorisch abzusuchen, um die optimale Kanalanordnung zu bestimmen. Die Kanalanordnung definiert dabei die Reihenfolge, in der die Kanäle aufgebaut werden.

3.3.1 Kanalmietverhalten mit optimierten Kanalhaltezeiten

Da der Verkehr zufällig ist, kann der Bandbreitenhändler daraus keine Rückschlüsse über zukünftige Verbindungsanfragen oder -abbauten treffen. Wird der Kanal i frei kann er somit nicht vorhersagen wann er diesen wieder benötigt. Bedarf es Kanal i, um das mittlere Verkehrsangebot-Bitraten-Produkt L zu tragen, ist ein Abbau des Kanals zumeist nicht sinnvoll, da dieser sehr wahrscheinlich in naher Zukunft wieder gebraucht wird. Je weiter der Kanal i oberhalb vom Arbeitspunkt des Linksystems ist, desto seltener wird er genutzt und ein Abbau des Kanals kann die gesamten Mietkosten reduzieren. Kurz nach dem Freiwerden des Kanals befindet sich jedoch

das System in einem Verbindungszustand an der Grenze zu diesem Kanal und es benötigt nur wenige Verbindungsanfragen, damit der Kanal wieder gebraucht wird. Es erscheint somit sinnvoll eine gewisse Zeit $t_{\mathrm{h}}^{(i)}$ abzuwarten, ehe der Kanal i abgebaut wird. In der Arbeit [Lic06] werden für ausgewählte Szenarien die optimalen Haltezeiten mit Hilfe von Simulationen bestimmt, um die Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ zu minimieren. Im Folgenden wird die Berechnung der optimalen Haltezeit $t_{\mathrm{h,opt}}^{(i)}$ für den Kanal i abhängig vom Kostenverhältnis $C_{\mathrm{S}}/c_{\mathrm{t}}$ und den Verkehrsparametern entwickelt (siehe auch **[Pri07]**). Dies wird anhand eines Linksystems mit Verkehr einer Verkehrsklasse gezeigt. Im Anschluss daran werden die nötigen Erweiterungen der Berechnung für ein System mit erläutert, dessen Verkehr sich aus mehreren Verkehrsklassen zusammensetzt.

Eine Verkehrsklasse

Wechselt der Kanal i zum Zeitpunkt $t_0 = 0$ in den Kanalzustand KF, entstehen für diesen Kanal bis einschließlich dem nächsten Kanalzustandswechsel die mittleren Mietkosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$. Diese setzen sich aus zwei Anteilen zusammen, die durch zwei unterschiedliche Fälle entstehen (vergleiche Abbildung 3.8).

1. Der Kanal i wechselt zum Zeitpunkt $t_1 < t_{\mathrm{h}}^{(i)}$ in den Zustand KB. In diesem Fall treten für den Kanal i innerhalb des Zeitraums $[0,t_1]$ die Kosten $c_{\mathrm{t}}t_1$ auf.
2. Der Kanal i wird die Zeitspanne $t_{\mathrm{h}}^{(i)}$ ungenutzt gehalten, daraufhin abgebaut und zu einem späteren Zeitpunkt $t_2 > t_{\mathrm{h}}^{(i)}$ wieder aufgebaut. Es entstehen in diesen Fall für den Kanal i die Kosten $c_{\mathrm{t}}t_{\mathrm{h}}^{(i)} + C_{\mathrm{S}}$ im Zeitraum $[0,t_2]$.

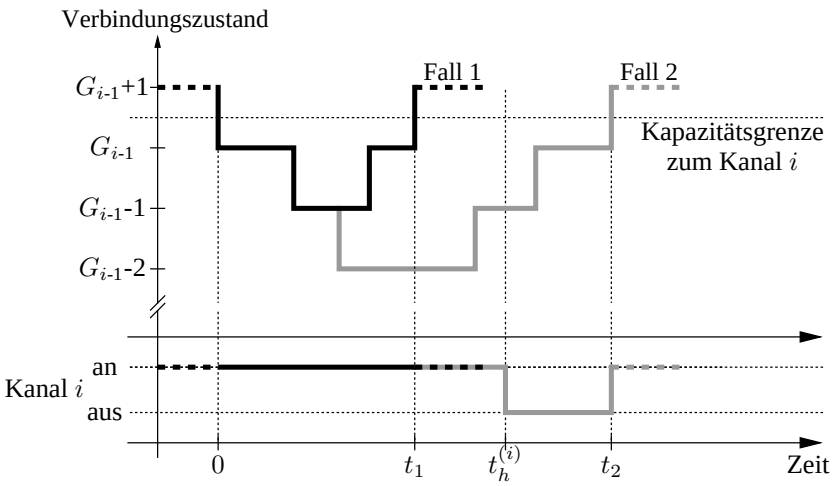


Abbildung 3.8: Visualisierung der beiden Fälle für die Berechnung der mittleren Mietkosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ für den Kanal i bei einer maximalen Haltezeit $t_{\mathrm{h}}^{(i)}$

Die Kosten dieser beiden Fälle, gewichtet mit deren Auftrittswahrscheinlichkeiten, ergeben die gesuchten Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ (3.15).

$$\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}(t_{\mathrm{h}}^{(i)}) = \underbrace{\int_0^{t_{\mathrm{h}}^{(i)}} c_{\mathrm{t}} t \cdot f_{\mathrm{u}}^{(i)}(t)dt}_{\text{Fall 1}} + \underbrace{(c_{\mathrm{t}} t_{\mathrm{h}}^{(i)} + C_{\mathrm{S}}) \cdot P_{\mathrm{u}}^{(i)}(t_{\mathrm{h}}^{(i)})}_{\text{Fall 2}} \tag{3.15}$$

Dabei ist $P_{\mathrm{u}}^{(i)}(t)$ die Wahrscheinlichkeit, dass der Kanal i innerhalb der Zeit t ungenutzt bleibt, mit der Randbedingung, dass das System zum Zeitpunkt $t = 0$ im Zustand G_{i-1} ist. Die Wahrscheinlichkeitsdichte $f_{\mathrm{u}}^{(i)}(t)$ hängt mit $P_{\mathrm{u}}^{(i)}(t)$ über folgende Beziehung zusammen:

$$1 - P_{\mathrm{u}}^{(i)}(T) = \int_0^T f_{\mathrm{u}}^{(i)}(t)dt \tag{3.16}$$

Es ist keine praktikable analytische Bestimmung von $P_{\mathrm{u}}^{(i)}(t)$ bekannt, da es aus der Summe unendlich vieler nicht trivialer Mehrfachintegrale besteht, die sich wiederum aus bis zu unendlich vielen Teilintegralen zusammen setzen können. Im Folgenden wird eine numerische Näherung für $P_{\mathrm{u}}^{(i)}(t)$ hergeleitet die hinreichend genaue Ergebnisse in relativ kurzen Rechenzeiten liefert. Die Gedächtnislosigkeit des Verkehrs erlaubt die Berechnung von Verbindungszustandsübergangswahrscheinlichkeiten für einen Zeitraum Δt unabhängig vom Betrachtungszeitpunkt T. Bedingt durch den Erlang-Verkehr kann sich in einem beliebigen Zeitraum Δt die Anzahl der laufenden Verbindungen theoretisch unendlich oft ändern. Wählt man jedoch Δt ausreichend klein, sind nur wenige Änderungen wahrscheinlich. Die Herleitung der Übergangswahrscheinlichkeiten $p_*(\Delta t,x)$[2] zeigt (3.17).

$$\begin{aligned}
p_{\rightarrow}(\Delta t,x) &= \mathrm{e}^{-(\lambda+x\epsilon)\cdot\Delta t} \\
p_{\downarrow}(\Delta t,x) &= \int_0^{\Delta t} \underbrace{\mathrm{e}^{-(\lambda+x\epsilon)\cdot t}}_{p_{\rightarrow}(t,x)} \cdot x\epsilon \cdot \underbrace{e^{-(\lambda+(x-1)\epsilon)\cdot(\Delta t-t)}}_{p_{\rightarrow}(\Delta t-t,x-1)} dt \\
p_{\uparrow}(\Delta t,x) &= \int_0^{\Delta t} \underbrace{\mathrm{e}^{-(\lambda+x\epsilon)\cdot t}}_{p_{\rightarrow}(t,x)} \cdot \lambda \cdot \underbrace{e^{-(\lambda+(x+1)\epsilon)\cdot(\Delta t-t)}}_{p_{\rightarrow}(\Delta t-t,x+1)} dt \\
p_{\downarrow\downarrow}(\Delta t,x) &= \int_0^{\Delta t} \mathrm{e}^{-(\lambda+x\epsilon)\cdot t} \cdot x\epsilon \cdot p_{\downarrow}(\Delta t - t, x-1)dt \\
p_{\downarrow\uparrow}(\Delta t,x) &= \int_0^{\Delta t} \mathrm{e}^{-(\lambda+x\epsilon)\cdot t} \cdot x\epsilon \cdot p_{\uparrow}(\Delta t - t, x-1)dt \\
&\vdots
\end{aligned} \tag{3.17}$$

[2]Die Pfeile im Index symbolisieren jeweils die betrachteten Zustandsänderungen im Zeitraum Δt.

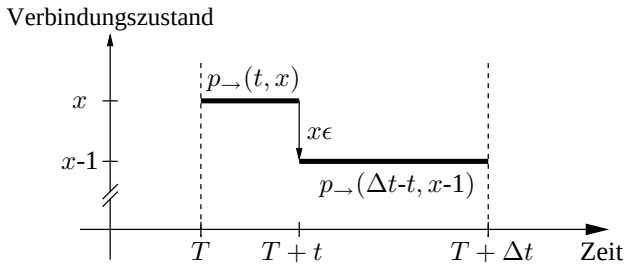


Abbildung 3.9: Visualisierung des Integranden von $p_{\downarrow}(\Delta t,x)$

Abbildung 3.9 zeigt exemplarisch die Berechnung der Übergangswahrscheinlichkeit von $p_{\downarrow}(\Delta t,x)$ durch die Visualisierung des Integranden. Es ist dabei zu beachten, dass zur numerischen Näherung von $P_{\mathrm{u}}^{(i)}$ nie ein Zustand größer G_{i-1} eingenommen wird. Beispielsweise darf die Übergangswahrscheinlichkeit $p_{\uparrow\downarrow}(\Delta t,G_{i-1})$ nicht für die Näherung herangezogen werden. Wie viele Übergangswahrscheinlichkeiten für die Zustände 0 bis G_{i-1} herangezogen werden und wie klein der Zeitraum Δt gewählt wird hängt von der gewünschten Genauigkeit ab, die im Konflikt mit der benötigten Rechenzeit steht.

Zur numerischen Näherung von $P_{\mathrm{u}}^{(i)}$ werden die Verbindungszustände 0 bis G_{i-1} mit den Wahrscheinlichkeiten zum Zeitpunkt $t = 0$ initialisiert, d.h. der Verbindungszustand G_{i-1} hat den Wert eins und die restlichen Zustände den Wert null. Durch schrittweises Multiplizieren mit den Übergangswahrscheinlichkeiten kann nun für ein Vielfaches der Zeit Δt die Wahrscheinlichkeit $\tilde{P}_{\mathrm{u}}^{(i)}$ durch Summieren der Wahrscheinlichkeiten der Zustände 0 bis G_{i-1} des entsprechenden Zeitpunkts berechnet werden.

Durch die Beziehungen (3.15) und (3.16) können nun für den aktuellen Zeitpunkt die Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ näherungsweise bestimmt werden. Nehmen diese für den Schritt $n+1$ zu, ist die optimale Haltezeit $\tilde{t}_{\mathrm{h,opt}}^{(i)} = n\Delta t$ gefunden. Abbildung 3.10 veranschaulicht das beschriebene Verfahren. Wird innerhalb eines Zeitraums $t_{\max} > 1/\gamma_i$ kein Minimum gefunden, kann davon ausgegangen werden, dass ein Abbau des Kanals i bei dieser Verkehrsbelastung nicht mehr sinnvoll erscheint. Ein solcher Kanal wird im Folgenden als statischer Kanal bezeichnet.

Mehrere Verkehrsklassen

Sollen für ein System mit mehreren Verkehrsklassen die optimalen Haltezeiten bestimmt werden, muss das Verfahren des vorherigen Abschnitts etwas erweitert werden. Betrachtet werden ebenfalls alle Zustände die unterhalb der Kapazitätsgrenze für den Kanal i liegen. Durch die statistische Unabhängigkeit der Verkehrsklassen können die Übergangswahrscheinlichkeiten durch Multiplikation der entsprechenden Übergangswahrscheinlichkeiten der einzelnen Verkehrsklassen berechnet werden. Wiederum darf bei den betrachteten Übergängen zu keiner Zeit die Kapazitätsgrenze überschritten werden.

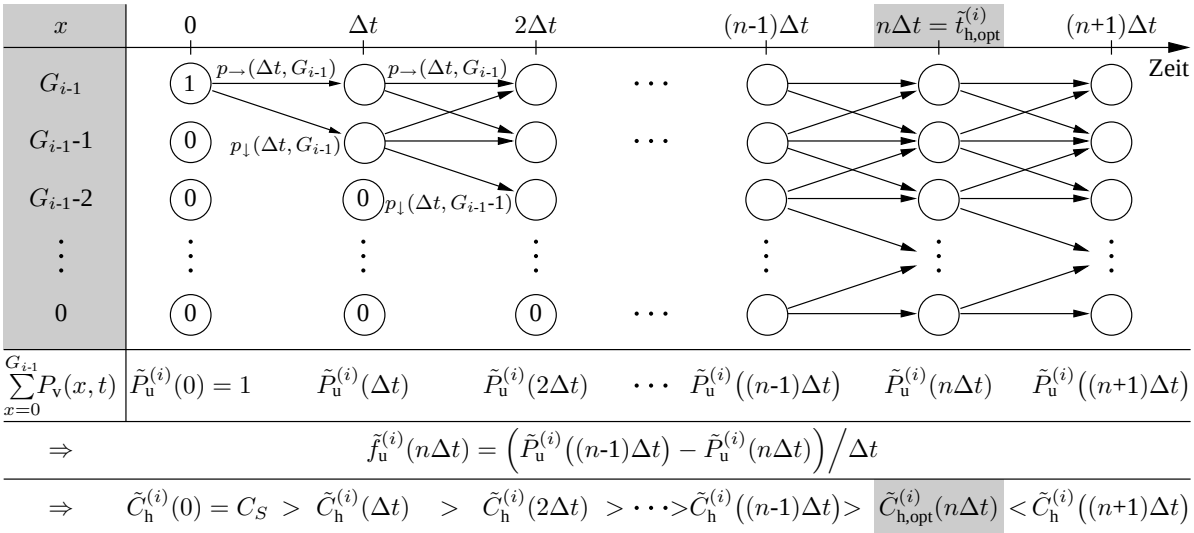


Abbildung 3.10: Veranschaulichung des Verfahrens zur numerischen Berechnung der optimalen Haltezeit $\tilde{t}^{(i)}_{\mathrm{h,opt}}$ mit minimalen Kosten $\tilde{C}^{(i)}_{\mathrm{h}}$

Gleichung (3.18) gibt beispielhaft für ein System mit n Verkehrsklassen die Berechnung der Übergangswahrscheinlichkeit an, dass mit genau einer Verbindungsanfrage das System vom Verbindungszustand $\boldsymbol{x}^{\mathrm{T}} = (x_1\ x_2\ \ldots\ x_n)$ in den Zustand $\boldsymbol{x}^{\mathrm{T}}_{1\uparrow} = (x_1 + 1\ x_2\ \ldots\ x_n)$ wechselt.

$$p_{(1)\uparrow,(2)\rightarrow,\ldots,(n)\rightarrow}(\Delta t,\boldsymbol{x}) = p^{(1)}_{\uparrow}(\Delta t,x_1) \cdot p^{(2)}_{\rightarrow}(\Delta t,x_2) \cdot \ldots \cdot p^{(n)}_{\rightarrow}(\Delta t,x_n) \tag{3.18}$$

Im Falle mehrerer Verkehrsklassen existieren $Q = |\mathcal{G}_{i-1}|$ Grenzzustände für den Kanal i. Durch die statistische Unabhängigkeit der Verkehrsklassen sind im Gleichgewichtszustand entgegengesetzte Zustandsübergänge gleich häufig. Somit kann zur Berechnung der Initialisierungswahrscheinlichkeit $z^{(i)}_q$ der normierte Beitrag des Grenzzustandsvektors $\boldsymbol{g}^{(i)}_q, q \in \{1; 2; \ldots; Q\}$ zur Kanalbelegungsrate γ_i aus (3.11) herangezogen werden. Für ein System mit n Verkehrsklassen ist $z^{(i)}_q$ gegeben durch:

$$z^{(i)}_q = \sum_{\substack{m = 1: \\ \boldsymbol{g}^{(i)}_f \in \mathcal{G}_{i-1}(m)}}^{n} \frac{\lambda_m \cdot P_{\mathrm{v}}\left(\boldsymbol{g}^{(i)}_q\right)}{\gamma_i} \tag{3.19}$$

$$\text{mit:} \quad \sum_{q=1}^{Q} z^{(i)}_q = 1$$

Abbildung 3.11 zeigt exemplarisch die Erweiterung des Verfahrens zur numerischen Berechnung der optimalen Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ von Abbildung 3.10 für ein System mit zwei Verkehrsklassen. Die Anzahl der Multiplikationen pro Rechenschritt steigt exponentiell mit der Anzahl n der Verkehrsklassen. Eine Berechnung der Haltezeiten für Systeme mit vielen Verkehrsklassen stößt damit recht schnell an die Grenze der Rechenbarkeit.

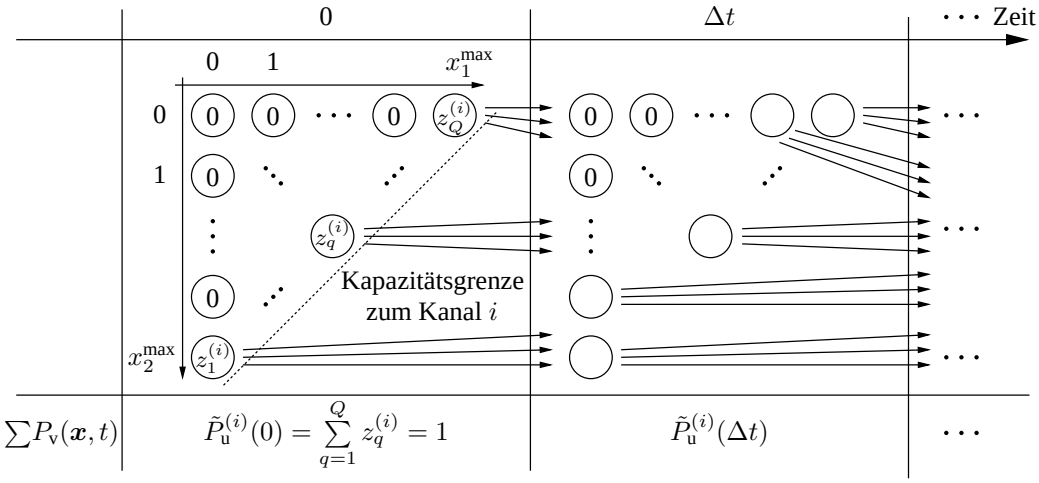


Abbildung 3.11: Veranschaulichung der Erweiterung für das Verfahren zur numerischen Berechnung der optimalen Haltekosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ für mehrere Verkehrsklassen am Beispiel mit zwei Verkehrsklassen

3.3.2 Kanalmietverhalten mit optimierten Abbauzuständen

Eine der Merkmale des Erlang-Verkehrs ist seine Gedächtnislosigkeit. Sie besagt, dass bei einem System im Zustand $\boldsymbol{x}$ die Wahrscheinlichkeitsverteilung über der Zeit für den nächsten Zustandsübergang unabhängig von den vorausgegangenen Ereignissen ist. Befindet sich also ein System in einem Verbindungszustand unterhalb der Kapazitätsgrenze für den Kanal i, ist die Dauer, bis diese wieder überschritten wird, unabhängig von der Vorgeschichte. Je weiter der Verbindungszustand von dieser Kapazitätsgrenze entfernt ist, desto länger braucht es im Mittel bis diese wieder überschritten wird. Selbiges gilt für die Zeitspanne vom Unterschreiten der Kapazitätsgrenze bis zum Erreichen dieses Zustands. Es gibt somit einen Schwellenwert für den Kanal i, bei dessen Unterschreiten es sich für den Bandbreitenhändler lohnt, den ungenutzten Kanal i abzubauen. Ziel ist nun diese Abbaugrenze so zu wählen, dass die Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ minimiert werden.

Wie schon im vorherigen Abschnitt wird dieses Verfahren zuerst für den Fall mit nur einer Verkehrsklasse entwickelt und im Anschluss daran mit den nötigen Erweiterungen für mehrere Verkehrsklassen ergänzt.

Eine Verkehrsklasse

Existiert nur eine Verkehrsklasse, besteht die Abbaugrenze für den Abbau von Kanal i aus einem Verbindungszustand, der im weiteren Abbauzustand A_i genannt wird. Nach Erreichen dieses Zustands wird der ungenutzte, aktive Kanal i abgebaut. Abbildung 3.12 zeigt die zwei möglichen Fälle für den Kanalzustand KF.

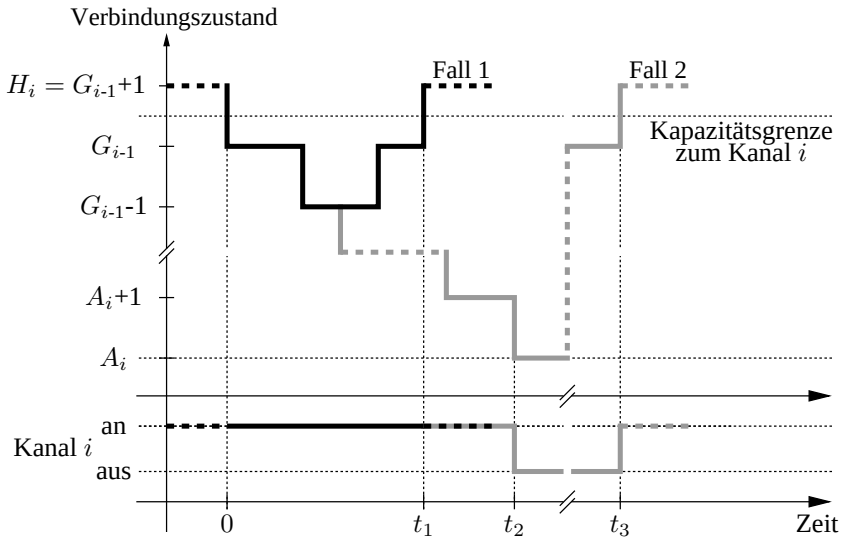


Abbildung 3.12: Visualisierung der beiden Fälle für die Berechnung der mittleren Mietkosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ für den Kanal i mit dem Abbauzustand A_i

Das Verhalten des Systems, während der Kanal i ungenutzt gehalten wird, kann durch eine absorbierende Markoff-Kette beschrieben werden, wie sie in Abbildung 3.13 dargestellt ist. Nach dem Unterschreiten der Kapazitätsgrenze zum Zeitpunkt $t = 0$ gibt es zwei mögliche Fälle (vergleiche Abbildung 3.12):

- Der Kanal wird zum Zeitpunkt t_1 wieder benötigt ohne die Abbaugrenze im Zeitraum $0 < t < t_1$ unterschritten zu haben.
- Zum Zeitpunkt t_2 erreicht das System den Abbauzustand A_i, der Kanal i wird abgebaut und zu einem späteren Zeitpunkt t_3 beim Überschreiten der Kapazitätsgrenze wieder aufgebaut.

Daraus ergeben sich die beiden absorbierenden Zustände der Markoff-Kette: Der Zustand $H_i = G_{i-1}+1$ und der Abbauzustand A_i. Dazwischen liegen die so genannten inneren Zustände, in denen der Kanal ungenutzt gehalten wird.

Für die Analyse der absorbierenden Markoff-Kette sind Übergangswahrscheinlichkeiten zweckmäßiger, im Unterschied zu den sonst verwendeten Übergangsraten.

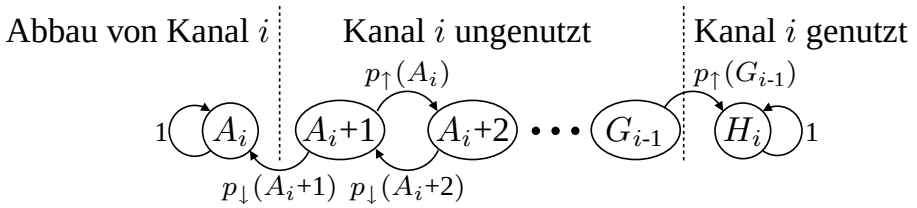


Abbildung 3.13: Absorbierende Markoff-Kette für das ungenutzte Halten des Kanals i

Die Übergangswahrscheinlichkeiten entsprechen den Übergangsraten, normiert mit der Summe aller Übergangsraten des betreffenden Zustands:

$$\begin{aligned} p_\rightarrow(x) &= p_\rightarrow(t=\infty,x) &= 0 \\ p_\uparrow(x) &= p_\uparrow(t=\infty,x) &= \tfrac{\lambda}{\lambda+x\epsilon} \\ p_\downarrow(x) &= p_\downarrow(t=\infty,x) &= \tfrac{x\epsilon}{\lambda+x\epsilon} \end{aligned} \tag{3.20}$$

Die einzelnen Übergangswahrscheinlichkeiten der absorbierenden Markoff-Kette von Abbildung 3.13 können zu der Übergangsmatrix $\boldsymbol{P}$, wie in Gleichung (3.21) veranschaulicht, zusammengefasst werden.

$$\boldsymbol{P} = \begin{array}{c} \\ H_i \\ A_i \\ G_{i\text{-}1} \\ G_{i\text{-}1}\text{-}1 \\ \vdots \\ A_i\text{+}1 \end{array} \begin{array}{c} \begin{array}{cccccc} H_i & A_i & G_{i\text{-}1} & G_{i\text{-}1}\text{-}1 & \cdots & A_i\text{+}1 \end{array} \\ \left(\begin{array}{cc:cccc} 1 & 0 & 0 & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & \cdots & 0 \\ \hdashline p_\uparrow(G_{i\text{-}1}) & 0 & 0 & p_\downarrow(G_{i\text{-}1}) & \cdots & 0 \\ 0 & 0 & p_\uparrow(G_{i\text{-}1}\text{-}1) & 0 & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & p_\downarrow(A_i\text{+}1) & 0 & 0 & \cdots & 0 \end{array}\right) \end{array} = \left(\begin{array}{c:c} \boldsymbol{E} & \boldsymbol{0} \\ \hdashline \boldsymbol{S} & \boldsymbol{T} \end{array}\right) \tag{3.21}$$

Die Übergangsmatrix besteht aus vier Teilmatrizen, der Einheitsmatrix $\boldsymbol{E}$, der Nullmatrix $\boldsymbol{0}$, der Matrix $\boldsymbol{S}$ mit den Zustandsübergängen in die absorbierenden Zustände sowie der Matrix $\boldsymbol{T}$ mit den Übergängen zwischen den inneren Zuständen.

Ein n-faches Multiplizieren der Matrix $\boldsymbol{P}$ mit sich selbst ergibt die Übergangsmatrix $\boldsymbol{P}^n$ für n Zustandsübergänge.

$$\boldsymbol{P}^n = \begin{pmatrix} \boldsymbol{E} & \boldsymbol{0} \\ \left(\boldsymbol{E}+\boldsymbol{T}+\boldsymbol{T}^2+\cdots+\boldsymbol{T}^n\right)\boldsymbol{S} & \boldsymbol{T}^n \end{pmatrix} \tag{3.22}$$

Nach unendlich vielen Zustandsübergängen befindet sich das System in einem der beiden absorbierenden Zuständen ($\lim\limits_{n\to\infty} \boldsymbol{T}^n = \boldsymbol{0}$). Vereinfacht mit der binomischen Reihe

$$\lim_{n\to\infty} \left(\boldsymbol{E}+\boldsymbol{T}+\boldsymbol{T}^2+\cdots+\boldsymbol{T}^n\right) = (\boldsymbol{E}-\boldsymbol{T})^{-1} = \boldsymbol{Q} \tag{3.23}$$

hat die Übergangsmatrix $\boldsymbol{P}^{\infty}$ die Gestalt:

$$\boldsymbol{P}^{\infty} = \lim_{n\to\infty} \boldsymbol{P}^{n} = \begin{pmatrix} \boldsymbol{E} & \boldsymbol{0} \\ \boldsymbol{QS} & \boldsymbol{0} \end{pmatrix} \tag{3.24}$$

Die Matrix $\boldsymbol{Q}$ wird als Fundamentalmatrix bezeichnet (siehe [GS97]). Das Matrixprodukt $\boldsymbol{QS}$ ergibt die Übergangswahrscheinlichkeiten nach unendlich vielen Übergängen der inneren Zustände in die absorbierenden Zustände. Multipliziert mit den Anfangszustandsvektor $\boldsymbol{z}^{\mathrm{T}} = (1\ 0\ \ldots\ 0)$, zum Zeitpunkt $t = 0$ befindet sich das System im Grenzzustand G_{i-1}, ergibt das die Absorptionswahrscheinlichkeiten $P_{\mathrm{H}}(A_i)$ und $P_{\mathrm{A}}(A_i)$ der Zustände H_i und A_i abhängig von der Wahl des Abbauzustands A_i für den Kanals i.

$$\begin{pmatrix} P_{\mathrm{H}}(A_i) & P_{\mathrm{A}}(A_i) \end{pmatrix} = \boldsymbol{z}^{\mathrm{T}}\boldsymbol{QS} \tag{3.25}$$

Die Einträge der Fundamentalmatrix geben im Mittel die Anzahl der entsprechenden Zustandsübergänge an, ehe das System in einen absorbierenden Zustand verharrt. Da die mittlere Verweilzeit $\overline{v}_x$ in einem Zustand x die reziproke Summe der Übergangsraten ist (siehe Gleichung (3.26)), kann durch Multiplikation mit dem Vektor der Verweilzeiten $\boldsymbol{v}^{\mathrm{T}} = (\ \overline{v}_{G_i}\ \ \overline{v}_{G_i-1}\ \ldots\ \overline{v}_{A_i+1}\ )$ der inneren Zustände die gesamte mittlere Verweildauer $\overline{t}_{\mathrm{h}}^{(i)}(A_i)$ in den inneren Zuständen abhängig vom Abbauzustand A_i wie in Gleichung (3.27) berechnet werden.

$$\overline{v}_x = \frac{1}{\lambda + x\epsilon} \tag{3.26}$$

$$\overline{t}_{\mathrm{h}}^{(i)}(A_i) = \boldsymbol{z}^{\mathrm{T}}\boldsymbol{Qv} \tag{3.27}$$

Mit der Absorptionswahrscheinlichkeit $P_{\mathrm{A}}(A_i)$ wird der Kanal i im Kanalzustand KF abgebaut, was zu einem späteren Zeitpunkt einen Kanalaufbau mit den zugehörigen Aufbaukosten zur Folge hat. Zusammen mit der Verweildauer $\overline{t}_{\mathrm{h}}^{(i)}(A_i)$ lassen sich nun die mittleren Mietkosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ für den Kanalzustand KF des Kanals i abhängig vom gewählten Abbauzustand wie folgt bestimmen:

$$\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}(A_i) = c_{\mathrm{t}} \cdot \overline{t}_{\mathrm{h}}^{(i)}(A_i) + C_{\mathrm{S}} \cdot P_{\mathrm{A}}(A_i) \tag{3.28}$$

Um den optimalen Abbauzustand $A_{i,\mathrm{opt}}$, der die Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ minimiert, zu finden, hat sich die systematische Suche, angefangen vom Abbauzustand $A_i = G_{i-1}$, bewährt. Der Abbauzustand wird solange schrittweise dekrementiert bis die resultierenden Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ im Vergleich zum vorherigen Schritt ansteigen. Der Abbauzustand des vorherigen Schritts ist dann der gesuchte optimale Abbauzustand $A_{i,\mathrm{opt}}$. Wird bei der Suche der Abbauzustand $A_i = 0$ erreicht und sind dabei die Mietkosten $\overline{c_{\mathrm{K}}}(i)$ für den Kanal i größer als c_{t}, gibt es für diesen keinen Abbauzustand. Der Kanal ist in diesem Fall statisch.

Mehrere Verkehrsklassen

Bei einem System mit mehreren Verkehrsklassen gibt es bei nicht statischen Kanälen im Allgemeinen mehrere Abbauzustände. Zwischen den inneren Zuständen und den Abbauzuständen befindet sich die Abbaugrenze. Wird diese unterschritten, wird der zugehörige Kanal abgebaut. Zur Vereinfachung können für die Berechnung der Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ des Kanals i die absorbierenden Zustände unterhalb dieser Abbaugrenze zu einem virtuellen Abbauzustand $\mathcal{A}_i$ und die absorbierenden Zustände oberhalb der Kapazitätsgrenze zu einem virtuellen Zustand $\mathcal{H}_i$ zusammengefasst werden. Abbildung 3.14 veranschaulicht dies für den Fall mit zwei Verkehrsklassen.

Die Berechnung der Kosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}(\mathcal{A}_i)$ gleicht den Ausführungen des vorherigen Abschnitts mit den folgenden Erweiterungen:

- Die Elemente der Übergangsmatrix $\boldsymbol{P}$ sind die entsprechenden Übergangsraten normiert mit der Summe aller Übergangsraten des ursprünglichen Zustands:

$$p_{(1)\rightarrow,\ldots,(m)\uparrow,\ldots,(n)\rightarrow}(\boldsymbol{x}) = \frac{\lambda_m}{\sum\limits_{l=1}^{n}(\lambda_l + x_l\epsilon_l)} \tag{3.29}$$

$$p_{(1)\rightarrow,\ldots,(m)\downarrow,\ldots,(n)\rightarrow}(\boldsymbol{x}) = \frac{x_m\epsilon_m}{\sum\limits_{l=1}^{n}(\lambda_l + x_l\epsilon_l)} \tag{3.30}$$

- Die Verweilzeit $\overline{v}_{\boldsymbol{x}}$ eines Zustands ist die reziproke Summe der ausgehenden Übergangsraten des Zustands:

$$\overline{v}_{\boldsymbol{x}} = \frac{1}{\sum\limits_{l=1}^{n}(\lambda_l + x_l\epsilon_l)} \tag{3.31}$$

- Die Einträge des Anfangszustandsvektor $\boldsymbol{z}$ für die Grenzzustände $\boldsymbol{x} \in \mathcal{G}_{i-1}$ sind die entsprechenden Auftrittswahrscheinlichkeiten zum Zeitpunkt $t = 0$ und berechnen sich wie in (3.19) angegeben.

Die Suche nach der optimalen Abbaugrenze gestaltet sich im mehrdimensionalen Fall deutlich aufwendiger. Dies liegt unter anderem daran, dass der Zustandsraum exponentiell mit der Anzahl der Verkehrsklassen wächst und somit das Invertieren der Matrix ($\boldsymbol{E}$-$\boldsymbol{T}$) entsprechend mehr Rechenzeit benötigt. Die kombinatorischen Möglichkeiten für die Wahl der Abbaugrenze wachsen zudem in etwa exponentiell zur Anzahl der Zustände unterhalb der Kapazitätsgrenze. Eine kombinatorische Suche nach der optimalen Abbaugrenze stößt somit schnell an die Grenze der Rechenbarkeit.

Auch wenn die optimale Abbaugrenze nicht notwendigerweise einer konstanten Bitrate folgen muss, hat es sich in der Praxis bewährt, sich bei der Suche nach der

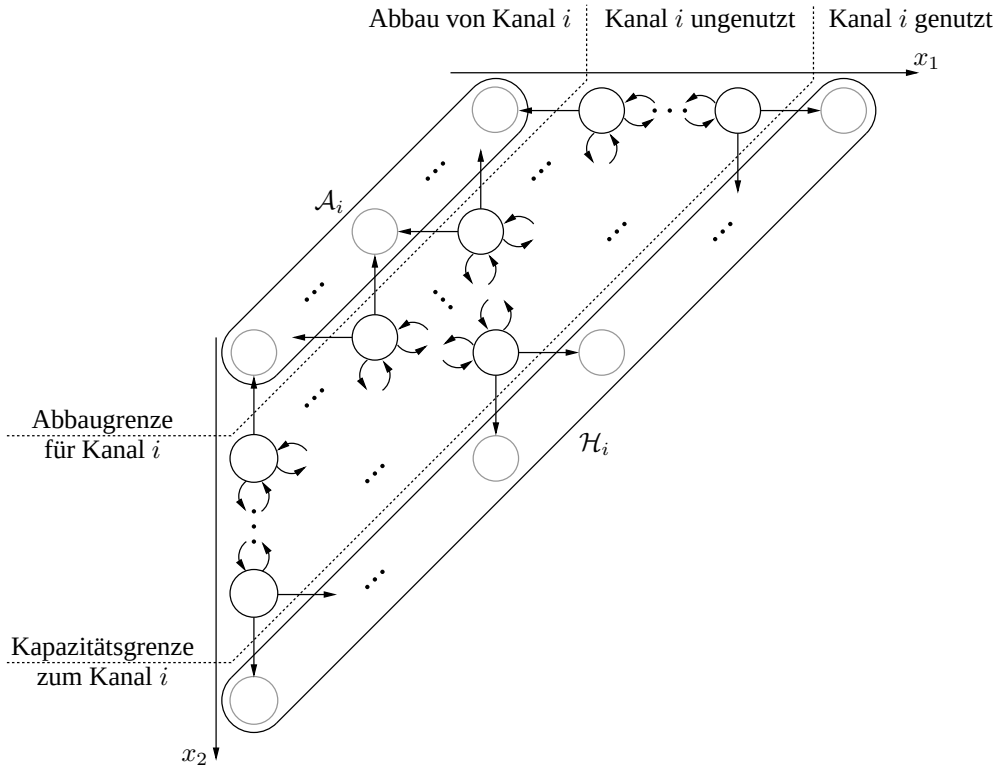


Abbildung 3.14: Absorbierende Markoff-Kette für das ungenutzte Halten des Kanals i bei zwei Verkehrsklassen

optimalen Abbaugrenze auf eine solche Kapazitätsgrenze zu beschränken. Der dabei entstehende Fehler konnte in den untersuchten Szenarien vernachlässigt werden. Die möglichen Abbaugrenzen reduzieren sich damit auf die Menge der Kapazitätsgrenzen, deren Kapazität k_g der Bedingung (3.32) genügen. Dies hat zusätzlich den Vorteil, dass die Kanalsteuerung nur eine Kapazitätsgrenze pro Kanal speichern muss, anhand derer sie die Entscheidung trifft, ob ein Kanal abgebaut werden soll oder nicht.

$$0 \leq k_g = \sum_{m=1}^{n} v_n r_n \leq \sum_{j=0}^{i-1} k_j \quad \text{mit:} \quad v_n \in \mathbb{N}_0 \tag{3.32}$$

3.3.3 Kanalmietverhalten nach exakter Verkehrsvorhersage

Für den Vergleich der Ergebnisse sei hier noch gezeigt, wie sich die optimalen mittleren Mietkosten berechnen lassen unter der Annahme, dass der Bandbreitenhändler im Voraus über alle zukünftigen Verbindungszustandsänderungen Bescheid weiß. Auch wenn dies in der Praxis selten der Fall sein wird, so liefert diese Annahme die theoretische Untergrenze für die Mietkosten.

Unterschreitet zum Zeitpunkt $t = 0$ das System die Kapazitätsgrenze von Kanal i, kann der Bandbreitenhändler mit dem Wissen über die zukünftigen Verbindungs-

zustandsänderungen bestimmen, wann der Kanal i wieder benötigt wird. Tritt dies zum Zeitpunkt $t_1 \leq C_\mathrm{S}/c_\mathrm{t}$ ein, wird der Kanal nicht abgebaut (Fall 1). Dagegen erfolgt ein sofortiger Abbau (Fall 2), wenn der Kanal erst zum Zeitpunkt $t_2 > C_\mathrm{S}/c_\mathrm{t}$ wieder gebraucht wird (siehe Abbildung 3.15).

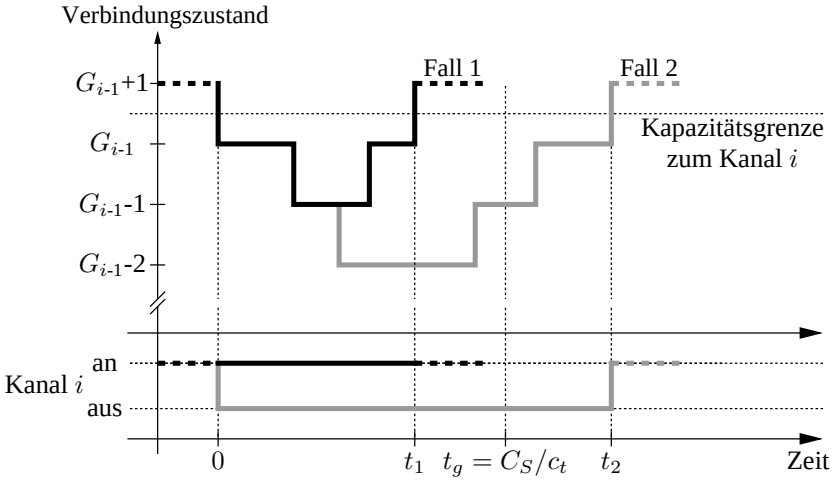


Abbildung 3.15: Visualisierung der beiden Fälle für die Berechnung der mittleren Mietkosten $\overline{C}_\mathrm{h}^{(i)}$ für den Kanal i bei vorausgeplantem Verkehr

Für die optimale Kanalabbauentscheidung bedarf es somit nur des Wissens über die zukünftigen Verbindungszustandsänderungen bis zum Zeitpunkt $t_\mathrm{g} = C_\mathrm{S}/c_\mathrm{t}$, der durch das Preismodell definiert wird.

Die optimalen Kosten $\overline{C}_\mathrm{h}^{(i)}$ errechnen sich ähnlich wie in Abschnitt 3.3.1. Es wird dabei Gleichung (3.15) durch Gleichung (3.33) ersetzt.

$$\overline{C}_\mathrm{h}^{(i)}(t_\mathrm{g} = C_\mathrm{S}/c_\mathrm{t}) = \underbrace{\int_0^{t_\mathrm{g}} c_\mathrm{t} t \cdot f_\mathrm{u}^{(i)}(t)dt}_{\text{Fall 1}} + \underbrace{C_\mathrm{S} \cdot P_\mathrm{u}^{(i)}(t_\mathrm{g})}_{\text{Fall 2}} \tag{3.33}$$

Wenn der Algorithmus zur numerischen Näherung von $P_\mathrm{u}^{(i)}$ die Zeit $n\Delta t = t_\mathrm{g}$ erreicht hat, wird dieser beendet.

3.3.4 Vergleich der Verfahren

Dieser Abschnitt zeigt Ergebnisse für das Kanalmietverhalten mit optimierten Kanalhaltezeiten und mit optimierten Abbauzuständen und vergleicht diese mit dem theoretischen Optimum. Da diese Untersuchungen unabhängig von der Anwendung beziehungsweise der benutzten Technologie sein sollen, werden, wie bei allen Ergebnissen in dieser Arbeit, universelle Einheiten für die Kosten (Geldeinheit GE), die Zeit (Zeiteinheit ZE) und die Bitrate (Kapazitätseinheit KE) verwendet.

Vergleichsszenario und Berechnungsparameter

Für den Vergleich der Verfahren wird ein blockierungsfreies Linksystem mit dem Verkehr einer Verkehrsklasse $V\,(\lambda|\epsilon|r)$ sowie Kanälen aus einer einzigen Kanalklasse $K\,(C_\mathrm{S}|c_\mathrm{t}|k)$ angenommen. Es wird zum einen die Ankunftsrate λ der Verbindungen variiert und zum anderen werden drei unterschiedliche Kanalaufbaukosten C_S benutzt. Die Bedienrate ϵ und die Kosten pro Zeit c_t für einen Kanal bleiben dagegen konstant. Die Kapazität eines Kanals sei so gewählt, dass dieser bis zu zehn Verbindungen transportieren kann (Granularität $g = k/r = 10$). Die Systemparameter für die Berechnungen sind in Tabelle 3.1 zusammengefasst.

Verkehrsklasse $V\,(\lambda\|\epsilon\|r)$	Kanalklasse $K\,(C_\mathrm{S}\|c_\mathrm{t}\|k)$
$\lambda \in \left]0\,\frac{1}{\mathrm{ZE}}; 10\,\frac{1}{\mathrm{ZE}}\right]$	$C_\mathrm{S} \in \{10\,\mathrm{GE}; 50\,\mathrm{GE}; 100\,\mathrm{GE}\}$
$\epsilon = 0{,}2\,\frac{1}{\mathrm{ZE}}$	$c_\mathrm{t} = 1\,\frac{\mathrm{GE}}{\mathrm{ZE}}$
$r = 1\,\mathrm{KE}$	$k = 10\,\mathrm{KE}$

Tabelle 3.1: Systemparameter für die Berechnungen

Um eine ausreichende Genauigkeit der Ergebnisse für die Verfahren sicherzustellen, welche auf dem Algorithmus zur numerischen Bestimmung der Wahrscheinlichkeitsfunktion $P_\mathrm{u}^{(i)}(t)$ basieren, wird das dafür nötige Zeitintervall Δt sehr kurz ($\Delta t = 0{,}0001\,\mathrm{ZE}$) gewählt. Für die Übergangswahrscheinlichkeiten werden alle zulässigen Zustandsübergangssequenzen verwendet, die bis zu drei Verbindungszustandsänderungen innerhalb dieses Zeitintervalls beinhalten.

Die Linkmietkosten setzen sich aus den Mietkosten der einzelnen Kanäle zusammen. Durch die Annahme eines blockierungsfreien Linksystems ist die Anzahl der Kanäle theoretisch unbeschränkt. In den Berechnungen wurden so viele Kanäle betrachtet, dass die Genauigkeit der Linkmietkosten mindestens 99,9 % beträgt.

Der Verkehrswert ist der Mittelwert der gleichzeitig aktiven Verbindungen auf dem Link und stellt somit einen anschaulichen Bezug zu den Kanalgrenzen dar. Deshalb sind trotz der Variation der Ankunftsrate λ die Ergebnisse abhängig von dem daraus resultierenden Verkehrswert dargestellt, der im blockierungsfreien Fall dem Verkehrsangebot $A = \lambda/\epsilon$ entspricht. Es ist jedoch zu beachten, dass die Ergebnisse nur für die in Tabelle 3.1 angegebene mittlere Bedienrate ϵ gültig sind.

Optimierte Kanalhaltezeiten

Abbildung 3.16 zeigt die optimierten Haltezeiten der einzelnen Kanäle für das entsprechende Mietverhalten abhängig vom Verkehrswert für die drei unterschiedlichen Kanalaufbaukosten. Wie zu erwarten gibt es für jeden Kanal einen Grenzverkehrswert, der eine senkrechte Asymptote für die optimierte Haltezeit darstellt. Diese

Grenze stellt den Übergang des Kanals vom dynamischen zum statischen Mietverhalten dar und verschiebt sich zu kleineren Verkehrswerten, wenn die Kanalaufbaukosten C_S ansteigen. Ist für einen Verkehrswert unterhalb dieser Grenze kein Wert für die optimierte Haltezeit angegeben, ist der Linkmietkostenbeitrag dieses Kanals kleiner als 0,1%. Der Abstand zwischen den Grenzwerten aufeinander folgender Kanäle ist ab dem zweiten Kanal für dieselben Kanalaufbaukosten in etwa konstant. Dieser ist kleiner als die Granularität g und verringert sich mit dem Ansteigen der Kanalaufbaukosten. Somit steigt der Abstand zwischen dieser Grenze und der entsprechenden Kanalkapazitätsgrenze für höhere Kanäle an.

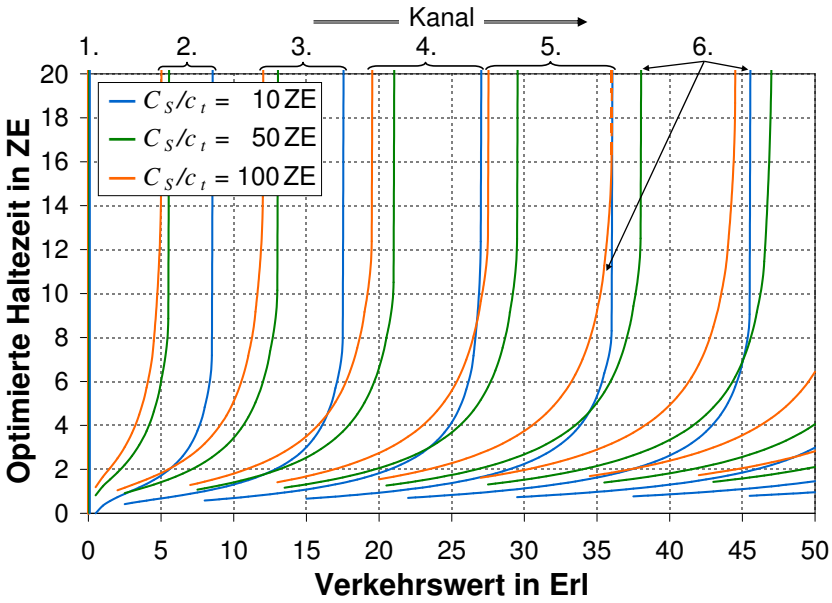


Abbildung 3.16: Optimierte Haltezeiten für die unterschiedlichen Kanäle

Optimierte Kanalabbauzustände

Die optimierten Abbauzustände für die Kanäle sind in Abbildung 3.17 ebenfalls abhängig vom Verkehrswert und jeweils für die drei unterschiedlichen Kanalaufbaukosten dargestellt. Die Kurven haben eine treppenförmige Gestalt, da die Abbauzustände einer Anzahl von aktiven Verbindungen entsprechen und somit nur ganzzahlige Werte annehmen können. Trägt ab einem gewissen Verkehrswert ein Kanal i mehr als 0,1% der Gesamtkosten bei, so startet die entsprechende Kurve bei einem Wert nahe dem Grenzzustand G_{i-1}. Mit anwachsendem Verkehrswert fällt sie monoton ab und erreicht schließlich die x-Achse, was den Übergang vom dynamischen in das statische Mietverhalten des Kanals bedeutet. Diese Übergänge der Kanäle sind gegenüber dem Mietverhalten mit optimaler Haltezeit leicht zu größeren Verkehrswerten verschoben, besonders bei niedrigeren Aufbaukosten.

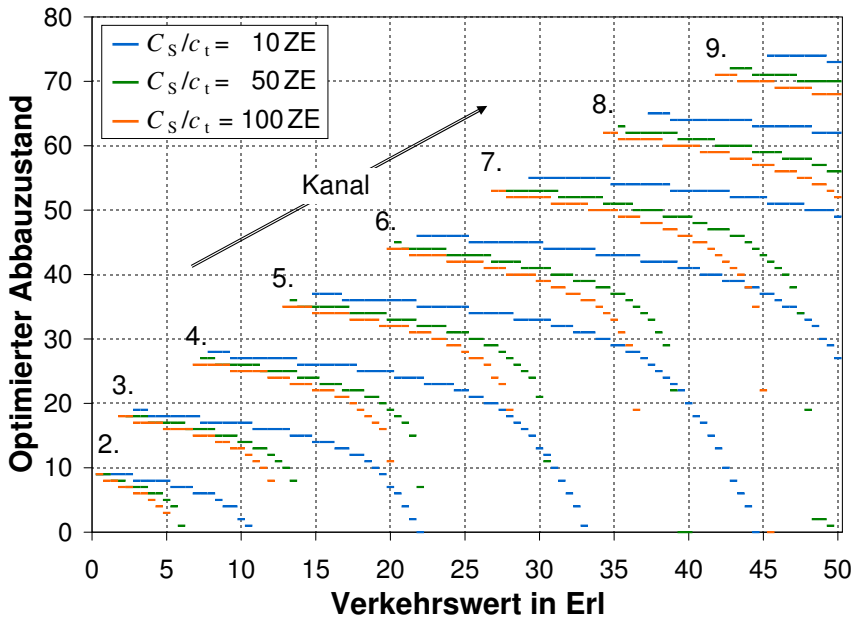


Abbildung 3.17: Optimierte Abbauzustände für die unterschiedlichen Kanäle

Vergleich der Linkmietkosten zum theoretischen Optimum

Mit einer exakten Verkehrsvorhersage kann das Linkmietverhalten so an das Preismodell angepasst werden, dass die Linkmietkosten minimal sind (siehe Abschnitt 3.3.3). Dieses theoretische Optimum soll hier als Referenz für den Vergleich der Verfahren dienen, die ohne Kenntnis zukünftiger Verbindungszustandsänderungen auskommen. Abbildung 3.18 zeigt die relativen Mehrkosten zu dieser unteren Schranke für das Mietverhalten mit optimierten Haltezeiten und mit optimierten Abbauzuständen. Zusätzlich sind die Mehrkosten für den Fall eingetragen, in dem der Bandbreitenhändler, ohne auf das Preismodell zu achten, die Kanäle ohne jegliche Haltezeit nach dem Freiwerden abbaut. Dies zeigt welches enorme Optimierungspotential hier gegeben ist.

Das Verfahren mit den optimierten Abbauzuständen liefert stets bessere Ergebnisse, der Unterschied ist jedoch bei größeren Aufbaukosten (50 GE und 100 GE) sehr gering. Die Schwankungen der zusätzlichen Kosten sind die Folge der Granularität g, das Verhältnis der Kanalkapazität k zur Verbindungsbitrate r. Die lokalen Maxima der relativen Mehrkosten liegen in etwa bei denjenigen Verkehrswerten, bei denen ein Kanal vom dynamischen Mietverhalten in das statische wechselt. Hier wird relativ häufig der Kanal länger ungenutzt gehalten, was die Mehrkosten bezogen auf den idealen Fall erklärt. Die lokalen Maxima sind jedoch im Vergleich zum Mietverfahren ohne Haltezeiten sehr nahe am theoretischen Optimum und fallen für größere Verkehrswerte sogar unter die 5 %-Marke.

Angesichts der etwas besseren Ergebnisse und den deutlich kürzeren Berechnungszeiten (etwa um den Faktor 3000 in den gezeigten Berechnungen) wird im Weiteren das Kanalmietverhalten mit optimierten Abbauzuständen näher untersucht.

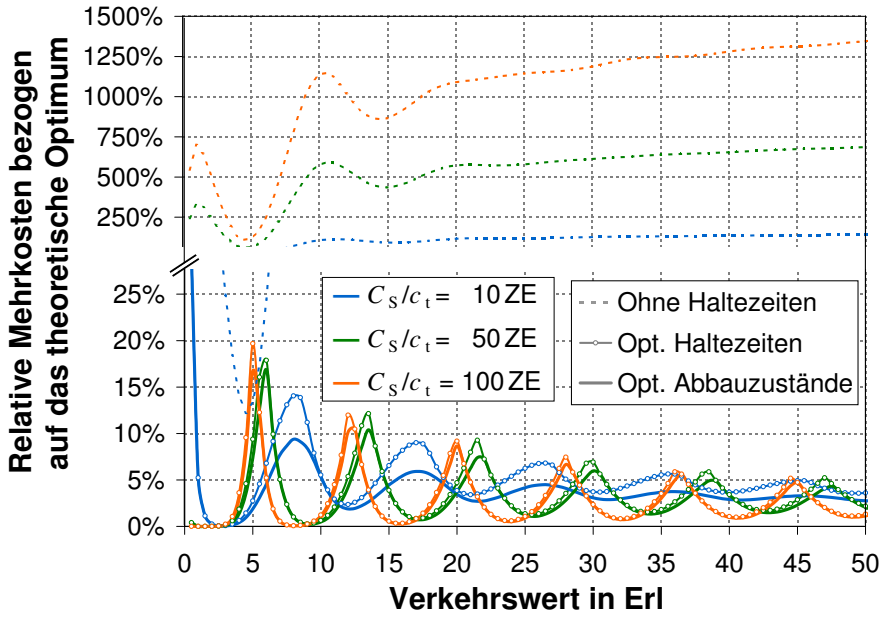


Abbildung 3.18: Relative Mehrkosten der Verfahren bezogen auf die minimalen Linkmietkosten nach exakter Verkehrsvorhersage

3.4 Analyse des Kanalmietverhaltens mit optimierten Abbauzuständen

Der Vergleich der vorgeschlagenen Mietverfahren hat gezeigt, dass das Kanalmietverhalten mit optimierten Abbauzuständen einfacher zu berechnen ist und dabei sogar etwas geringere Kosten verursacht. In diesem Abschnitt wird nun dieses Verfahren genauer untersucht.

Nach der Analyse der Mietkosten pro Verbindung und der Linkdynamik zeigen Ergebnisse über den Einfluss der Verkehrsparameter, welche Verkehrseigenschaften sich günstig auf die Mietkosten auswirken und geben somit Anhaltspunkte, für welche Einsatzgebiete sich die dynamische Link-Ressourcenanpassung besonders eignet.

Zur Bestimmung der Abbauzustände ist eine Abschätzung der mittleren Ankunfts- und Bedienraten der Verbindungen erforderlich. Wie robust das Verfahren auf Fehlschätzungen reagiert und wie die Robustheit verbessert werden kann ist Gegenstand der darauf folgenden Untersuchung.

Im Anschluss daran werden die Auswirkungen von einer begrenzten Anzahl von Kanalschnittstellen gezeigt. Schließlich runden Berechnungen mit mehreren Kanalklassen, sowie mit mehreren Verkehrsklassen die umfassende Analyse des Kanalmietverhaltens mit optimierten Abbauzuständen ab.

3.4.1 Verbindungskosten und Linkdynamik

Für die folgenden Untersuchungen werden die Systemparameter aus Tabelle 3.1 verwendet. Zusätzlich werden zum Vergleich Ergebnisse für den Fall ohne Kanalaufbaukosten ($C_\mathrm{S} = 0\,GE$) angeführt. Ohne Kanalaufbaukosten ist der Grenzzustand G_{lin-1} auch Abbauzustand für den Kanal i, es wird somit der Kanal zu keiner Zeit ungenutzt gehalten. Abhängig von diesen Systemparametern sind in den Abbildungen 3.19 bis 3.21 die Ergebnisse für die Linkmietkosten, die im Mittel pro Verbindung in einer Zeiteinheit entstehen, die Linkauslastung, sowie die Kanalaufbaurate zu sehen.

Es zeigt sich, dass die Mietkosten pro Verbindung (oder kurz Verbindungskosten) nicht gleichmäßig mit der Erhöhung der Kanalaufbaukosten ansteigen. So entspricht zum Beispiel ab einem Verkehrswert von $10\,\mathrm{Erl}$ eine Verzehnfachung der Kanalaufbaukosten von $C_\mathrm{S} = 10\,\mathrm{GE}$ auf $C_\mathrm{S} = 100\,\mathrm{GE}$ nur etwa einer Verdopplung der zusätzlichen Kosten, die durch die Kanalaufbaukosten entstehen. Dies ist dadurch zu erklären, dass bei größeren Kanalaufbaukosten die Kanäle länger ungenutzt gehalten werden und somit die zusätzlichen Verbindungskosten hauptsächlich durch die geringere Linkauslastung entstehen.

Die Verbindungskosten verringern sich im Allgemeinen für größere Verkehrswerte, da hier die angemietete Kapazität effizienter genutzt werden kann. Es gibt allerdings lokale Minima, die mit steigenden Kanalaufbaukosten stärker ausgeprägt sind. Diese Wellenförmigkeit, die in allen drei Abbildungen zu sehen ist, lässt sich durch die Granularität der Kanalkapazität erklären.

Die Kurvenschar mit der Funktion $c_i(A) = i \cdot \frac{c_\mathrm{t}}{A}$ (gestrichelte Linien in Abbildung 3.19) stellt die theoretischen Mietkosten pro Verkehrsangebot A und pro Zeiteinheit dar, die eine statische Kanalanzahl i verursachen würde. Die entsprechende Geradenschar $f_i(A) = \frac{A}{i \cdot g}$ für die Linkauslastung bei einer statischen Kanalanzahl i ist in Abbildungen 3.20 zu sehen. Gerade für größere Kanalaufbaukosten erkennt man, wie die Ergebnisse sich für bestimmte Verkehrswertbereiche einer Kurve der entsprechenden Schar annähern. In diesen Bereichen ist das System zumeist sehr statisch (vergleiche Abbildung 3.21).

Die grauen sägezahnartigen Kurven in den Abbildungen 3.19 und 3.20 spiegeln die entsprechenden Werte für einen vergleichbaren statischen Verkehr wider, der mit einer passenden Anzahl an statisch angemieteten Kanälen übertragen wird. Die konstante Bitrate des Verkehrs entspricht dabei dem Verkehrswert-Bitraten-Produkt des dynamischen Verkehrs. Die Kurven veranschaulichen den Zusammenhang des statischen Falls mit dem dynamischen Fall.

Ein Blick auf die Kanalaufbauraten zeigt, dass diese durch das Mietverfahren mit optimierten Abbauzuständen je nach Kanalaufbaukosten stark reduziert werden. Ohne diese Kosten steigt die Kanalaufbaurate ab einem Verkehrswert von $20\,\mathrm{Erl}$ etwa linear mit der Verbindungsankunftsrate λ und dem Proportionalitätsfaktor $1/g$ an. Dagegen bleiben für die Fälle mit Kanalaufbaukosten die lokalen Maxima der Kanalaufbaurate des gesamten Linksystems unter der theoretisch sinnvollen maximalen Aufbaurate

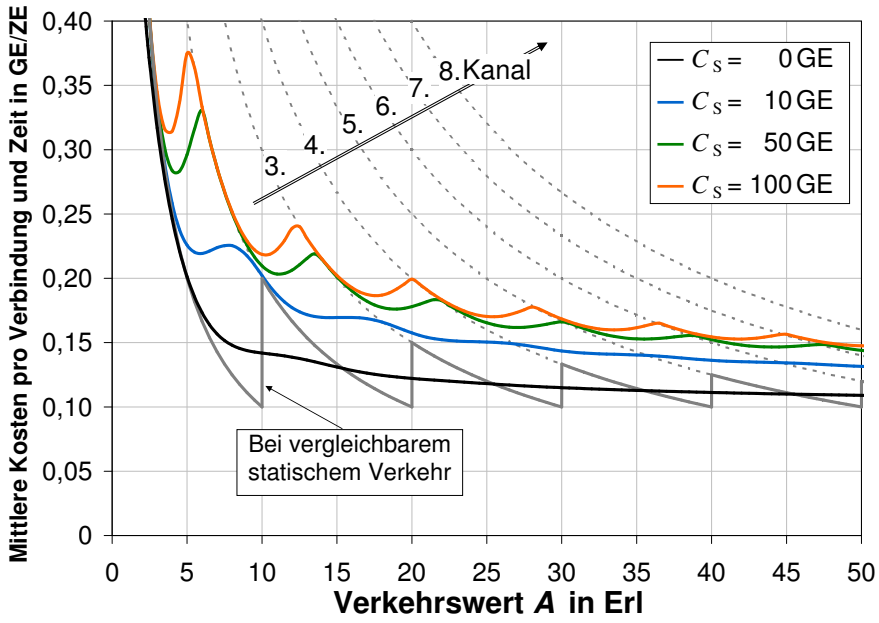


Abbildung 3.19: Linkmietkosten, die im Mittel pro Verbindung und Zeit entstehen, abhängig von den Systemparametern

eines Kanals $\kappa_{i,\max} = c_t/C_S$ (siehe Abschnitt 3.2).

Die Zacken in der Kurve für $C_S = 10\,\mathrm{GE}$ resultieren aus der Tatsache, dass die Abbauzustände nur diskrete Werte umfassen können. Bei diesen relativ geringen Kanalaufbaukosten sind die Abbauzustände im Allgemeinen näher an der Kanalgrenze. Wenn sich nun der optimale Abbauzustand durch das Ansteigen des Verkehrswerts um einen Zustand reduziert, sinkt die Kanalaufbaurate sprunghaft.

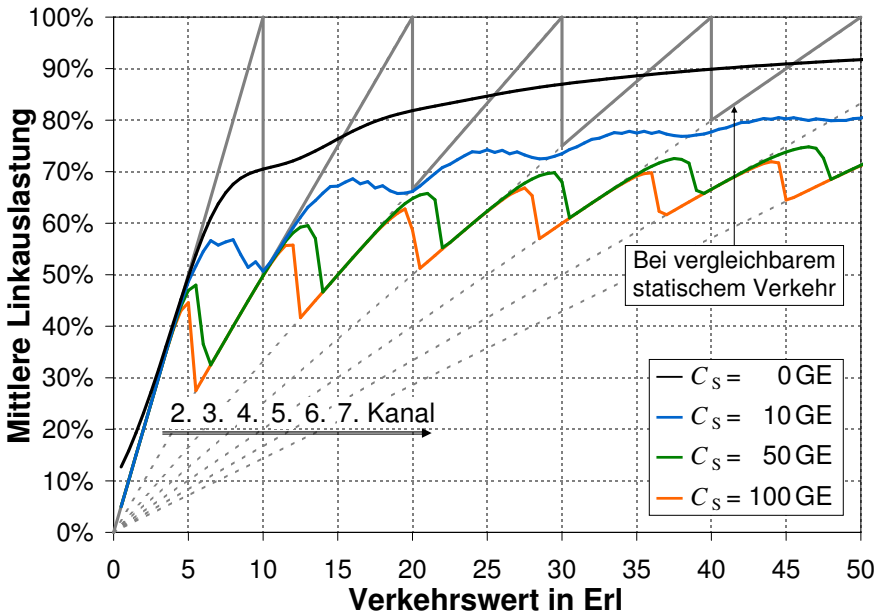


Abbildung 3.20: Mittlere Linkauslastung abhängig von den Systemparametern

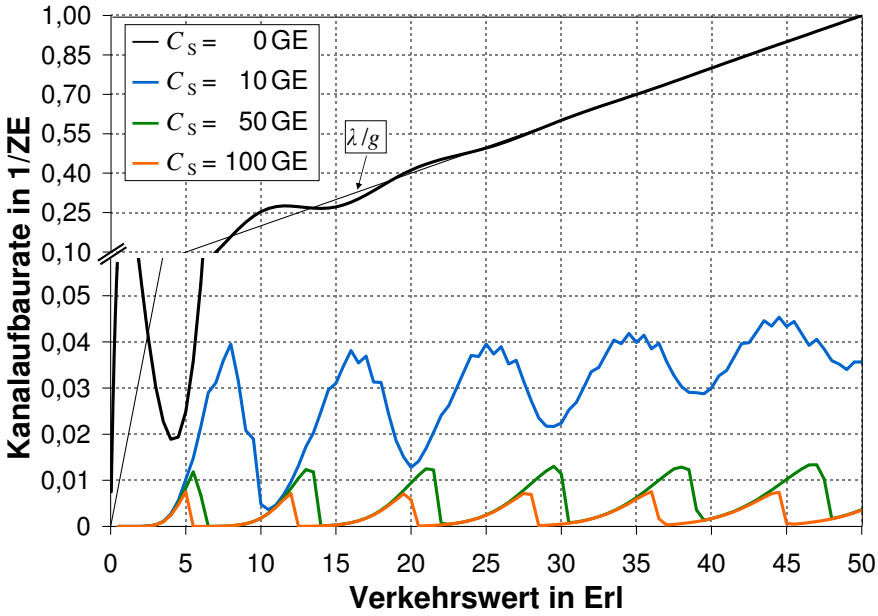


Abbildung 3.21: Mittlere Kanalaufbaurate abhängig von den Systemparametern

3.4.2 Einfluss der Verkehrsparameter

Eine Verkehrsklasse ist durch drei Parameter, die mittlere Ankunftsrate λ, die mittlere Bedienrate ϵ und die Verbindungsbitrate r, festgelegt. Mit diesen Parametern lässt sich das Verkehrsangebot-Bitraten-Produkt L berechnen, das im blockierungsfreien Fall gleich dem Erwartungswert der Systemlast $\mathrm{E}\left[Z(t)\right] = \mathrm{E}\left[r \cdot X(t)\right]$ ist. Wird der Verkehr dieser Verkehrsklasse mit einem Linksystem übertragen, das sich aus Kanälen einer Kanalklasse $K\left(C_\mathrm{S}|c_\mathrm{t}|k\right)$ zusammensetzt, kann der Erwartungswert und die Varianz der Systemlast wie folgt angegeben werden (siehe auch Ausdruck (3.2)) :

$$\mathrm{E}\left[Z(t)\right] = \mathrm{E}\left[r \cdot X(t)\right] = L = r \cdot \frac{\lambda}{\epsilon} = \frac{k}{g} \cdot \frac{\lambda}{\epsilon} \tag{3.34}$$

$$\mathrm{Var}\left[Z(t)\right] = \mathrm{Var}\left[r \cdot X(t)\right] = r^2 \cdot \mathrm{Var}\left[X(t)\right] = \frac{k^2}{g^2} \cdot \frac{\lambda}{\epsilon} = \frac{k}{g} \cdot L \tag{3.35}$$

Als nächstes wird nun untersucht, welche Auswirkungen auf die Mietkosten Änderungen der Verkehrsparameter zur Folge haben. In drei verschiedenen Analysen wird hierzu jeweils einer der Parameter λ, ϵ und g konstant gehalten, während die anderen beiden Parameter so variiert werden, dass das Verkehrsangebot-Bitraten-Produkt L ebenfalls konstant bleibt.

Abbildung 3.22 stellt die Ergebnisse der Analysen für Verkehr mit dem Verkehrsangebot-Bitraten-Produkt $L \in \{12{,}5\,\mathrm{Erl\,KE}, 25\,\mathrm{Erl\,KE}, 37{,}5\,\mathrm{Erl\,KE}\}$ dar, der über einen Link mit den Kanälen jeweils einer der drei Kanalklassen von Tabelle 3.1 übertragen wird.

Konstante Ankunftsrate

Bei der ersten Analyse mit konstantem $\lambda = 5\,\frac{1}{\mathrm{ZE}}$ bleibt die mittlere übertragene Datenmenge pro Verbindung gleich. Verteilt sich die Datenmenge auf zeitlich längere Verbindungen mit geringerer Bitrate (dies entspricht einer größeren Granularität) reduzieren sich im Allgemeinen die Linkmietkosten solange, bis gewisse Mindestkosten erreicht sind. Der Grund dafür ist, dass die Verbindungsbitrate quadratisch in die Varianz der benötigten Linkübertragungsbitrate einfließt, wodurch sich diese hier indirekt proportional zur Granularität g verhält (siehe Gleichung (3.35)). Bei einer größeren Granularität g liefern dadurch weniger Kanäle relevante Kostenbeiträge zu den Gesamtkosten und es sinkt die Zahl der statischen Kanäle.

Die Unregelmäßigkeiten im Kurvenverlauf ergeben sich aus zwei unterschiedlichen Effekten. Zum einen ändert sich die Anzahl der statischen Kanäle stufenartig, was sich durch Granularitätsbereiche mit verhältnismäßig konstanten Kosten erklärt. Für welche Granularitätsbereiche dies zutrifft hängt von der Systemlast L sowie von den Kanalaufbaukosten C_S ab.

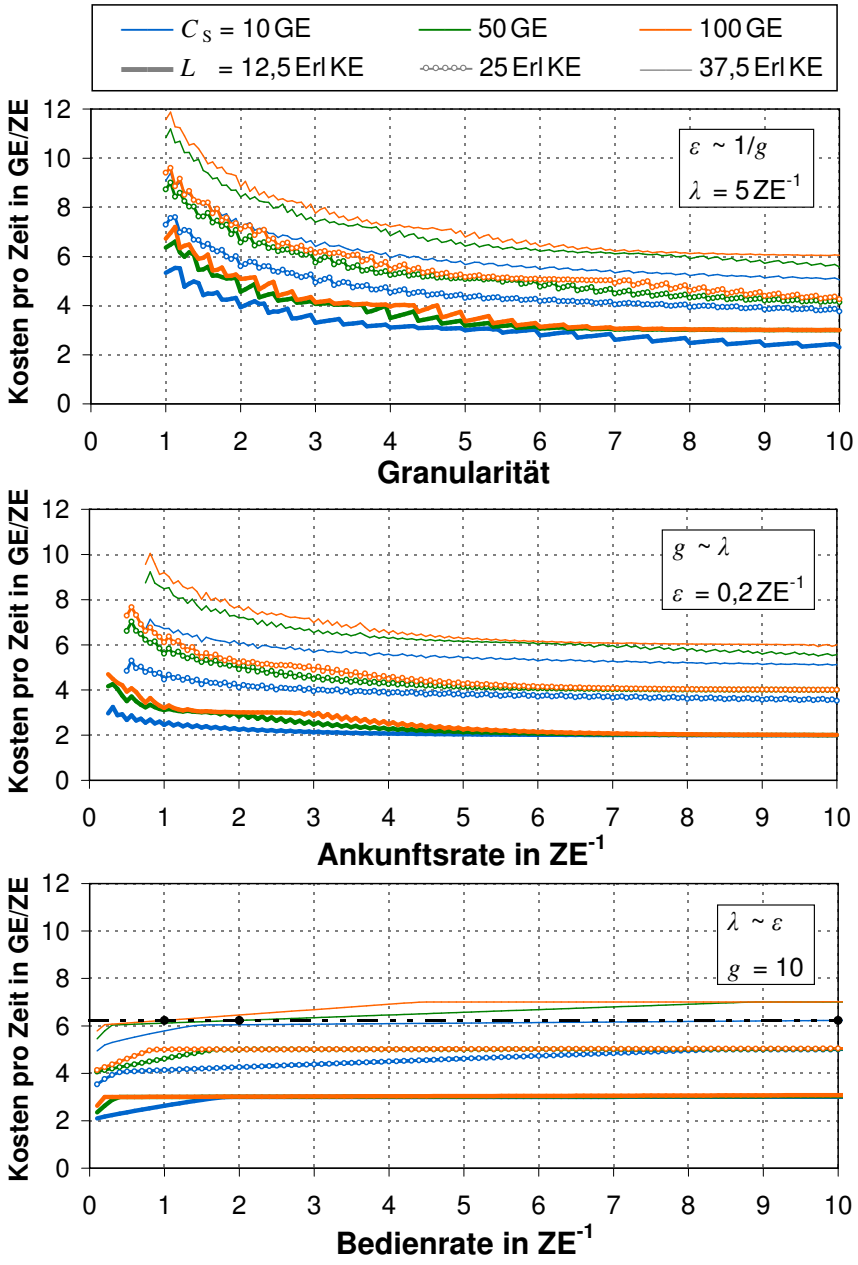


Abbildung 3.22: Linkmietkosten pro Zeit bei konstantem Verkehrsangebot-Bitraten-Produkt L in Abhängigkeit von den Verkehrsparametern

Zum anderen ist die Verbindungsbitrate bei bestimmten Granularitäten besser an die Kanalgrenzen angepasst, wodurch sich die vielen kleinen Zacken in der Kurve erklären. Dies sieht man zum Beispiel daran, dass bei ganzzahligen Granularitäten lokale Minima im Kurvenverlauf der Kosten existieren. Dieser Effekt wird mit größerer Systemlast L schwächer.

Konstante Bedienrate

Die Ergebnisse der zweiten Analyse sehen sehr ähnlich aus. Bei einer konstanten mittleren Bedienrate $\epsilon = 0{,}2\,\frac{1}{\mathrm{ZE}}$ wird die Granularität g proportional zur Ankunftsrate λ variiert. Wie in der vorherigen Untersuchung sinkt die Varianz der Systemlast für größere Granularitätswerte. Somit treten hier die gleichen Haupt- und Nebeneffekte wie in der vorherigen Analyse auf. Die Kurven starten bei der Ankunftsrate, bei der die Granularität $g = 1$ ist, da das hier vorgestellte Kanalmietverhalten nur Verbindungskapazitäten die kleiner oder gleich der Kanalkapazität sind vorsieht.

Konstante Granularität

Bei der dritten Analyse mit konstanter Granularität $g = 10$ sind sowohl der Erwartungswert, als auch die Varianz der Systemlast $Z(t)$ konstant. Verändert wird hier die Dynamik des Verkehrs. Die kürzeren Verbindungszeiten werden durch eine höhere Verbindungsankunftsrate kompensiert, um das Verkehrsangebot konstant zu halten. Das Ansteigen der Dynamik macht sich durch eine größere Kanalaufbaurate bemerkbar, was die Linkmietkosten aufgrund der Kanalaufbaukosten C_S ansteigen lässt. Überschreitet die Kanalaufbaurate für einen Kanal einen gewissen Schwellenwert, der abhängig von den Kanalaufbaukosten C_S ist, wird dieser Kanal statisch. Dies ist an einem Abflachen der Kurven ab den entsprechenden Bedienraten deutlich erkennbar.

Bei dieser Untersuchung erkennt man den Zusammenhang der Verkehrsparameter λ und ϵ mit den Kanalaufbaukosten C_S. Skaliert man die beiden Verkehrsparameter mit einem Faktor $\zeta > 0$ und die Kanalaufbaukosten C_S mit dem reziproken Faktor $1/\zeta$, so ändern sich die mittleren resultierenden Linkmietkosten pro Zeit $\overline{c_\mathrm{E}}$ nicht.

$$\overline{c_\mathrm{E}}(\lambda,\epsilon,r,C_\mathrm{S},c_\mathrm{t},k) = \overline{c_\mathrm{E}}(\zeta\cdot\lambda,\zeta\cdot\epsilon,r,\frac{1}{\zeta}\cdot C_\mathrm{S},c_\mathrm{t},k) \quad \text{mit:} \quad \zeta > 0 \tag{3.36}$$

Dieser Zusammenhang ist im unteren Diagramm von Abbildung 3.22 für ein Beispiel mit mittlerer Systemlast $37{,}5\,\mathrm{Erl}$ und den Parameterpaaren $(\epsilon \mid C_\mathrm{S})$ mit $(1\,\frac{1}{\mathrm{ZE}} \mid 100\,\mathrm{GE})$, $(2\,\frac{1}{\mathrm{ZE}} \mid 50\,\mathrm{GE})$ und $(10\,\frac{1}{\mathrm{ZE}} \mid 10\,\mathrm{GE})$ anschaulich hervorgehoben.

Zusammenfassend kann gesagt werden, dass sich Verkehrsklassen mit geringerer Bitrate und längeren Bedienzeiten, bei gleicher mittlerer Systemlast, positiv auf die Linkmietkosten auswirken. Zusätzlich ist es von Vorteil wenn die Kanalübertragungskapazität k ein Vielfaches der Verbindungsbitrate r ist.

3.4.3 Robustheit gegenüber Verkehrsfehlschätzungen

Für die Bestimmung der Kanalabbauzustände benötigt der Algorithmus aus Abschnitt 3.3.2 die mittlere Ankunftsrate λ und die mittlere Bedienrate ϵ. Diese Parameter müssen abgeschätzt oder anhand einer entsprechenden Verkehrsanalyse über die vorangegangenen Verbindungen abgeleitet werden. In diesem Abschnitt wird nun untersucht, inwiefern sich Fehlschätzungen dieser Parameter auf die Linkmietkosten auswirken.

In zwei getrennten Untersuchungen ist jeweils einer der beiden Parameter λ und ϵ fehlerbehaftet. In die Kanalabbauzustandsberechnung fließt dieser Parameter mit einem Faktor $(1 + f)$ ein, wobei f der relative Schätzfehler der entsprechenden Größe ist.

Für die Untersuchungen wurden die Systemparameter aus Tabelle 3.1 verwendet, wobei nur die Ergebnisse für die Kanalklasse mit den höchsten Aufbaukosten $C_S = 100\,\mathrm{GE}$ dargestellt sind, da sich hier Fehlschätzungen am stärksten auswirken. Für sechs verschiedene relative Schätzfehler $f \in \{\pm 0{,}05; \pm 0{,}1; \pm 0{,}2\}$ zeigt Abbildung 3.23 die relativen Mehrkosten abhängig vom Verkehrswert und bezogen auf die Linkmietkosten bei korrekt geschätzten Parametern.

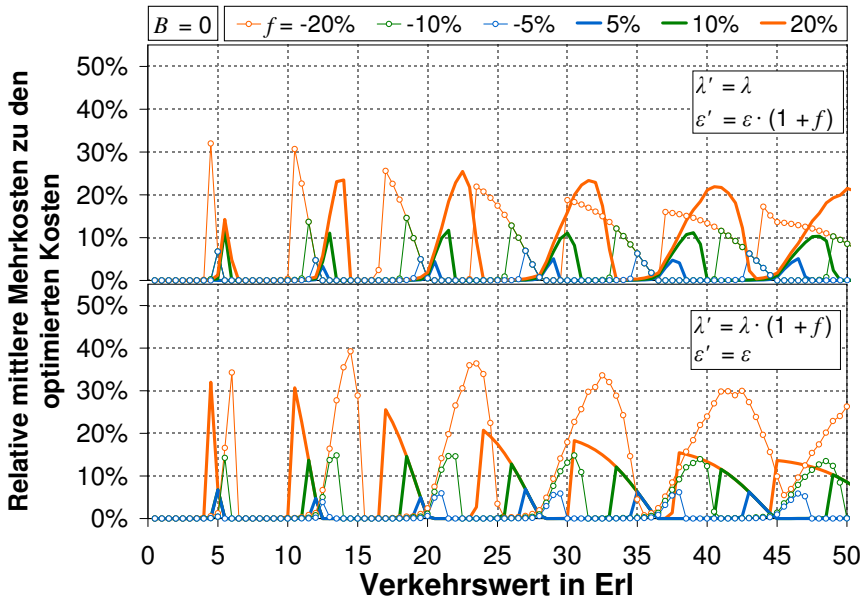


Abbildung 3.23: Relative mittlere Mehrkosten durch Fehlschätzung der Verkehrsparameter bezogen auf die Linkmietkosten mit korrekter Schätzung

Die Ergebnisse der Untersuchungen zeigen, dass die Robustheit des Systems gegenüber Fehlschätzungen sehr vom tatsächlichen Verkehrswert abhängig ist. Für Verkehrswerte, die bei einem korrekt geschätzten System ein lokales Maximum bei den mittleren Verbindungskosten haben (vergleiche Abbildung 3.19), wirkt sich selbst ein Schätzfehler von $\pm 20\%$ kaum auf die Linkmietkosten aus. Zwischen diesen

Verkehrswerten steigen die Mehrkosten für denselben Schätzfehler dagegen auf bis zu signifikante 40 Prozent an. Zum Vergleich sei hier noch erwähnt, dass sich die Mehrkosten bei Kanälen mit geringeren Kanalaufbaukosten von $C_S = 10\,\mathrm{GE}$ im betrachteten Verkehrswertebereich stets unter 6 Prozent befinden.

Um die Robustheit gegenüber Fehlschätzungen der Parameter zu erhöhen ist die Verschiebung der Kanalaufbaugrenze ein möglicher Ansatz. Dies bedeutet, dass der Kanal i nicht erst beim Überschreiten des Kanalgrenzzustands G_{i-1} aufgebaut wird, sondern schon beim Überschreiten eines kleineren Zustands, der einen Abstand B vom Grenzzustand hat (siehe Abbildung 3.24). Bei der Berechnung der Kanalabbauzustände und der Kanalkosten verschiebt sich dadurch der absorbierende Zustand $H_i = G_{i-1} - B + 1$ im Algorithmus von 3.3.2 entsprechend.

Dies hat zur Folge, dass selbst mit korrekt geschätzten Parametern Mehrkosten gegenüber dem Fall mit $B = 0$ entstehen. Deshalb ist ein Einsatz dieses Verfahrens zur Verbesserung der Robustheit nur für $B = 1$ und Verkehrswerte größer $12\,\mathrm{Erl}$ bei den betrachteten Systemparametern sinnvoll. In diesem Bereich sind die relativen Mehrkosten allein durch das Verfahren (ohne Fehlschätzung) stets unter 8 Prozent (siehe dazu Abbildung 3.35).

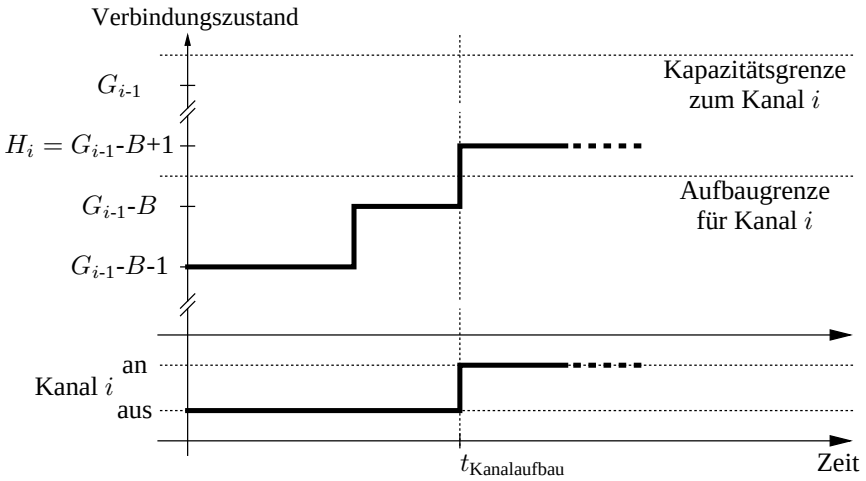


Abbildung 3.24: Definition der Kanalaufbaugrenze

In Abbildung 3.25 sind die Ergebnisse der Robustheitsuntersuchungen mit einer um $B = 1$ verschobener Kanalaufbaugrenze dargestellt. Die Mehrkosten sind für Verkehrswerte größer $15\,\mathrm{Erl}$ zum Teil deutlich geringer gegenüber den vorherigen Ergebnissen mit $B = 0$. Zusätzlich ist zu sehen, dass nun für ein zu gering geschätztes Verkehrsangebot ($\lambda' < \lambda$ beziehungsweise $\epsilon' > \epsilon$) die Mehrkosten stets kleiner ausfallen als bei einem zu hoch geschätztem Verkehrsangebot. Daraus folgt, dass es bei der Abschätzung der Verkehrsparameter bei verschobener Kanalaufbaugrenze günstiger ist das Verkehrsangebot etwas niedriger einzuschätzen.

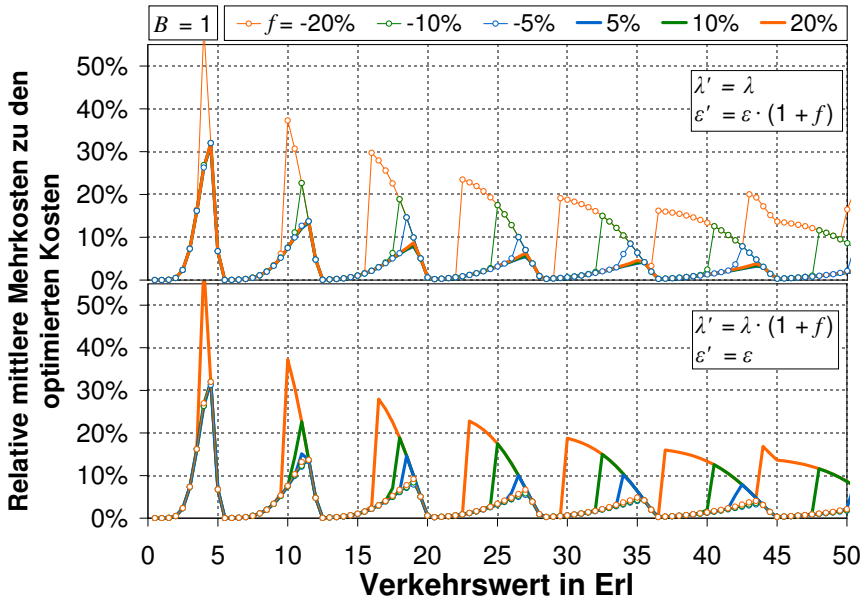


Abbildung 3.25: Relative mittlere Mehrkosten durch Fehlschätzung der Verkehrsparameter mit um $B = 1$ verschobener Kanalaufbaugrenze bezogen auf die Linkmietkosten mit korrekter Schätzung und $B = 0$

3.4.4 Linksystem mit begrenzter Anzahl an Kanalschnittstellen

Bei den vorangegangenen Analysen galt die Vereinfachung, dass zu jeder Zeit ausreichend viele Kanalschnittstellen zur Verfügung stehen und dadurch jede Kanal-, sowie jede Verbindungsanfrage bedient wird. Da in einem realen Szenario die Schnittstellenanzahl beschränkt ist, können unter Umständen Blockierungen auftreten. Wie die Anzahl der Schnittstellen dimensioniert werden muss, damit für die gegebenen Verkehrsparameter eine gewisse Verbindungsblockierungswahrscheinlichkeit nicht überschritten wird, ist in Abschnitt 3.1.2 beschrieben.

Bei der Untersuchung gelten wiederum die Systemparameter aus Tabelle 3.1, wobei hier nur die Kanalklasse mit den Aufbaukosten $C_S = 100\,\mathrm{GE}$ berücksichtigt wird, da hier die Auswirkungen auf die Linkmietkosten am deutlichsten sind. Für die drei maximalen Blockierungswahrscheinlichkeiten $P_{B_{max}} \in \{10^{-2}; 10^{-3}; 10^{-4}\}$ vergleicht Abbildung 3.26 die anfallenden Linkmietkosten pro Zeit mit dem bisher betrachteten blockierungsfreien Fall. Die zugrunde liegende Dimensionierung der Anzahl von Kanalschnittstellen abhängig vom Verkehrswert kann aus Abbildung 3.5 entnommen werden, ebenso die daraus resultierenden Blockierungswahrscheinlichkeiten der Verbindungen.

Die berechneten Linkmietkosten pro Zeit für die verschiedenen Blockierungsgrenzen sind in Abbildung 3.26 dargestellt. Für Blockierungswahrscheinlichkeiten kleiner als 10^{-4} ist der Unterschied zum blockierungsfreien Fall vernachlässigbar. Erst bei Dimensionierungen mit größeren, eher theoretischen Blockierungswahrscheinlichkeiten

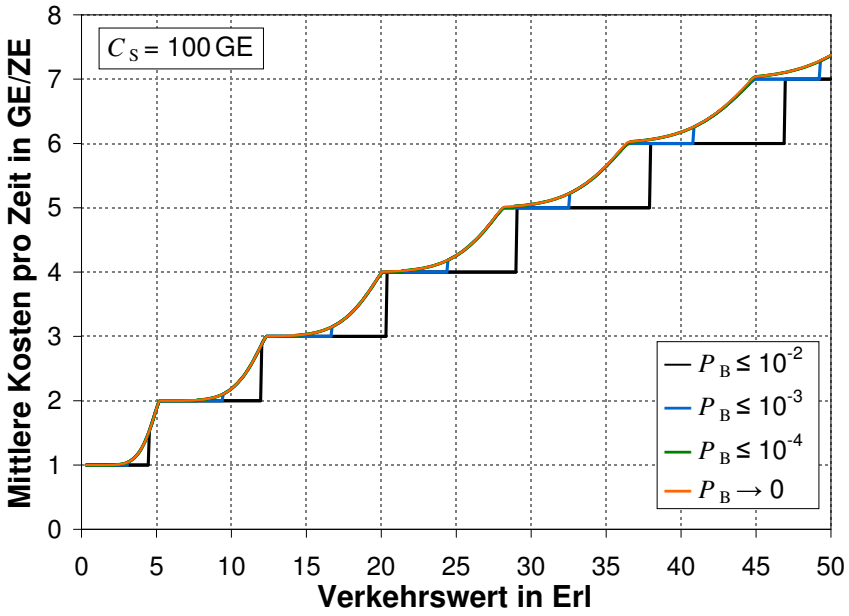


Abbildung 3.26: Mittlere Linkmietkosten für ein Linksystem mit begrenzter Anzahl an Kanalschnittstellen, dimensioniert für eine maximal zulässige Blockierungsrate

verringern sich die Linkmietkosten deutlich. In der Praxis ist demnach die Annahme eines blockierungsfreien Systems für die Berechnung der Linkmietkosten zulässig.

Ungeachtet davon können natürlich die Dimensionierung der Kanalschnittstellenanzahl und die daraus resultierende Blockierungswahrscheinlichkeit Einfluss auf die Gesamtkosten und Einnahmen des Bandbreitenhändlers haben (Kosten für die Schnittstellen, mögliche Vertragsstrafen bei zu häufigen Blockierungen, Attraktivität des Serviceangebots, ...). Dies ist jedoch nicht Gegenstand dieser Arbeit und wird deshalb hier nicht näher untersucht.

3.4.5 Linksystem mit mehreren Kanalklassen

Im Folgenden wird ein Linksystem betrachtet, das die variable Linkkapazität aus Kanälen mit unterschiedlichen Übertragungskapazitäten zusammensetzen kann. Die Kanalsteuerung kann Kanäle aus drei Kanalklassen anfordern, deren Parameter in Tabelle 3.2 zusammengefasst sind. Die Kanalmietkostenanteile pro Zeit c_t der Kanalklassen sind hier so gewählt, dass sich der Quotient c_t/k zu Gunsten größerer Kapazitäten verringert. Die Kanalaufbaukosten C_S dagegen sind bei den Untersuchungen unabhängig von der Kanalkapazität. Wird demnach anstelle mehrerer kleinerer Kanäle ein Kanal größerer Kapazität genutzt, fallen bei hoher Auslastung geringere Kosten pro Verbindung an. Ist die Auslastung jedoch gering sind dynamische Kanäle mit geringerer Kapazität günstiger. Dies führt dazu, dass es abhängig von der Systemlast eine optimale Zusammenstellung der Kanäle erfordert, um die

Linkmietkosten zu minimieren. Bedingt durch die gewählten Werte von c_t ist ein gleichzeitig statisches Anmieten von Kanälen der Klasse K_1 und K_2 nicht sinnvoll, da für dieselben Mietkosten ein Kanal aus Klasse K_3 mit zusätzlicher Kapazität erhältlich ist.

	$K_1\,(C_\mathrm{S}\|c_\mathrm{t}\|k)$	$K_2\,(C_\mathrm{S}\|c_\mathrm{t}\|k)$	$K_3\,(C_\mathrm{S}\|c_\mathrm{t}\|k)$
C_S	10 GE, 50 GE oder 100 GE		
c_t	$0{,}6\,\frac{\mathrm{GE}}{\mathrm{ZE}}$	$1\,\frac{\mathrm{GE}}{\mathrm{ZE}}$	$1{,}6\,\frac{\mathrm{GE}}{\mathrm{ZE}}$
k	5 KE	10 KE	20 KE
c_t/k	$0{,}12\,\frac{\mathrm{GE}}{\mathrm{ZE\,KE}}$	$0{,}1\,\frac{\mathrm{GE}}{\mathrm{ZE\,KE}}$	$0{,}08\,\frac{\mathrm{GE}}{\mathrm{ZE\,KE}}$

Tabelle 3.2: Kanalklassenparameter für die Berechnungen

Zusammen mit den Verkehrsparametern aus Tabelle 3.1 ergeben sich für die drei unterschiedlichen Kanalaufbaukostenwerte die mittleren Kosten pro Verbindung und Zeit in Abhängigkeit des Verkehrswerts, wie in Abbildung 3.27 dargestellt. Analog zu Abbildung 3.19 geben die Verbindungskosten pro Zeit bei vergleichbarem statischem Verkehr (graue sägezahnartige Kurve) sowie die theoretischen Kosten pro Verkehrswert bei statischer Kanalanzahl (gestrichelte Kurvenschar) anschauliche Anhaltspunkte zum Vergleich. Stellt man die Ergebnisse den Untersuchungen von Abschnitt 3.4.1 gegenüber, so zeigt sich, dass durch die zusätzlichen Kanalklassen K_1 und K_3 die Mietkosten bei dem Großteil der betrachteten Verkehrswerte um mindestens 20% gedrückt werden können.

Wie sich die Linkkapazität in Abhängigkeit von der Verkehrslast zusammensetzt, kann für das Beispiel mit Kanalaufbaukosten $C_\mathrm{S} = 100\,\mathrm{GE}$ aus Abbildung 3.28 entnommen werden.

Die dargestellten Kanäle verursachen mindestens $99{,}9\%$ der Gesamtmietkosten und teilen sich in statische (durchgehend gefärbte Säulen) und dynamische Kanäle (schraffierte Säulen) auf. Wie zu erwarten, besteht der statische Anteil aus einer Anzahl von Kanälen der Klasse K_3 sowie, wenn nötig, aus einem Kanal der Klasse K_1 oder K_2. Dagegen ist keiner der dynamischen Kanäle im betrachteten Verkehrswertbereich aus der Klasse K_3. Daraus lässt sich schlussfolgern, dass ein dynamischer Kanal dieser Klasse eine zu geringe Auslastung hätte, um den geringeren Mietkostenanteil pro Kapazität c_t/k ausnutzen zu können.

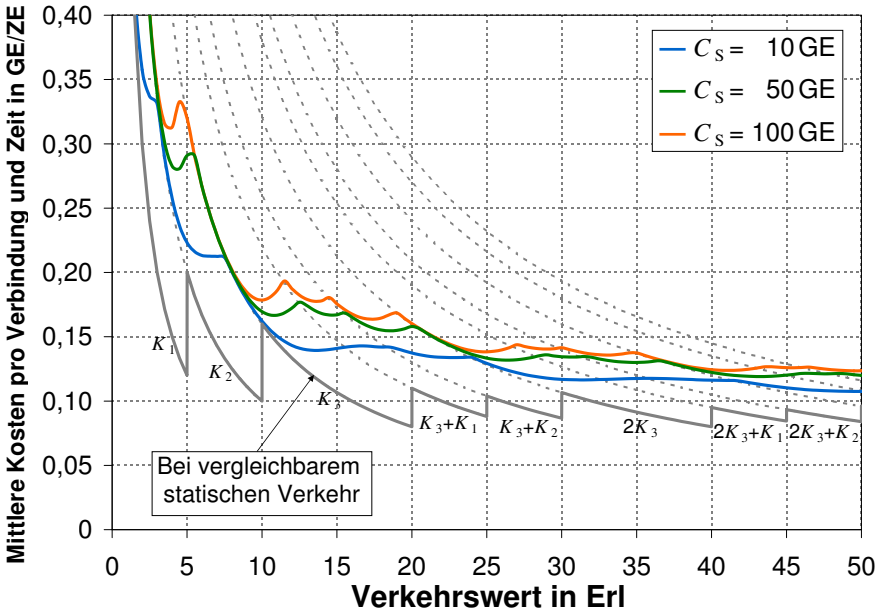


Abbildung 3.27: Linkmietkosten, die im Mittel pro Zeit und Verbindung für ein Linksystem mit Kanälen aus drei möglichen Kanalklassen entstehen

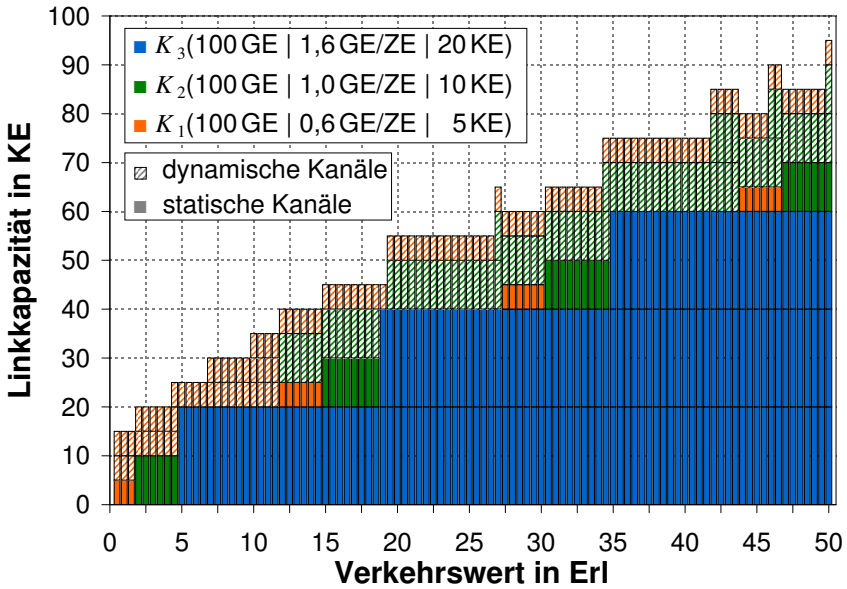


Abbildung 3.28: Zusammensetzung der dynamischen Linkkapazität aus Kanälen der verschiedenen Kanalklassen und Aufteilung in statische und dynamische Kanäle

3.4.6 Linksystem mit zwei Verkehrsklassen

In diesem Abschnitt soll nun untersucht werden, wie sich eine Kombination von unterschiedlichen Verkehrsklassen auf ein Linksystem auswirkt. Hierfür werden im Folgenden beispielhaft zwei Verkehrsklassen mit den Parametern wie in Tabelle 3.3 betrachtet. Zusätzlich zu der Verkehrsklasse V_1, die in den bisherigen Untersuchungen verwendet wurde, sollen nun gleichzeitig Verbindungen der Verkehrsklasse V_2 übertragen werden, welche die doppelten Übertragungskapazitätsanforderungen pro Verbindung besitzen. Dafür seien diese kürzer aktiv, so dass eine einzelne Verbindung im Mittel 20% weniger Daten (r/ϵ) überträgt als eine Verbindung der Klasse V_1.

Es gelten zusätzlich die Kanalklassenparameter von Tabelle 3.1, wobei sich die Ergebnisse auf die Berechnungen mit Kanalaufbaukosten $C_\mathrm{S} = 100\,\mathrm{GE}$ beschränken, da hier die auftretenden Effekte am deutlichsten sind.

	$V_1\,(\lambda\|\epsilon\|r)$	$V_2\,(\lambda\|\epsilon\|r)$
λ	λ_1	λ_2
ϵ	$0{,}2\,\frac{1}{\mathrm{ZE}}$	$0{,}5\,\frac{1}{\mathrm{ZE}}$
r	$1\,\mathrm{KE}$	$2\,\mathrm{KE}$
r/ϵ	$5\,\mathrm{KE\,ZE}$	$4\,\mathrm{KE\,ZE}$

Tabelle 3.3: Verkehrsklassenparameter für die Berechnungen

Überträgt man den Verkehr der beiden Verkehrsklassen getrennt voneinander auf separaten Linksystemen und variiert die entsprechenden Ankunftsraten λ_1 und λ_2, ergeben sich die in Abbildung 3.29 angegebenen Werte für die entsprechenden Linkmietkosten pro Zeit, die hier zum besseren Vergleich mit dem VBP normiert sind.

Im Folgenden wird nun für vier verschiedene mittlere Gesamtsystemlasten

$$L_\mathrm{ges} \in \{17{,}5\,\mathrm{Erl\,KE};\, 20\,\mathrm{Erl\,KE};\, 42\,\mathrm{Erl\,KE};\, 45\,\mathrm{Erl\,KE}\} \quad \text{mit:} \quad L_\mathrm{ges} = \underbrace{\frac{\lambda_1 r_1}{\epsilon_1}}_{L_1} + \underbrace{\frac{\lambda_2 r_2}{\epsilon_2}}_{L_2}$$

untersucht, wie sich die Zusammensetzung des Verkehrs auf die Linkmietkosten auswirkt, wenn dieser über einen gemeinsamen Link übertragen wird. Dies wird mit den Kosten eines Systems verglichen, das die gleiche Verkehrslast über getrennte Links überträgt. Durch die entsprechende Variation der Ankunftsraten λ_1 und λ_2 wird jeweils der Anteil des Verkehrsangebot-Bitraten-Produkts L_1/L_ges der Verkehrsklasse V_1 von null bis 100% verändert.

Unabhängig von der Verkehrszusammensetzung ($0 < L_1/L_\mathrm{ges} < 1$) und der Gesamtlast L_ges sind die mittleren Linkmietkosten für einen gemeinsamen Link für die

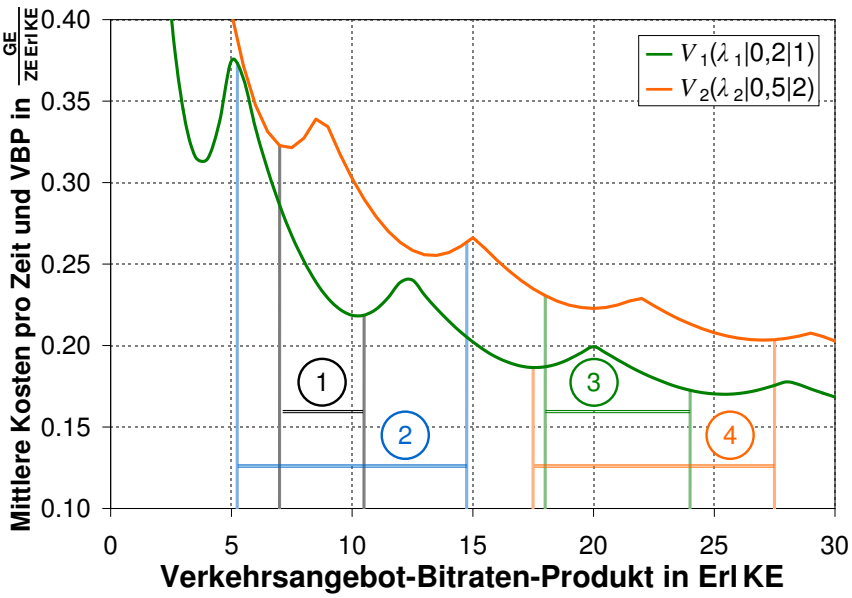


Abbildung 3.29: Linkmietkosten pro Zeit abhängig von der Verkehrsklasse und VBP normiert auf VBP

beiden Verkehrsklassen stets günstiger gegenüber einem System mit getrennten Links für jede Klasse, was in Abbildung 3.30 deutlich erkennbar ist. Besonders in dem Bereich $25\% < L_1/L_{\text{ges}} < 85\%$ ist die mittlere Kostenersparnis für das gemeinsame Linksystem in allen Fällen zwischen 10% und 27%. Dies lässt sich dadurch erklären, dass bei separaten Links die Verkehrslast pro Link gegenüber dem Ein-Link-Fall geringer ist und somit die geringere Auslastung der Links die Mietkosten steigen lässt.

Zusätzlich schwanken im Gegensatz zu einem System mit einem gemeinsamen Link die Kosten für getrennte Links stark in Abhängigkeit von der Verkehrslastaufteilung L_1/L_{ges}. Für jede betrachtete Gesamtlast ist beispielhaft eine Verkehrslastaufteilung L_1/L_{ges} hervorgehoben. Der Bezug zu den Kosten für getrennte Links ist in Abbildung 3.29 hergestellt. Anhand der ausgewählten Punkte ① bis ④ kann anschaulich nachvollzogen werden, wie die großen Schwankungen in den Gesamtkosten entstehen.

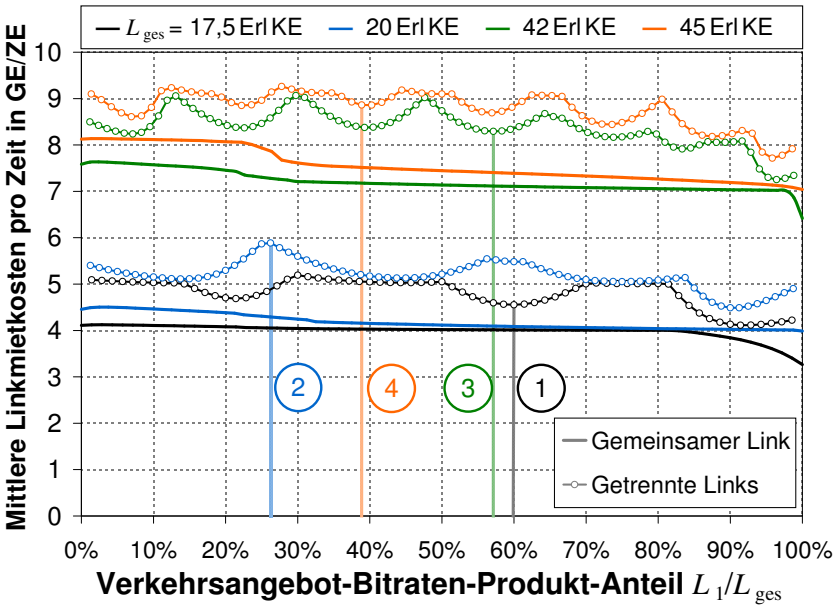


Abbildung 3.30: Vergleich der Linkmietkosten pro Zeit in Abhängigkeit von der Verkehrslastaufteilung L_1/L_{ges} zwischen einem System mit einem gemeinsamen Link und einem System mit getrennten Links für die beiden Verkehrsklassen

3.5 Kanalmietverhalten bei verzögertem Kanalaufbau

In den vorangegangenen Betrachtungen wurde die Kanalaufbauzeit stets vernachlässigt. Abhängig von der eingesetzten Technologie und der Systemkonfiguration kann diese Annahme jedoch unzulässig sein. Beispiele dafür wären:

- Um Energie zu sparen werden ungenutzte Transponder, Verstärker usw. abgeschaltet. Durch den Kanalaufbau müssen diese wieder aktiviert werden. Erst nachdem alle nötigen Systeme hochgefahren sind und der Übertragungskanal eingerichtet ist, kann der Kanal eingesetzt werden.
- Bevor ein neuer Kanal verwendet werden kann, überprüfen der Transportnetzbetreiber sowie der Bandbreitenhändler über automatisierte Testverfahren, ob der Kanal die vertraglich zugesicherten Parameter (Bitrate, Laufzeit, Jitter, Bitfehlerrate, ...) einhält.
- Es ist bei einem Kanalaufbau ein manueller Eingriff eines Operators notwendig. Im Extremfall könnten in WDM-Netzen weitere Transponder nötig sein, die erst installiert und in Betrieb genommen werden müssten.
- Die Verbindungshaltezeiten sind sehr kurz (bis hin zu *Optical Burst Switching* [QY99]), so dass auch ein schneller, automatisierter Kanalaufbau nicht vernachlässigt werden kann.

Aus diesem Grund wird in den folgenden Untersuchungen die Kanalaufbauzeit berücksichtigt, das heißt, wenn keine freien Ressourcen auf dem Link vorhanden sind, muss eine Verbindungsanfrage *warten*, bis entsprechend neue Ressourcen aufgebaut oder durch einen Verbindungsabbau frei geworden sind. Zur Vereinfachung wird hier davon ausgegangen, dass eine Verbindungsanfrage nie „aufgibt", also abwartet, bis sie bedient wird.

Um die Wartewahrscheinlichkeit, die Wahrscheinlichkeit, dass eine Verbindung aufgrund eines Kanalaufbaus warten muss, zu reduzieren, gibt es die Möglichkeit, wie schon in Abschnitt 3.3.2 beschrieben, die Kanalaufbaugrenze herabzusetzen. Wie sich die Wartewahrscheinlichkeit in Abhängigkeit von der Kanalaufbauzeit und der Kanalaufbaugrenze berechnen lässt, ist Gegenstand des folgenden Abschnitts.

Aufbauend auf das beschriebene Berechnungsschema zeigt Abschnitt 3.5.2 die Berechnung der mittleren Wartezeit, die Zeit, die eine wartende Verbindung unbedient bleibt. Schließlich werden in 3.5.3 die Berechnungsergebnisse mehrerer Fallbeispiele präsentiert und analysiert. Zusätzlich zeigen die Ergebnisse auch den Einfluss der Kanalaufbaugrenze auf die Mietkosten und damit den Aufpreis, den ein Bandbreitenhändler zahlen muss, um die Wartewahrscheinlichkeit und die Wartezeit auf ein für seine Kunden verträgliches Maß zu reduzieren.

Zur Vereinfachung beschränken sich die angeführten Berechnungen auf den Fall mit einer Verkehrsklasse. Ähnlich wie in Abbildung 3.3.1 können diese auch für Systeme mit mehreren Verkehrsklassen erweitert werden. Ohne Beschränkung der Allgemeinheit wird in den Berechnungen angenommen, dass die Kanalaufbauzeit für alle Kanäle und zu jeder Zeit konstant ist. Ist dies nicht der Fall, können die Berechnungen ohne großen Aufwand entsprechend angepasst werden.

3.5.1 Berechnung der Wartewahrscheinlichkeit für Verbindungen

Die Wartewahrscheinlichkeit für die Verbindungen $P_{\mathrm{w}}\left(t_{\mathrm{S}},B\right)$ in Abhängigkeit von der Kanalaufbauzeit t_{S} und der um B herabgesetzten Kanalaufbaugrenzen setzt sich aus der Summe der einzelnen Wartewahrscheinlichkeiten für die Kanäle $1 \leq i \leq S$ zusammen.

$$P_{\mathrm{w}}\left(t_{\mathrm{S}},B\right) = \sum_{i=1}^{S} P_{\mathrm{w}}^{(i)}\left(t_{\mathrm{S}},B\right) \tag{3.37}$$

Für die Berechnung einer Wartewahrscheinlichkeit $P_{\mathrm{w}}^{(i)}\left(t_{\mathrm{S}},B\right)$ muss die Anzahl der Verbindungen bestimmt werden, die während eines Aufbaus von Kanal i im Mittel warten müssen. Solange der Kanal i sich im Aufbau befindet, sind die Verbindungszustände $x > G_{i-1}$ (Zustände oberhalb der Kanalgrenze) Wartezustände. Die Anzahl der benötigten Wartezustände entspricht nicht notwendigerweise der Anzahl der Verbindungen, die aufgrund des Kanalaufbaus warten mussten. Dies liegt daran, dass durch Verbindungsabbauten während der Kanalaufbauphase wartende Verbindungen durchaus bedient werden können. Für die Anzahl der wartenden Verbindungen

zählen demnach die Zustandsübergänge, die ein Ansteigen der momentan wartenden Verbindungen verursachen. Diesen Sachverhalt veranschaulicht Abbildung 3.31 anhand eines Beispiels.

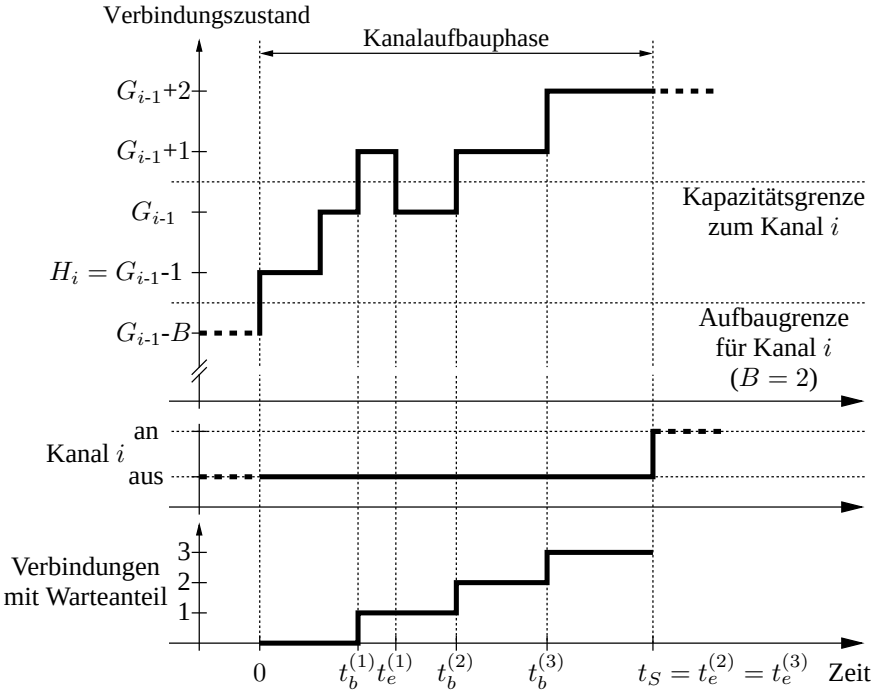


Abbildung 3.31: Beispielhafter Verlauf der Verbindungszustände in der Kanalaufbauphase

Die Anzahl der im Mittel wartenden Verbindungen während einer Kanalaufbauphase kann mit Hilfe eines numerischen Verfahrens bestimmt werden, dass dem Verfahren aus 3.3.1 sehr ähnlich ist.

Angenommen zum Zeitpunkt $t = 0$ löst ein neuer Verbindungswunsch den Aufbau das Kanals i durch das Überschreiten der Kanalaufbaugrenze $G_{i-1} - B$ aus. Somit ist zu diesem Zeitpunkt die Zustandswahrscheinlichkeit $P_{G_{i-1}-B+1}(t = 0)$ gleich eins. Durch sukzessives Multiplizieren mit den Übergangswahrscheinlichkeiten aus (3.17) ergeben sich die Zustandswahrscheinlichkeiten $\tilde{P}_x(m\Delta t)$ zu den Zeitpunkten $m\Delta t$ mit $0 < m\Delta t \leq n\Delta t = t_\mathrm{S}$; $m,n \in \mathbb{N}$, wie es auch in Abbildung 3.32 aufgezeigt wird. Dabei werden nur Zustände x oberhalb des Kanalabbauzustands A_i von Kanal i betrachtet, da ein Unterschreiten dieser Grenze den Abbau des sich in Aufbau befindlichen Kanals i zur Folge hat.

Zur Vereinfachung werden hier nur Übergangswahrscheinlichkeiten mit maximal einer Zustandsänderung innerhalb der Zeit Δt herangezogen. Zustandsübergänge, welche die mittlere Anzahl der wartenden Verbindungen bestimmen, sind orangefarbig hervorgehoben. Es ist zu beachten, dass Zustandsübergänge in Zustände oberhalb der Kanalgrenze zu Kanal $i + 1$ hier nicht berücksichtigt werden, da diese Teil der Berechnung von $P_\mathrm{w}^{(i+1)}(t_\mathrm{S},B)$ sind.

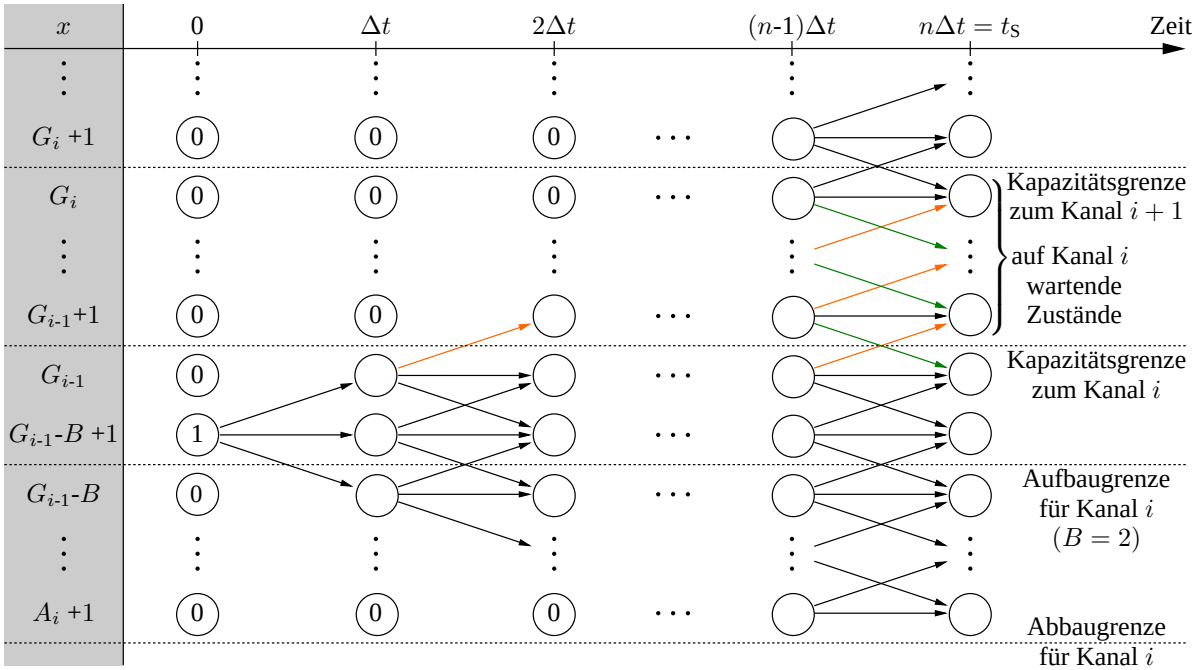


Abbildung 3.32: Visualisierung für das Berechnungsschema zur numerischen Bestimmung der Wartewahrscheinlichkeit $\tilde{P}_{\mathrm{w}}^{(i)}\,(t_{\mathrm{S}},B)$ und der mittleren Wartezeit $\tilde{t}_{\mathrm{w}}^{(i)}\,(t_{\mathrm{S}},B)$ für das Beispiel $B = 2$

Mit Hilfe dieses Verfahrens kann die Wahrscheinlichkeit $\tilde{P}_{\mathrm{w}}^{(i)}\,(t_{\mathrm{S}},B)$ wie folgt berechnet werden:

$$\tilde{P}_{\mathrm{w}}^{(i)}\,(t_{\mathrm{S}},B) = \frac{\kappa_i}{\lambda} \cdot \left(\sigma(B) + \sum_{m=0}^{n-1} \sum_{x=G_{i-1}}^{G_i-1} \tilde{P}_x(m\Delta t) \cdot p_{\uparrow}(\Delta t,x) \right) \tag{3.38}$$

$$\text{mit:} \qquad \sigma(B) = \begin{cases} 1 & : \quad B = 0 \\ 0 & : \quad B > 0 \end{cases}$$

Dabei gibt der Wert innerhalb der Klammern die mittlere Anzahl an Verbindungen an, die während einer Kanalaufbauphase warten müssen. Im Falle $B = 0$ muss auch die Verbindung, die den Kanalaufbau verursacht hat, warten, was durch $\sigma(B = 0) = 1$ berücksichtigt wird. Das Verhältnis λ/κ_i ist die mittlerer Anzahl der Verbindungsanfragen zwischen zwei Kanalaufbauten des Kanals i. Dessen Kehrwert multipliziert mit der mittleren Anzahl der wartenden Verbindungen innerhalb einer Kanalaufbauphase ergibt $\tilde{P}_{\mathrm{w}}^{(i)}\,(t_{\mathrm{S}},B)$.

3.5.2 Berechnung der mittleren Wartezeit

Die mittlere Wartezeit $\bar{t}_{\mathrm{w}}\left(t_{\mathrm{S}},B\right)$ in Abhängigkeit der Kanalaufbauzeit t_{S} und der um B herabgesetzten Kanalaufbaugrenzen sei definiert als die Zeit, die eine betroffene Verbindung im Mittel warten muss, bis sie bedient werden kann. Diese berechnet sich aus der Summe der mittleren Wartezeiten $\bar{t}_{\mathrm{w}}^{(i)}\left(t_{\mathrm{S}},B\right)$ der Verbindungen für die Kanäle $1 \leq i \leq S$, jeweils gewichtetet mit der Wahrscheinlichkeit, dass die Verbindungsanfrage der wartenden Verbindung innerhalb der Kanalaufbauphase von Kanal i auftritt.

$$\bar{t}_{\mathrm{w}}\left(t_{\mathrm{S}},B\right) = \sum_{i=1}^{S} \frac{\bar{t}_{\mathrm{w}}^{(i)}\left(t_{\mathrm{S}},B\right) \cdot P_{\mathrm{w}}^{(i)}\left(t_{\mathrm{S}},B\right)}{P_{\mathrm{w}}\left(t_{\mathrm{S}},B\right)} \tag{3.39}$$

Für die Berechnung der mittleren Wartezeit $\bar{t}_{\mathrm{w}}^{(i)}\left(t_{\mathrm{S}},B\right)$ gelte wieder die Annahme, dass zum Zeitpunkt $t = 0$ ein neuer Verbindungswunsch den Aufbau das Kanals i durch das Überschreiten der Kanalaufbaugrenze $G_{i-1} - B$ veranlasst. Für jede Verbindung w mit $1 \leq w \leq W$ der insgesamt W wartenden Verbindungen innerhalb der Kanalaufbauphase gibt es einen Anfangszeitpunkt $t_{\mathrm{a}}^{(w)}$ mit $0 \leq t_{\mathrm{a}}^{(w)} < t_{\mathrm{S}}$ sowie einen Endzeitpunk $t_{\mathrm{e}}^{(w)}$ mit $t_{\mathrm{a}}^{(w)} < t_{\mathrm{e}}^{(w)} \leq t_{\mathrm{S}}$ der jeweiligen Wartezeit (vergleiche Abbildung 3.31). Somit lässt sich die Summe t_W über alle Wartezeiten wie folgt ausdrücken:

$$t_W = \sum_{w=1}^{W} t_{\mathrm{e}}^{(w)} - t_{\mathrm{a}}^{(w)} = \sum_{w=1}^{W} t_{\mathrm{S}} - t_{\mathrm{a}}^{(w)} - \sum_{w=1}^{W} t_{\mathrm{S}} - t_{\mathrm{e}}^{(w)} \tag{3.40}$$

Die mittlere Wartezeit $\bar{t}_{\mathrm{w}}^{(i)}\left(t_{\mathrm{S}},B\right)$ ist das Verhältnis der durchschnittlichen Summe aller Verbindungswartezeiten innerhalb einer Kanalaufbauphase zur Anzahl der Verbindungen, die in dieser Phase im Mittel warten müssen. Mit Hilfe des numerischen Verfahrens, dargestellt in Abbildung 3.32, und der Beziehung aus Gleichung (3.40) kann die mittlere Wartezeit $\tilde{t}_{\mathrm{w}}^{(i)}\left(t_{\mathrm{S}},B\right)$ näherungsweise berechnet werden mit:

$$\begin{aligned} \tilde{t}_{\mathrm{w}}^{(i)}\left(t_{\mathrm{S}},B\right) &= \frac{t_{\mathrm{S}} \cdot \sigma(B) + \sum\limits_{m=0}^{n-1} (t_{\mathrm{S}} - m\Delta t) \cdot \left(\sum\limits_{x=G_{i-1}}^{G_i-1} \tilde{P}_x(m\Delta t) \cdot p_{\uparrow}(\Delta t,x) - \sum\limits_{x=G_{i-1}+1}^{G_i} \tilde{P}_x(m\Delta t) \cdot p_{\downarrow}(\Delta t,x) \right)}{\sigma(B) + \sum\limits_{m=0}^{n-1} \sum\limits_{x=G_{i-1}-B}^{G_i-1} \tilde{P}_x(m\Delta t) \cdot p_{\uparrow}(\Delta t,x)} \\ \text{mit:} \quad \sigma &= \begin{cases} 1 & : \quad B = 0 \\ 0 & : \quad B > 0 \end{cases} \end{aligned} \tag{3.41}$$

Es ist zu beachten, dass für die Berechnung der mittleren Wartezeit $\bar{t}_{\mathrm{w}}^{(i)}\left(t_{\mathrm{S}},B\right)$ nur anwachsende Zustandsübergänge in Zustände beziehungsweise abfallende Zustandsübergänge aus Zuständen erlaubt sind, die Wartezustände für den Kanal i sind. Diese Zustandsübergänge sind in Abbildung 3.32 entsprechend orangefarben oder grün hervorgehoben.

3.5.3 Berechnungsergebnisse

Im Folgenden wird nun die Abhängigkeit der Wartewahrscheinlichkeit und der mittleren Wartezeit hinsichtlich der Kanalaufbauzeit und des Verkehrsangebots untersucht. Für die Berechnungen gelten weitgehend die Systemparameter von Tabelle 3.1. Lediglich die Kanalaufbaukosten C_S beschränken sich auf die Werte $10\,\mathrm{GE}$ und $100\,\mathrm{GE}$. Zusätzlich wird die Kanalaufbaugrenze um B Zustände herabgesetzt, wobei die Werte $B \in \{0; 1; 2; 3; 4\}$ betrachtet werden. Für ausreichend genaue Ergebnisse durch die numerische Näherung wird das Zeitintervall $\Delta t = 0{,}0001\,\mathrm{ZE}$ verwendet.

Einfluss der Kanalaufbauzeit

In der ersten Analyse ist die Verbindungsankunftsrate λ mit $5\,\frac{1}{\mathrm{ZE}}$ zunächst konstant, wodurch sich ein Verkehrsangebot von $A = 25\,\mathrm{Erl}$ ergibt. Die Kanalaufbauzeit t_S wird zwischen $0{,}01\,\mathrm{ZE}$ und $10\,\mathrm{ZE}$ variiert. Zum Vergleich dazu ist die mittlere Bedienzeit einer Verbindung gleich $1/\epsilon = 5\,\mathrm{ZE}$.

Abbildung 3.33 zeigt die Ergebnisse für die Wartewahrscheinlichkeit und der mittleren Wartezeit in Abhängigkeit von der Kanalaufbauzeit für die beiden Kanalaufbaukosten und die verschiedenen Werte für B jeweils im doppelt-logarithmischen Maßstab. Folgende charakteristische Merkmale fallen dabei auf:

- Durch das Herabsetzen der Kanalaufbaugrenze kann besonders für relativ kurze Kanalaufbauzeiten die Wartewahrscheinlichkeit, sowie die mittlere Wartezeit sehr deutlich verbessert werden. Zum Beispiel verringert sich die Wartewahrscheinlichkeit für die kleinste betrachtete Kanalaufbauzeit $t_\mathrm{S} = 0{,}01\,\mathrm{ZE}$ um mindestens eine Zehnerpotenz für jedes weitere Herabsetzen der Kanalaufbaugrenze. Für eher lange Kanalaufbauzeiten sind die Auswirkungen durch die herabgesetzte Kanalaufbaugrenze nur noch gering. Eine Ausnahme stellt hier der Fall $B = 4$ mit den Kanalaufbaukosten $C_\mathrm{S} = 100\,\mathrm{GE}$ dar. Hier ist die Kanalaufbaugrenze soweit herabgesetzt, dass ein weiterer Kanal nahezu statisch wird, und somit seine Beiträge zur Wartewahrscheinlichkeit beziehungsweise zur mittleren Wartezeit entfallen.
- Für sehr kleine Kanalaufbauzeiten ist die mittlere Wartezeit für $B = 0$ nahe der maximalen Wartezeit, die durch die Kanalaufbauzeit bestimmt ist (graue durchgezogene Gerade im unterem Diagramm von Abbildung 3.33). Nimmt die Kanalaufbauzeit zu, flachen die Kurven für die mittlere Wartezeit so stark ab, dass selbst für eine Kanalaufbauzeit von $t_\mathrm{S} = 10\,\mathrm{ZE}$ die mittlere Wartezeit in allen Fällen unter $0{,}6\,\mathrm{ZE}$ bleibt.
- Durch größere Kanalaufbaukosten C_S können die Wartewahrscheinlichkeit und die Wartezeit ebenfalls verbessert werden, da hier mehr Kanäle statisch sind und somit keine Beiträge zu den Ergebnissen liefern. Dieser Effekt wird mit anwachsenden Kanalaufbauzeiten immer deutlicher. Bei sehr kurzen Kanalaufbauzeiten dagegen sind die mittleren Wartezeiten weitgehend unabhängig von den Kanalaufbaukosten.

Anhand der Ergebnisse ist zu sehen, dass für ein Linksystem, bei dem die Kanalabbaugrenzen für höhere Kanalaufbaukosten C_S optimiert sind, ebenfalls die Wartewahrscheinlichkeit der Verbindungen reduziert werden kann. Durch das künstliche Erhöhen der Kanalaufbaukosten für die Berechnung der Kanalabbaugrenzen hat der Bandbreitenhändler neben dem Herabsetzen der Kanalaufbaugrenze eine weitere Möglichkeit die Wartewahrscheinlichkeit zu reduzieren.

In beiden Fällen sind die Kanäle länger aktiv und es entstehen dadurch dem Bandbreitenhändler zwangsläufig höhere Linkmietkosten. Vernachlässigt man den Einfluss der Kanalaufbauzeit auf die Linkmietkosten, ergeben sich für ein System mit tatsächlichen Kanalaufbaukosten von $C_S = 10\,\mathrm{GE}$ die Linkmietkosten wie in Tabelle 3.4 angegeben.

Kanalabbaugrenzen optimiert für:	$C_S = 10\,\mathrm{GE}$					$C_S = 100\,\mathrm{GE}$
Kanalaufbaugrenzen herabgesetzt um:	$B = 0$	$B = 1$	$B = 2$	$B = 3$	$B = 4$	$B = 0$
$\overline{c_E}$ in $\frac{\mathrm{GE}}{\mathrm{ZE}}$	3,762	3,881	3,989	4,081	4,157	4,039

Tabelle 3.4: Mittlere Linkmietkosten pro Zeit $\overline{c_E}$ bei tatsächlichen Kanalaufbaukosten von $C_S = 10\,\mathrm{GE}$

Vergleicht man die mittleren Linkmietkosten zusammen mit den Wartewahrscheinlichkeiten aus Abbildung 3.33 so erkennt man, dass sich für kurze Kanalaufbauzeiten ($t_S < 0{,}1\,\mathrm{ZE}$) das Herabsetzen der Kanalaufbaugrenze besser zur Reduzierung der Wartewahrscheinlichkeit eignet. So müssen bei einer um $B = 2$ gesenkten Kanalaufbaugrenze mit leicht geringeren Linkmietkosten im Mittel weniger Verbindungen warten.

Dagegen ist bei längeren Kanalaufbauzeiten (ab etwa $t_S = 0{,}2\,\mathrm{ZE}$) die Optimierung der Kanalabbaugrenzen für scheinbar höhere Kanalaufbaukosten die bessere Wahl, da hier ein geringerer Aufpreis nötig ist, um die Wartewahrscheinlichkeit auf etwa ein Zehntel zu reduzieren.

Ähnliche Aussagen lassen sich ebenfalls für das Verkürzen der mittleren Wartezeit treffen. Somit hängt es von der Kanalaufbauzeit und der geforderten Wartewahrscheinlichkeit beziehungsweise der mittleren Wartezeit ab, welches Verfahren die im Mittel günstigeren Mietkosten verursacht.

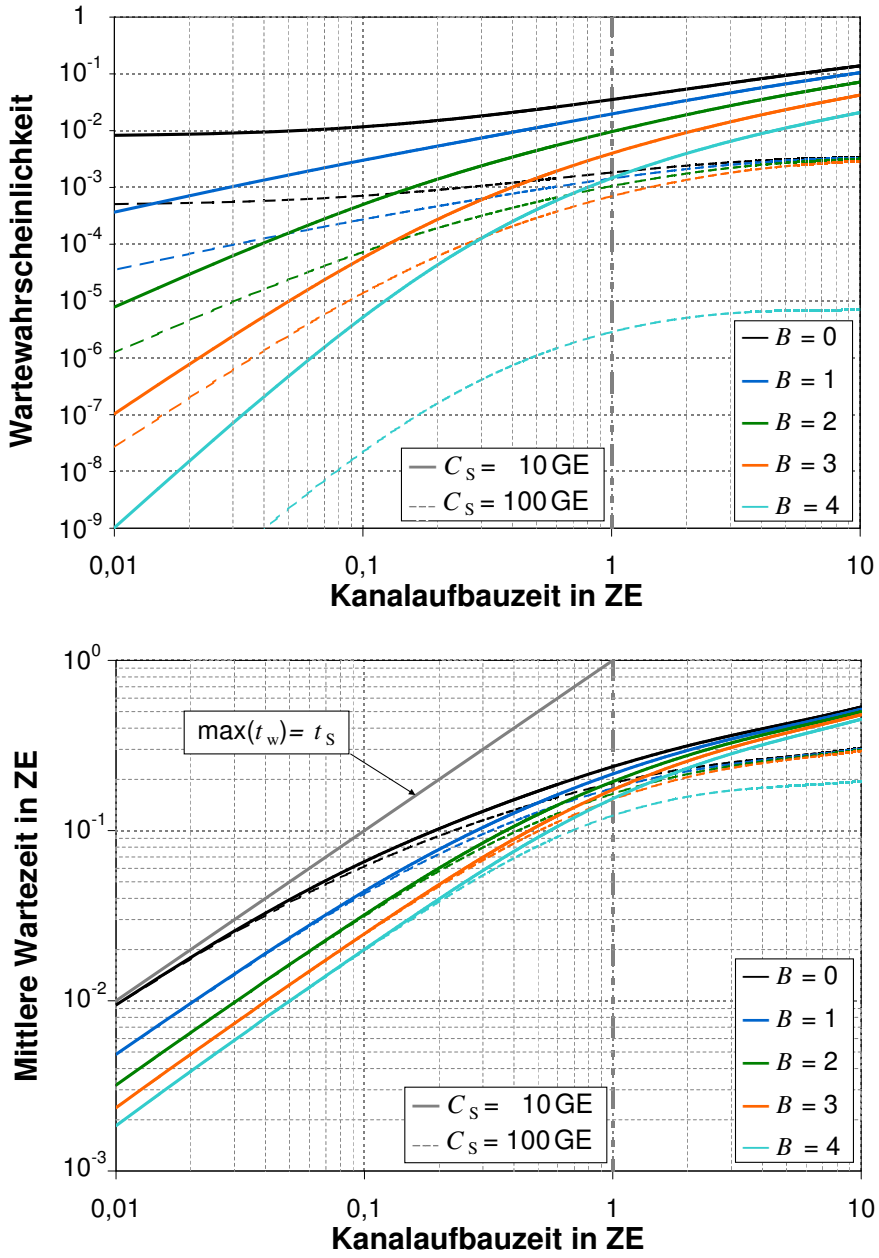


Abbildung 3.33: Wartewahrscheinlichkeit und mittlere Wartezeit in Abhängigkeit von der Kanalaufbauzeit bei einem Verkehrsangebot von $A = 25\,\mathrm{Erl}$

Einfluss des Verkehrsangebots

Bei der zweiten Analyse soll nun die Abhängigkeit der Wartewahrscheinlichkeit und der mittleren Wartezeit vom Verkehrsangebot untersucht werden. Hierfür ist die Kanalaufbauzeit konstant ($t_\mathrm{S} = 1\,\mathrm{ZE}$) und das Verkehrsangebot A wird von nahezu $0\,\mathrm{Erl}$ bis $50\,\mathrm{Erl}$ variiert.

Die Ergebnisse der Untersuchungen zeigen die zwei Diagramme von Abbildung 3.34. Um die Relation zur vorherigen Analyse herzustellen sind in den Diagrammen der beiden Abbildungen 3.33 und 3.34 jeweils Markierungen bei $A = 25\,\mathrm{Erl}$ beziehungsweise $t_\mathrm{S} = 1\,\mathrm{ZE}$ eingezeichnet. Aus den Ergebnissen können folgende Eigenschaften abgelesen werden:

- Die Wartewahrscheinlichkeit schwankt nahezu periodisch bei steigendem Verkehrsangebot. Dies liegt an den Schwankungen der Kanalaufbaurate (vergleiche Abbildung 3.21), die sich letztendlich durch die Granularität g, sprich dem Verhältnis der Kanalkapazität k zur Verbindungsbitrate r erklären. Die kleinen Unregelmäßigkeiten der Kurven von $C_\mathrm{S} = 10\,\mathrm{GE}$ begründen sich, wie bei der Kanalaufbaurate, durch die diskreten Werte für die Kanalabbaugrenzen.
- Durch das Herabsetzen der Kanalaufbaugrenzen werden nicht nur die Werte der Wartewahrscheinlichkeit und der mittleren Wartezeit verringert, sondern es verschieben sich zudem die lokalen Extrema zu geringeren Verkehrswerten. Durch die geringeren Kanalaufbaugrenzen senken sich ebenfalls die optimierten Kanalabbaugrenzen, was die Dynamik der einzelnen Kanäle beeinflusst und den Versatz der Kurven nach sich zieht.
- Der überwiegende Anteil der Wartewahrscheinlichkeit beziehungsweise der mittleren Wartezeit entsteht an den Kanalgrenzen von Kanälen, die für dieses Verkehrsangebot die größte Kanalaufbaurate haben. Steigt das Verkehrsangebot ohne diese Hauptkanalgrenzen zu verändern, erhöht sich die mittlere Wartezeit leicht, da durch das größere Verkehrsangebot mehr Verbindungswünsche innerhalb der Kanalaufbauzeit entstehen. Wird das Verkehrsangebot soweit gesteigert, dass sich die Hauptkanalgrenzen zu den nächst höheren Kanälen verschieben, sinkt die mittlere Wartezeit sprunghaft. Dies liegt daran, dass bei diesen Kanalgrenzen durch die zugehörigen höheren Verbindungszustände die Häufigkeit der Verbindungsabbauten steigt und dadurch Ressourcen schneller für wartende Verbindungen frei werden. Mit dem Herabsetzen der Kanalaufbaugrenzen können diese Hauptkanalgrenzen ebenfalls verändert werden, wodurch sich die sprunghaften Änderungen in der mittleren Wartezeit zu geringeren Verkehrswerten verschieben.

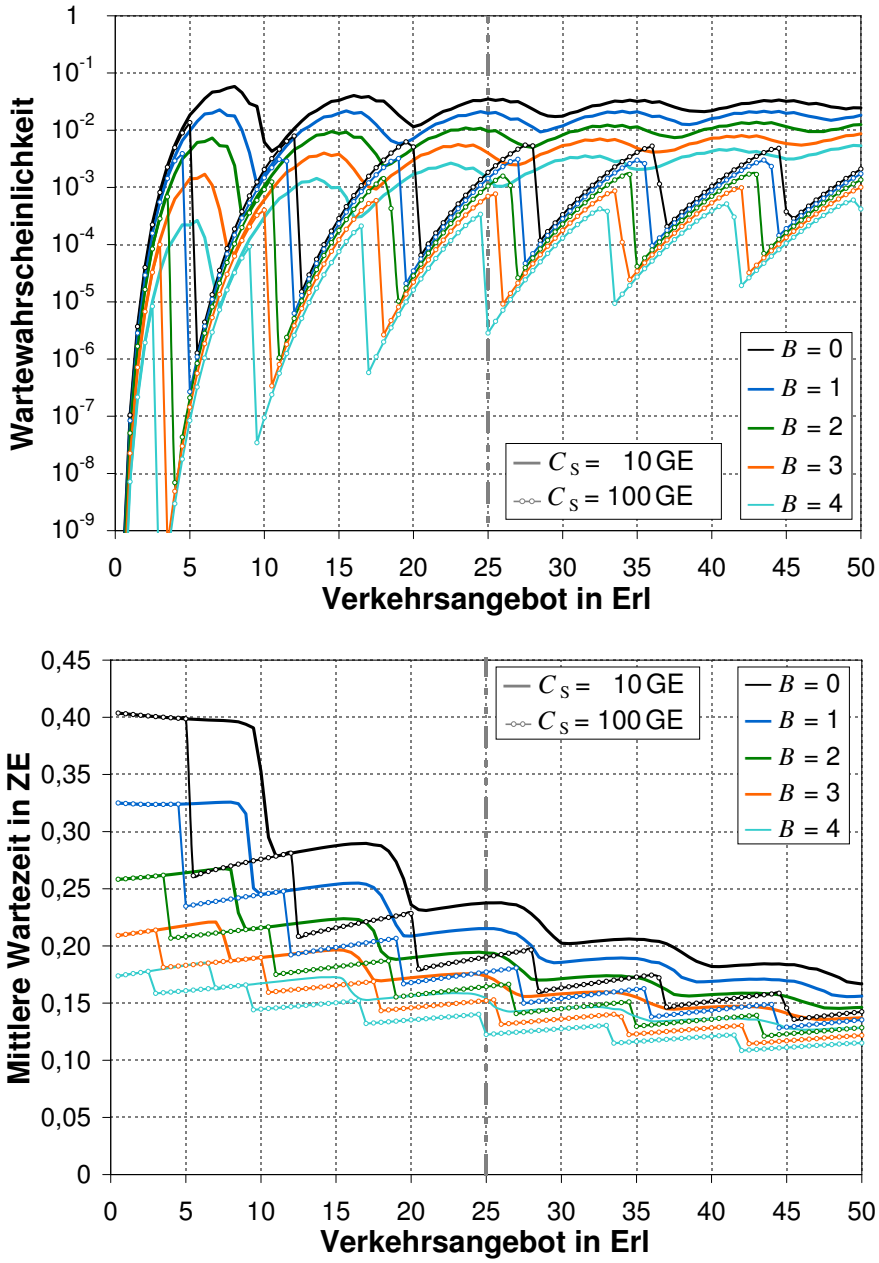


Abbildung 3.34: Wartewahrscheinlichkeit und mittlere Wartezeit in Abhängigkeit von dem Verkehrsangebot bei einer Kanalaufbauzeit von $t_S = 1\,\mathrm{ZE}$

Generell zeigen diese Untersuchungen, dass selbst bei einer Kanalaufbauzeit, die ein Fünftel ($t_S \cdot \epsilon$) der mittleren Bedienzeit einer Verbindung ausmacht, die Wahrscheinlichkeit, dass eine Verbindungsanfrage warten muss, durch das Herabsetzen der Kanalaufbaugrenze um $B = 3$ Zustände unter einem Prozent bei $CS = 10\,\mathrm{GE}$ beziehungsweise unter einem Promille bei $CS = 100\,\mathrm{GE}$ liegt. Eine betroffene Verbindung muss dabei im Mittel weniger als $0{,}25\,\mathrm{ZE}$ warten, was fünf Prozent der durchschnittlichen Bedienzeit einer Verbindung entspricht.

Abbildung 3.35 zeigt für die obige Analyse die relativen mittleren Mehrkosten, die für die um $B \in \{1; 2; 3; 4\}$ Zustände verschobene Kanalaufbaugrenze entstehen, abhängig vom Verkehrsangebot A und den (tatsächlichen) Kanalaufbaukosten C_S. Wie bei den vorherigen Diagrammen von Abbildung 3.34 verschieben sich für größere Werte von B die lokalen Extrema der Kurven zu kleineren Verkehrswerten.

Ist die Wartewahrscheinlichkeit für einen Verkehrswert selbst für $B = 0$ sehr gering, verteuert sich die Miete kaum. Kann die Wartewahrscheinlichkeit für einen Verkehrswert dagegen durch das Herabsetzten der Kanalaufbaugrenze merklich verbessert werden, steigen die Mehrkosten an, wobei diese für Verkehrswerte oberhalb von $A = 25\,\mathrm{Erl}$ meist unter der 10% Marke bleiben. Im Extremfall können diese jedoch in den betrachteten Fällen bei kleinen Verkehrswerten sogar über 90% betragen. Ist das Verkehrsangebot nicht zu gering, erscheinen die Mehrkosten, bezogen auf deren gewollten Einfluss auf die Wartewahrscheinlichkeit und die mittlere Wartezeit, durchaus praxistauglich.

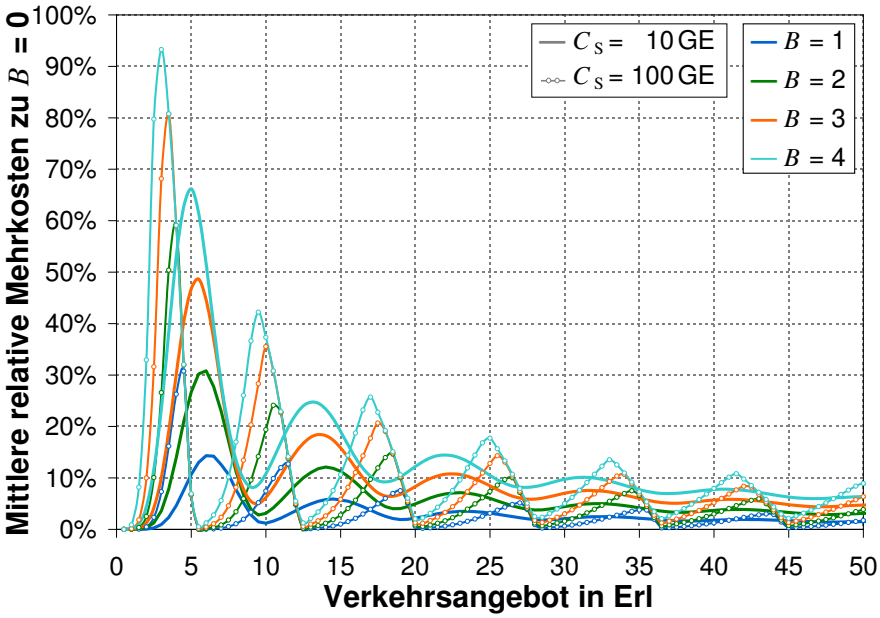


Abbildung 3.35: Relative Mehrkosten durch das Herabsetzen der Kanalaufbaugrenze um $B \in \{1; 2; 3; 4\}$ Zustände in Abhängigkeit des Verkehrsangebots

3.6 Zusammenfassung

In diesem Kapitel wurde sehr detailliert betrachtet, wie ein Linksystem mit dynamischer Ressourcenanpassung modelliert und das Mietverhalten für ein gegebenes Kanalmietpreismodell angepasst werden kann, sodass die resultierenden Mietkosten auf ein Minimum reduziert werden. Dafür wurden zwei Verfahren vorgestellt die mit Hilfe von unterschiedlichen Kriterien festlegen, wann ein ungenutzter Kanal abgebaut wird.

Das erste Verfahren entscheidet dies anhand einer für das Verkehrsangebot optimierten Zeit, die ein ungenutzter Kanal maximal gehalten wird. Im Gegensatz dazu wird bei dem zweiten Verfahren der Kanalabbau ausgelöst, wenn der Verbindungszustand eine für das erwartete Verkehrsangebot zuvor optimierte Abbaugrenze unterschreitet. Letzteres Verfahren liefert für den gedächtnislosen Erlang-Verkehr die optimale Lösung mit zugleich geringerem Rechenaufwand. Aus diesem Grund wurde dieses Verfahren bei allen weiteren Untersuchungen in diesem Kapitel verwendet.

Die anschließenden Analysen haben gezeigt, wie sehr die Linkdynamik und damit auch die mittleren Linkmietkosten von den Verkehrsklassen- und Kanalklassenparametern abhängen. Auffällig ist, dass durch die Granularität der Kanalkapazität k in den Diagrammen nahezu periodische Schwankungen in Abhängigkeit von der Verkehrslast des Linksystems auftreten. Neben der Granularität ist das Verhältnis $C_\mathrm{S}/c_\mathrm{t}$ für die Periodizität und die mit steigender Verkehrslast schwächer werdende Amplitude dieser Schwankungen maßgeblich.

In den Untersuchungen hat sich außerdem herausgestellt, dass durch eine leicht herabgesetzte Kanalaufbaugrenze zusammen mit einer geringer angenommenen Verkehrslast die vorgeschlagene Lösung robuster gegenüber Verkehrsfehlschätzungen wird. Im Gegensatz dazu hat eine begrenzte Kanalschnittstellenanzahl an den Knoten kaum Einfluss auf die mittleren Mietkosten, solange dabei eine Blockierungswahrscheinlichkeit von $P_\mathrm{B} = 10^{-4}$ nicht überschritten wird.

Für ein ausgewähltes Beispiel mit drei verschiedenen Kanalklassen wurde dargelegt, wie sich bei mehreren Kanalklassen die optimale Zusammensetzung der Kanalklassen bestimmen lässt. Analysen mit mehreren Verkehrsklassen bezeugen, dass es durch den Bündelungsgewinn stets günstiger ist, die verschiedenen Verkehrsströme über ein gemeinsames Linksystem zu übertragen.

Schließlich hat sich der letzte Teil dieses Kapitels mit der Frage befasst, welche Auswirkungen ein zeitlich verzögerter Kanalaufbau auf den Verbindungsaufbau haben kann. Die angeführten Untersuchungsergebnisse stellen den Zusammenhang der Kanalaufbauzeit mit der Wartewahrscheinlichkeit und der mittlere Wartezeit für die Verbindungsanfragen dar. Zwar können diese Kenngrößen durch ein Herabsetzen der Kanalaufbaugrenze verbessert werden, jedoch kann dies, je nach Verkehrslast, zu deutlichen Mehrkosten durch die Kanalmiete führen.

4 Overlay-Netze mit dynamischen Link-Ressourcen

In Kapitel 3 wurden einzelne, nicht verbundene Linksysteme betrachtet, deren Übertragungsressourcen dynamisch mit einem kostenminimalen Kanalmietverhalten an den Bedarf angepasst werden kann. In diesem Kapitel werden diese Linksysteme miteinander verbunden und zu einem Netz zusammengefügt. Die Folge daraus ist, dass die Verbindungen in diesem Netz nicht zwangsweise auf den direkten Links zwischen den jeweiligen Endknoten geführt werden müssen. Durch ein geeignetes Routing-Verfahren können die Verbindungen vorhandene, ungenutzte Link-Ressourcen im Netz verwenden, wodurch die Auslastung der Linksysteme im Allgemeinen erhöht werden kann. Ziel ist dabei aber, durch das Routing die durchschnittlichen Kanalmietkosten im Netz zu minimieren.

Für die Analyse der Routing-Mechanismen werden in Abschnitt 4.1 zuerst Overlay-Netze mit dynamischen Link-Ressourcen modelliert. Im Anschluss daran wird in Abschnitt 4.2 ein einfaches aber effektives Routing-Verfahren entwickelt, dessen Routing-Optionen eine Reduktion der Mietkosten ermöglichen. Zusätzlich werden zwei unterschiedliche Kanalaufbaustrategien betrachtet, die je nach Kanalaufbauzeit, Verkehrsdynamik und Kanalschnittstellenanzahl zum Einsatz kommen.

Die Bewertung der verschiedenen Routing-Optionen und der Kanalaufbaustrategien erfolgt durch Simulationen, deren Aufbau und Ablauf im Abschnitt 4.3 beschrieben wird. Umfangreichen Simulationsergebnisse im folgenden Abschnitt 4.4 zeigen den Einfluss der Routing-Parameter und der unterschiedlichen Kanalaufbaustrategien. Dabei werden unter anderem Szenarien mit verzögertem Kanalaufbau, mit endlicher Kanalschnittstellenanzahl je Knoten, unterschiedlichen Netzgrößen und Verkehrsmatrizen im Detail untersucht.

In Abschnitt 4.5 werden zwei lineare Optimierungsmodelle formuliert, mit deren Hilfe sich die minimalen Kanalmietkosten von Netzen mit statischen beziehungsweise dynamischen Link-Ressourcen bei einer exakten Verkehrsvorhersage bestimmen lassen. Der Vergleich der Optimierungsergebnisse mit den Simulationsergebnissen bei ausgewählten Szenarien verdeutlicht die Qualität der entwickelten, heuristischen Lösung. Das Kapitel endet mit einer Zusammenfassung in Abschnitt 4.6.

4.1 Modellierung von Overlay-Netzen mit dynamischen Link-Ressourcen

In diesem Abschnitt werden die Modellierungen aus 3.1 für ein Overlay-Netz, das sich aus Links mit dynamischer Ressourcenanpassung zusammensetzt, erweitert. Zuerst wird das Verkehrsmodell für das Netz entsprechend ergänzt. Daraufhin werden die notwendigen Veränderungen an der Knotenarchitektur aufgezeigt und im Anschluss daran das Kanalmietpreismodell so weit wie nötig verfeinert.

4.1.1 Verkehrsmodellierung

Verkehrsbeziehungen, welche über das Netz des Bandbreitenhändlers realisiert werden, können zwischen allen möglichen Knotenpaaren bestehen. Die Verbindungen zwischen einem Knotenpaar sollen dabei die gleichen Eigenschaften, wie in Abschnitt 3.1.1 beschrieben, aufweisen und seien unabhängig von den Verkehrsbeziehungen anderer Knotenpaare. Zusätzlich sei angenommen, dass es nicht möglich ist, eine bestehende Verbindung auf einen neuen Pfad durch das Netz umzuschalten, um unterbrechungsfreie Verbindungen garantieren zu können. Ebenso sei angenommen, dass eine Verbindung nicht auf mehrere Pfade aufgeteilt werden kann.

4.1.2 Knotenmodellierung

Das Netz des Bandbreitenhändlers ist ein Overlay-Netz. Sofern alle seine Standorte durch das Transportnetz verbunden sind, ist es möglich, zwischen jedem beliebigen Knotenpaar einen logischen Link einzurichten. Somit muss ein Overlay-Knoten v in einem Netz mit V Knoten bis zu $L_v = V - 1$ Links verwalten können. Aufbauend auf die Knotenarchitektur für ein einzelnes Linksystem von Abbildung 3.3 zeigt Abbildung 4.1 den schematischen Aufbau eines Overlay-Knotens mit mehreren Linksystemen.

Für jeden Link im Netz gibt es eine Kanalsteuerung, einen Linkmonitor und an beiden Endpunkten einen Aggregator. Wie schon unter 3.1.2 beschrieben, regelt die Kanalsteuerung anhand der Kanalauslastung (Linkmonitor) den Auf- und Abbau der zugehörigen Kanäle und der Aggregator verteilt die Verbindungen, die über diesen Link geführt werden, auf die momentan dafür angemieteten Kanäle. Für die Zuordnung der angemieteten Kanäle zu den entsprechenden Links ist die Kanalvermittlung zuständig. Soll ein Kanal für einen Link auf- oder abgebaut werden, bekommt die Kanalvermittlung dies von der entsprechenden Kanalsteuerung signalisiert und leitet es über das UNI an den Transportnetzbetreiber weiter.

Den Weg durch das Netz und somit die Links, über die eine Verbindung geführt wird, bestimmt der Router des Overlay-Knotens, der die zugehörige Verbindungsanfrage erhält (*Source-Routing*). Für die Berechnung der Route steht ihm eine Linkzustands-

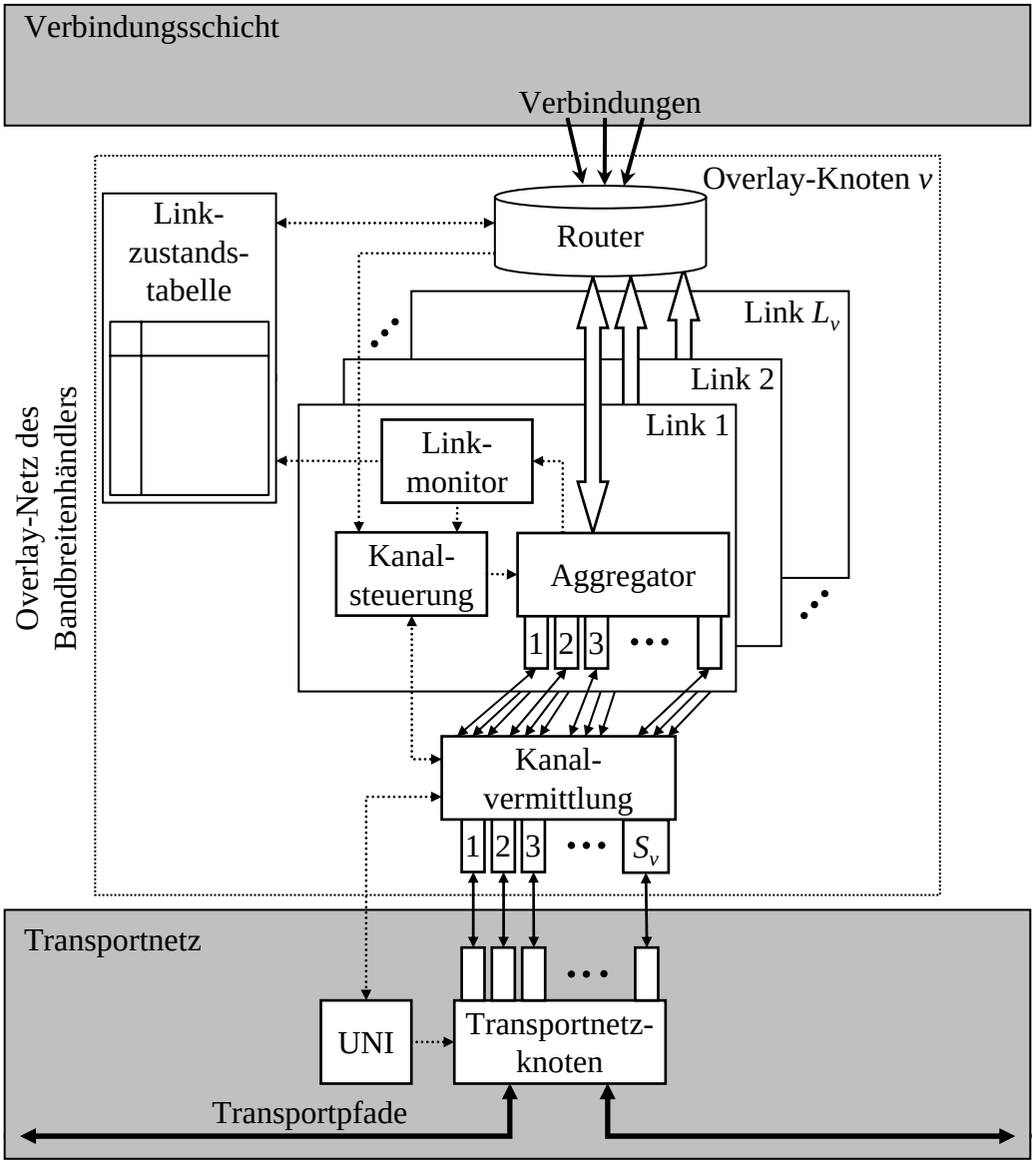


Abbildung 4.1: Knotenarchitektur für ein Netz mit dynamischen Link-Ressourcen

tabelle zur Verfügung, die für jeden Link im Netz Informationen über dessen momentanen Linkzustand enthält. Die Einträge der Tabelle werden bei angrenzenden Links durch deren Linkmonitor und bei den sonstigen Links durch den Austausch von Signalisierungsnachrichten zwischen den Overlay-Knoten aktualisiert. Für Letzteres kann zum Beispiel das OSPF Protokoll mit den *Traffic Engineering* (TE) Erweiterungen aus [RFC3630] verwendet werden, das die nötigen Informationen in den *Link State Advertisement* (LSA) Signalisierungsnachrichten an alle Knoten im Netz verteilt und somit die Linkzustandstabelle auf dem aktuellen Stand hält.

Sind die Kanalaufbauzeiten nicht vernachlässigbar klein, wird die Information, dass ein weiterer Kanal für einen Link angefordert wurde, ebenfalls im Netz verbreitet.

Dies ermöglicht den Overlay-Knoten im Netz die bald zur Verfügung stehende, zusätzliche Kapazität zu berücksichtigen und verhindert somit unnötige Kanalanfragen. Kann in Folge der Kanalaufbauzeit eine Verbindung nicht sofort geroutet werden, wartet diese, bis ausreichend Übertragungskapazität für sie vorhanden ist. Dazu speichert der Router die Verbindungsanfragen, die auf einen Kanalaufbau warten, in einer FIFO-Warteschlange und versucht diese nach der nächsten Linkzustandsaktualisierung in der Reihenfolge ihres Eintreffens in das Netz zu legen.

Wie auch im vorherigen Kapitel angenommen, hat der Bandbreitenhändler keine näheren Kenntnisse über das Transportnetz, welches deshalb hier nicht näher betrachtet wird. Vereinfachend sei angenommen, dass das Transportnetz zu jeder Zeit über ausreichende Kapazitäten verfügt, um alle Kanalanforderungen bedienen zu können. Einzig und allein die Begrenzung der Kanalschnittstellenanzahl S_v werde im Abschnitt 4.4.5 näher untersucht.

4.1.3 Kanalmietpreismodell

Das in Abschnitt 3.1.3 definierte Kanalmietpreismodell gelte netzweit für alle Kanäle. Es wird angenommen, dass die Kanalaufbaukosten C_S und der kontinuierliche Mietpreisanteil pro Zeit c_t für alle Kanäle gleich sind, unabhängig davon, welche Standorte sie verbinden. Der Hauptteil der Verbindungen wird dadurch in der Regel nur einen (logischen) Link, den direkten Link, verwenden, damit im Netz des Bandbreitenhändlers am wenigsten Ressourcen belegt werden. Dies wäre auch bei knotenpaarabhängigen Kanalmietpreisparametern der Fall, solange der direkte Link günstiger ist als der Einsatz mehrerer aneinandergereihter Links. Dies sollte jedoch in einem realen Szenario stets der Fall sein, da es auch im Sinne des Transportnetzbetreibers ist, die Anzahl der Kanäle möglichst klein zu halten, da dies grundsätzlich weniger Netzressourcen benötigt.

Um einen Kanalaufbau und die damit verbundenen Kosten zu vermeiden kann es zweckmäßig sein eine neue Verbindung auf einem *Umweg* mit freien Ressourcen im Netz zu routen. Da Umwege sinnvollerweise nur über bereits angemietete Kanäle verlaufen und nur ein geringer Anteil der Verbindungen solche Umwege nutzt sind bei der Wahl der Umwege die Kanalmietpreisparameter der einzelnen Kanäle eher zweitrangig. Aus diesem Grund stellt die Annahme von einheitlichen Kanaltarifen für alle Kanäle des Netzes keine gravierende Einschränkung dar.

4.2 Routing in Overlay-Netzen mit dynamischen Link-Ressourcen

Das Netz des Bandbreitenhändlers ist ein Overlay-Netz und kann deshalb mit den dynamisch anpassbaren logischen Links eine vollvermaschte Topologie annehmen. Ohne jegliches Routing verhält sich jeder einzelne Link, wie im vorherigen Kapitel

beschrieben, abhängig von den entsprechenden Verkehrs- und Kanalklassenparametern. Die mittleren Mietkosten pro Zeit $\overline{c_{\mathrm{N}}}$ für das Netz wären in einem solchen Fall die Summe der Linkmietkosten pro Zeit $\overline{c_{\mathrm{E}}}$ unabhängiger Linksysteme. Durch das fehlende Routing kann es jedoch passieren, dass für einen neuen Verbindungswunsch ein neuer Kanal angemietet werden muss, obwohl andere Links im Netz noch genügend freie Kapazitäten besitzen. Durch die geschickte Wahl von Umwegen durch das Netz können derartige Ressourcen genutzt werden. Ein Kanalaufbau mit den resultierenden Mietkosten auf dem direkten Link kann so vermieden werden. Werden solche Umwege jedoch zu häufig gewählt, kann dies den Bedarf an Ressourcen steigern und damit Mietkosten negativ beeinflussen. Im Folgenden wird nun eine Heuristik entwickelt, die das Routing der Verbindungen so beeinflusst, dass die Gesamtmietkosten für das Netz so weit wie möglich reduziert werden. Diese Heuristik befolgt dabei, in Worte gefasst, folgende Regeln für die Wahl der Umwege:

- Es ist nur möglich eine neue Verbindung d auf einen Umweg zu routen, wenn die freien Ressourcen des direkten Links $u(l_{\mathrm{D}})$ für die Bitratenanforderung der Verbindungsanfrage $r\,(d)$ nicht ausreichen.
- Die freien Ressourcen auf den Links der Umwege müssen ausreichen, um die neue Verbindung bedienen zu können. Zu beachten ist dabei, dass auf jedem Link l ein gewisser Teil $R(l)$ der freien Kapazität $u(l)$ für den jeweiligen Hauptverkehr reserviert sein kann.
- Es werden Umwege bevorzugt, deren Links insgesamt eine geringere Auslastung aufweisen.
- Umwege können durch eine maximal erlaubte Anzahl an Links (Hops) h_{max} begrenzt werden.
- Unter Einhaltung der obigen Regeln wird der Umweg mit der geringsten Anzahl an Hops gewählt.

Die Bevorzugung der Umwege mit insgesamt geringerer Linkauslastung beabsichtigt eine gleichmäßigere Auslastung der Links. Darüber hinaus soll so die Wahrscheinlichkeit verringert werden, dass Links infolge der Umwege vollständig belegt sind und somit nicht mehr ausreichend freie Kapazität für deren Hauptverkehr zur Verfügung steht. Dies hätte weitere Umwege zur Folge und würde dadurch das Netz unnötig belasten. Aus diesem Grund kann es zusätzlich zweckmäßig sein, freie Kapazität auf den Links für deren Hauptverkehr zu reservieren. Zudem kann durch eine Begrenzung der Anzahl an Links die Ressourcenbelegungen durch die Umwege im Netz gering gehalten werden.

Der Umweg wird mit einem Kürzeste-Pfad-Algorithmus, zum Beispiel dem Dijkstra-Algorithmus aus [Dij59], bestimmt. Jeder Link l erhält dafür ein Linkgewicht $w(l)$ nach Gleichung (4.1). Das Linkgewicht $w(l)$ ist zum einen abhängig von der momentan verfügbaren Kapazität $u^*(l)$ und der Gesamtkapazität $k(l)$ und zum anderen von der Bitratenanforderung der neuen Verbindung $r\,(d)$. Die verfügbare Kapazität $u^*(l)$ ist beim direkten Link l_{D} gleich der freien Kapazität $u(l_{\mathrm{D}})$. Ansonsten entspricht diese der freien Kapazität $u(l)$ abzüglich der für den Hauptverkehr reservierten

Kapazität $R(l)$ (siehe Gleichung (4.2)). Zur Berechnung der Linkgewichte bedarf es demnach die verfügbare Kapazität $u^*(l)$, sowie die Gesamtkapazität $k(l)$ von jedem Link l im Netz. Diese Informationen sind in der Linkzustandstabelle enthalten, die durch entsprechende Signalisierungsnachrichten aktuell gehalten wird.

$$w(l) = \begin{cases} 1 + \dfrac{1}{1+h_{\text{max}}}\left(1 - \dfrac{u^*(l)}{k(l)}\right) & : \quad u^*(l) \geq r(d) \\ 1 + h_{\text{max}} & : \quad u^*(l) < r(d) \end{cases} \tag{4.1}$$

$$\text{mit:} \quad u^*(l) = \begin{cases} u(l) & : \quad l = l_{\text{D}} \\ u(l) - R(l) & : \quad l \neq l_{\text{D}} \ \wedge \ u(l) \geq R(l) \\ 0 & : \quad l \neq l_{\text{D}} \ \wedge \ u(l) < R(l) \end{cases} \tag{4.2}$$

Hat ein Link l ausreichend Kapazitäten für die anstehende Verbindung, liegt das Linkgewicht $w(l)$ im Intervall $\left[1; 1 + (1 + h_{\text{max}})^{-1}\right[$. Somit ist die minimale gewichtete Länge eines Pfades p gleich der Anzahl h seiner Hops. Diese kann gleichzeitig nicht kleiner sein als die maximale gewichtete Länge eines zulässigen Pfades[3] mit einer geringeren Anzahl an Hops. Dies beweist die Ungleichung (4.3):

$$\begin{aligned} h &> (h - \zeta) \cdot \left(1 + \frac{1}{1 + h_{\text{max}}}\right) \quad \text{mit:} \quad h \leq h_{\text{max}}, \zeta \in [1,2,...,h-1] \\ h &< \zeta(2 + h_{\text{max}}) > h_{\text{max}} \end{aligned} \tag{4.3}$$

Ist die gewichtete Länge des kürzesten Pfades p gleich dem Wert $1 + h_{\text{max}}$, so kann mit den gegebenen Randbedingungen und den momentan aktiven Kanälen die Verbindung nicht bedient werden. Sie muss deshalb warten bis freie Ressourcen im Netz, entweder durch einen neuen Kanal oder durch einen Verbindungsabbau, entstehen. Für die Wahl des Zeitpunktes, an dem ein neuer Kanal angefordert werden soll, gibt es zwei unterschiedliche Strategien, den reaktiven und den proaktiven Kanalaufbau, welche im Folgenden näher definiert werden.

4.2.1 Routing mit reaktivem Kanalaufbau

Beim reaktiven Kanalaufbau wird ein neuer Kanal dann angefordert, wenn dieser für eine neue Verbindung benötigt wird. Gibt der Kürzeste-Pfad-Algorithmus den direkten Link l_{D} mit der gewichteten Länge $1 + h_{\text{max}}$ zurück, wird zuerst überprüft, ob

[3] Ein Pfad ist dann zulässig, wenn alle Links auf dem Pfad ausreichend verfügbare Kapazitäten für die neue Verbindungsanfrage haben und die maximale Anzahl an Hops h_{max} nicht überschritten wird.

sich an seinen Endknoten schon ein Kanal im Aufbau befindet. Nur wenn dies nicht der Fall ist, wird ein neuer Kanal für den direkten Link l_D beim Transportnetzbetreiber angefordert. Besonders wenn die Kanalaufbauzeit nicht vernachlässigt werden kann, soll dies verhindern, dass mehr Kanäle als nötig aufgebaut werden. Ist es nicht möglich einen weiteren Kanal anzufordern, da bei mindestens einem der entsprechenden Overlay-Knoten alle Kanalschnittstellen belegt sind, muss die Verbindungsanfrage zurückgewiesen werden. Abbildung 4.2 zeigt das Flussdiagramm für den beschriebenen Routing-Algorithmus mit reaktivem Kanalaufbau.

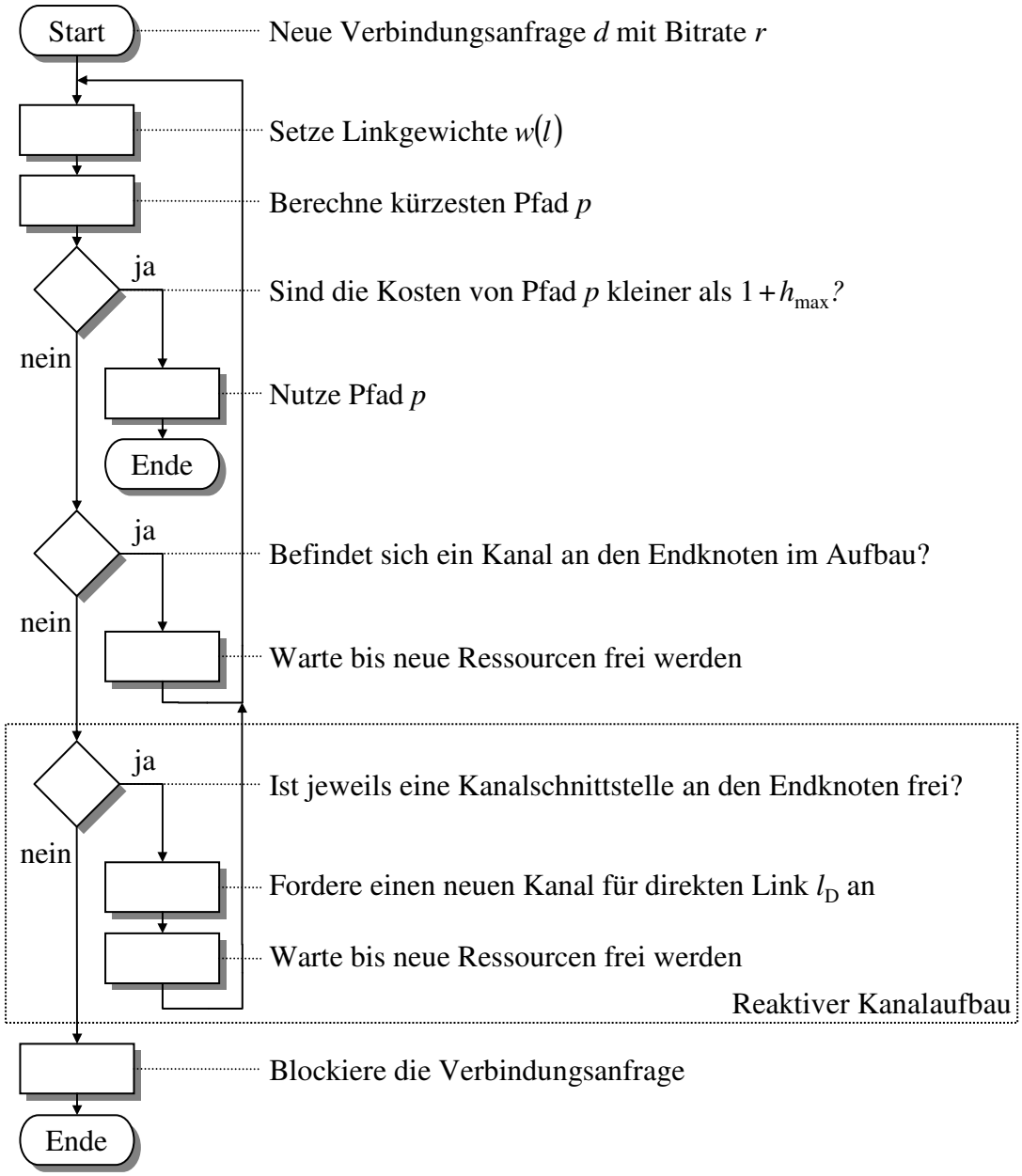


Abbildung 4.2: Routing-Algorithmus mit reaktivem Kanalaufbau

Durch diese Kanalaufbaustrategie werden nur Kanäle zwischen Overlay-Knoten aufgebaut, die auch eine Verkehrsbeziehung haben. Dies bedeutet jedoch, dass ein Umweg nur dann zur Verfügung steht, wenn bereits Verbindungen auf allen seinen Links existieren beziehungsweise existiert haben. In Netzen mit zum Beispiel sternförmigen Verkehrsbeziehungen können somit keine Umwege entstehen. Dies wäre allerdings bei der angenommenen Kanaltarifstruktur auch nicht erwünscht.

4.2.2 Proaktiver Kanalaufbau

Ist die Kanalaufbauzeit nicht vernachlässigbar klein, kann ein proaktiver Kanalaufbau die Wartewahrscheinlichkeit, sowie die mittleren Wartezeiten der Verbindungen verbessern. Analog zu einem einzelnen Linksystem (siehe Abschnitt 3.5) wird ein neuer Kanal dann aufgebaut, wenn eine gewisse Kanalaufbaugrenze überschritten wird. Diese Kapazitätsgrenze bezieht sich nun auf die unbenutzten Ressourcen aller Kanäle des Overlay-Knotens, unabhängig davon, zu welchen Links diese gehören. Der Router des Overlay-Knotens v überwacht dafür die freien Kapazitäten $u(l)$ aller angrenzenden Links l. Ist die Summe dieser Kapazitäten kleiner als die Kapazität $B(v)$, veranlasst der Router einen Kanalaufbau, sofern der Overlay-Knoten noch eine freie Kanalschnittstelle besitzt. Welcher Link einen neuen Kanal erhält bestimmen folgende Kriterien. Dabei repräsentiert die Reihenfolge auch die Priorität der Kriterien:

1. Der Zielknoten des Links muss ebenfalls eine freie Kanalschnittstelle besitzen.
2. Es wird der Link bevorzugt, für dessen nächsten Kanal i die Kanalbelegungswahrscheinlichkeit $P_{\mathrm{k}}(i)$ aus Gleichung (3.10) am höchsten ist. Bei der Berechnung von $P_{\mathrm{k}}(i)$ wird näherungsweise nur der Hauptverkehr von Link i betrachtet.
3. Es wird der Link l mit geringster freier Kapazität $u(l)$ bevorzugt.
4. Gibt es Kanäle mit unterschiedlicher Kapazität, wird der Link bevorzugt, bei dem für den nächsten Kanal die größte Übertragungskapazität vorgesehen ist.
5. Treffen die obigen Kriterien auf mehrere Links zu, wird einer von diesen zufällig ausgewählt.

Die vorgestellte proaktive Kanalaufbaustrategie kann nicht garantieren, dass für jede neue Verbindungsanfrage sofort ein Weg mit ausreichend Kapazität im Netz vorhanden ist oder sich zumindest dafür benötigte Kanäle schon im Aufbau befinden. Aus diesem Grund kann ebenfalls ein reaktiver Kanalaufbau erforderlich sein, der im seltenen Ausnahmefall einen neuen Kanal für den direkten Link anfordert.

Eine weitere Möglichkeit wäre, dass der Bandbreitenhändler für jeden Link eine eigene Kanalaufbaugrenze als Auslöser für einen proaktiven Kanalaufbau einführt. Dies würde jedoch Umwege fast vollständig im Netz verhindern und das damit verbundene Einsparpotential bei den Kanalmietkosten erheblich einschränken. Aus diesem Grund wird dies im Weiteren nicht näher betrachtet.

4.3 Simulationsbeschreibung

Die Auswirkungen des Routing-Verfahrens im Zusammenhang mit der Kanalaufbaustrategie und der Link-Ressourcenanpassung aus dem vorherigen Kapitel werden in dieser Arbeit mit Hilfe von Simulationen untersucht. Hierfür wurde eigens ein Simulator entwickelt, der im Folgenden vorgestellt wird.

4.3.1 Aufbau des Simulators

Der in C++ entwickelte Simulator nutzt die Graphen Bibliothek GRAPH [GRAPH] und das darin enthaltene, ereignisgesteuerte Simulations-Framework. Abbildung 4.3 zeigt die wesentlichen Bestandteile des Simulators.

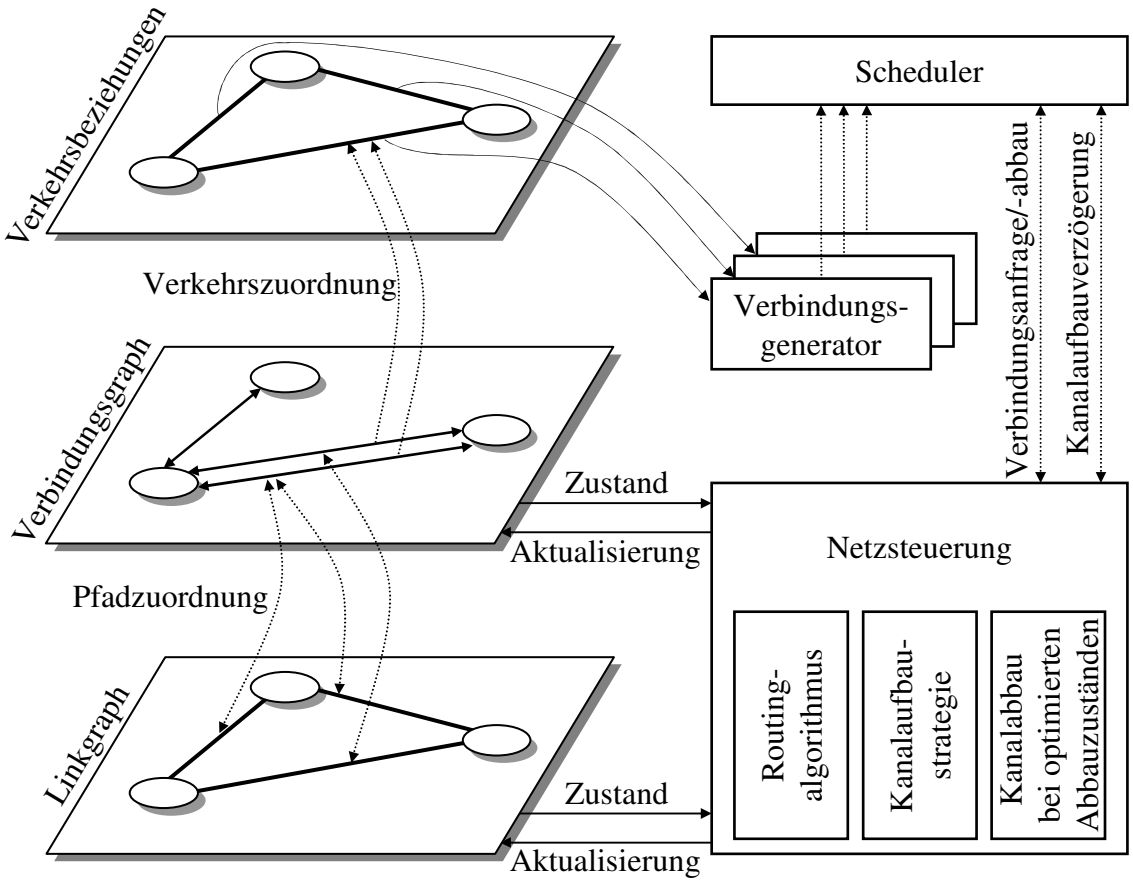


Abbildung 4.3: Vereinfachte Struktur des Simulators

Für jede Verkehrsklasse eines Knotenpaars, die durch eine Kante im Graph *Verkehrsbeziehungen* repräsentiert wird, instanziiert der Simulator jeweils einen Verbindungsgenerator. Diese erzeugen mit Hilfe von Zufallsgeneratoren die negativ exponentiell

verteilten Zwischenankunfts- und Bedienzeiten der Verbindungen anhand der gegebenen Verkehrsparameter und setzen die Ereignisse für die Verbindungsanfragen im Scheduler. Dieser gibt die Ereignisse in zeitlicher Reihenfolge an die Netzsteuerung weiter.

Die Netzsteuerung simuliert für diese Ereignisse das entwickelte Routing-Verfahren. Für eine neue Verbindungsanfrage erstellt sie nach der erfolgreichen Pfadsuche eine neue Kante im Verbindungsgraphen, speichert die entsprechende Pfad- und Verkehrszuordnung, aktualisiert die freien Kapazitäten im Linkgraphen und setzt nach erfolgreicher Aktivierung der Verbindung das Ereignis für den Verbindungsabbau im Scheduler. Tritt dieses Ereignis ein, wird die entsprechende Kante im Verbindungsgraphen entfernt und die freien Kapazitäten im Linkgraphen aktualisiert.

Fordert die Kanalaufbaustrategie einen Kanalaufbau, wird der entsprechende Link im Linkgraphen nach der eingestellten Kanalaufbauverzögerung um eine Kanalkapazität vergrößert. Der Abbau von Kanälen erfolgt anhand von Kanalabbauzuständen, die für die Verkehrsparameter zu Beginn berechnet wurden. Es werden dabei die für einen einzelnen Link optimierten Kanalabbauzustände für den Hauptverkehr aus Abschnitt 3.3.2 verwendet. Diese sind hier zwar nicht notwendigerweise optimal, da durch das Routing die Verkehrscharakteristik auf den Links verändert wird, jedoch konnte für den nun nicht mehr gedächtnislosen Verkehr auf einem Link (das Routing hängt vom Netzzustand ab, und somit von der Vorgeschichte) keine analytische Optimierung der Kanalabbauzustände gefunden werden.

Versuche mit geringfügig veränderten Kanalabbauzuständen haben jedoch keine Tendenzen der Verbesserung gezeigt. Da nur ein geringer Anteil der Verbindungen Umwege nutzt, liegt die Vermutung nahe, dass die Abweichungen bei der Verkehrscharakteristik in den untersuchten Fällen nahezu vernachlässigt werden kann.

4.3.2 Simulationsablauf

Zu Beginn einer Simulation ($t = 0$) sind keine Verbindungen und Kanäle vorhanden. Nach einer Einschwingzeit $t = t_{\text{ein}}$ erfasst der Simulator die für die Ergebnisse relevanten Simulationsdaten, bis dieser nach einer angegebenen Simulationszeit $t = t_{\text{ein}} + t_{\text{sim}}$ schließlich die Simulation abschließt.

Jede Simulation wird z-mal mit jeweils unterschiedlichen Initialisierungen der Zufallsgeneratoren durchgeführt, um eine Aussage über die Sicherheit der Ergebnisse machen zu können. Die in dieser Arbeit gezeigten Ergebnisse sind das algebraische Mittel der beobachteten Werte aus den z Simulationen.

Zeigen die Ergebnisdiagramme der Simulationen Konfidenzintervalle, haben diese ein Konfidenzniveau von 95%. Sie berechnen sich mit Hilfe der t-Verteilung aus den ermittelten Werten der jeweils durchgeführten z Simulationen. Sind keine Konfidenzintervalle angegeben, sind diese vernachlässigbar klein.

4.4 Simulationsergebnisse

In diesem Abschnitt wird anhand von Simulationsergebnissen untersucht, welchen Einfluss die Routing-Regeln und die Kanalaufbaustrategie für verschiedene Szenarien auf die Linkmietkosten haben. Nach der Angabe der am häufigsten verwendeten Simulationsparameter folgt eine kurze Genauigkeitsanalyse der Simulationsergebnisse. Hierfür werden einzelne Linksysteme simuliert und die Ergebnisse mit den Berechnungen aus dem vorherigen Kapitel verglichen.

Gegenstand der ersten Untersuchung ist, welchen Einfluss die Routing-Parameter R und $h_{\max}$ auf die Wahl der Umwege, auf die Kanalaufbaurate und somit auf die Linkmietkosten haben. Im Anschluss daran wird aufgezeigt welche Verbesserungen bei der Wartewahrscheinlichkeit beziehungsweise der mittleren Wartezeit durch einen proaktiven Kanalaufbau möglich sind. Daraufhin wird abgeschätzt, welche Kanalschnittstellenanzahl ein Overlay-Knoten für eine gegebene Verkehrslast und einer geforderten maximalen Blockierungswahrscheinlichkeit benötigt. Die darauf folgenden Simulationsergebnisse veranschaulichen, wie durch eine maximal erlaubte Anzahl an Hops $h_{\max}$ für die Umwege und durch einen proaktiven Kanalaufbau die Blockierungshäufigkeit verbessert werden kann. Schließlich zeigen Simulationsergebnisse den Einfluss der Netzgröße und der Verkehrsmatrix, welche die Verteilung der Verkehrslast auf die Knotenpaare bestimmt.

4.4.1 Simulationsparameter

Die Simulationsparameter können im Allgemeinen in drei Teile aufgeteilt werden. Die externen Systemparameter bestimmen die Netzgröße, das Verkehrsangebot, sowie die Kanalklassenparameter der Kanäle. Die internen Parameter steuern das Routing und die Kanalaufbaustrategie, während die übrigen Parameter den Simulationsablauf beeinflussen. In den Tabellen 4.1-4.3 sind die am häufigsten verwendeten Simulationsparameter angegeben, welche zu den in diesem Kapitel dargestellten Simulationsergebnissen führen. Erfordern die einzelnen Untersuchungen abweichende Simulationsparameter sind diese jeweils bei den Untersuchungsergebnissen angeführt.

In den meisten Untersuchungen wurde ein Overlay-Netz mit fünf Knoten verwendet, bei dem das mittlere Verkehrsangebot $A_{\mathrm{D}} = \lambda/\epsilon$ für alle Knotenpaare gleich ist. Des Weiteren setzt sich jeder Link aus Kanälen einer einzigen Kanalklasse zusammen. Dieses homogene Simulationsszenario wurde gewählt, um durch den Vergleich der Ergebnisse mit den Berechnungen für ein einzelnes Linksystem die Auswirkungen des Routings und der Kanalaufbaustrategie identifizieren zu können.

Soweit nicht anders angegeben, ist die Anzahl der Hops für die Umwege nicht beschränkt und keine Kapazität für den Hauptverkehr auf den Links reserviert. Für alle Links stehen ausreichend Kanäle zur Verfügung, sodass keine Blockierungen auftreten. In den meisten Szenarien sei die Kanalaufbauzeit vernachlässigbar klein, weshalb in den zugehörigen Simulationen kein proaktiver Kanalaufbau benutzt wird.

Overlay-Netz mit $V = 5$ Knoten	
Verkehrslast pro Knotenpaar: Verkehrsklasse V $(\lambda\|\epsilon\|r)$	Netzweit einheitliche Kanäle: Kanalklasse K $(C_\mathrm{S}\|c_\mathrm{t}\|k)$
$\lambda \in \{0{,}25; 0{,}5; ...; 10\}\ \frac{1}{\mathrm{ZE}}$	$C_\mathrm{S} = 10\,\mathrm{GE}$
$\epsilon = 0{,}2\ \frac{1}{\mathrm{ZE}}$	$c_\mathrm{t} = 1\ \frac{\mathrm{GE}}{\mathrm{ZE}}$
$r = 1\,\mathrm{KE}$	$k = 10\,\mathrm{KE}$

Tabelle 4.1: Externe Systemparameter für die Simulationen, soweit nicht anders angegeben

Routing	Kanalaufbau
$h_\mathrm{max} = V - 1$	$t_\mathrm{S} = 0\,\mathrm{ZE}$
$R \cdot r = R(l) = 0\,\mathrm{KE}$	$B \cdot r = B(v) = 0\,\mathrm{KE}$
	$S = S_v = \infty$

Tabelle 4.2: Interne Systemparameter für die Simulationen, soweit nicht anders angegeben

Damit die Einschwingphase keine Auswirkungen auf die Ergebnisse hat, werden die Simulationsdaten erst nach $200\,\mathrm{ZE}$ erfasst. Nach weiteren $1000\,\mathrm{ZE}$ ist eine Simulation beendet. In dieser Zeit werden, abhängig von der mittleren Ankunftsrate der Verbindungen, im Mittel 250 bis 10000 Verbindungen pro Knotenpaar generiert. Jede Simulation wird 20-mal mit unterschiedlich initialisierten Zufallsgeneratoren durchgeführt.

Simulationsablauf
$t_\mathrm{ein} = 200\,\mathrm{ZE}$
$t_\mathrm{sim} = 1000\,\mathrm{ZE}$
$z = 20$

Tabelle 4.3: Simulationsablaufparameter

4.4.2 Genauigkeit der Simulationsergebnisse

Um die Genauigkeit der Simulationsergebnisse zu überprüfen, wurden einzelne Linksysteme simuliert und die Ergebnisse mit den Berechnungen aus dem vorherigen Kapitel verglichen. Um keine Umwege im simulierten Netz zu ermöglichen wurde das Routing deaktiviert, indem die maximale Anzahl der Hops auf $h_\mathrm{max} = 1$ gesetzt wurde. Die Genauigkeit der Ergebnisse sei hier exemplarisch durch den Vergleich der

simulierten mit den berechneten Linkmietkosten angegeben. Wie in Abbildung 4.4 zu sehen, ist der relative Unterschied der gemittelten simulierten Linkmietkosten zu den berechneten Werten für die betrachteten Verkehrswerte unter einem halben Prozent. Die Breite der dargestellten Konfidenzintervalle zum Konfidenzniveau von 95% ist in allen Fällen kleiner als zwei Prozentpunkte. Die gute Übereinstimmung der Berechnung mit der Simulation kennzeichnet zum einen die Genauigkeit der Simulationsergebnisse, zum anderen verifiziert sie die Berechnungen aus dem vorherigen Kapitel.

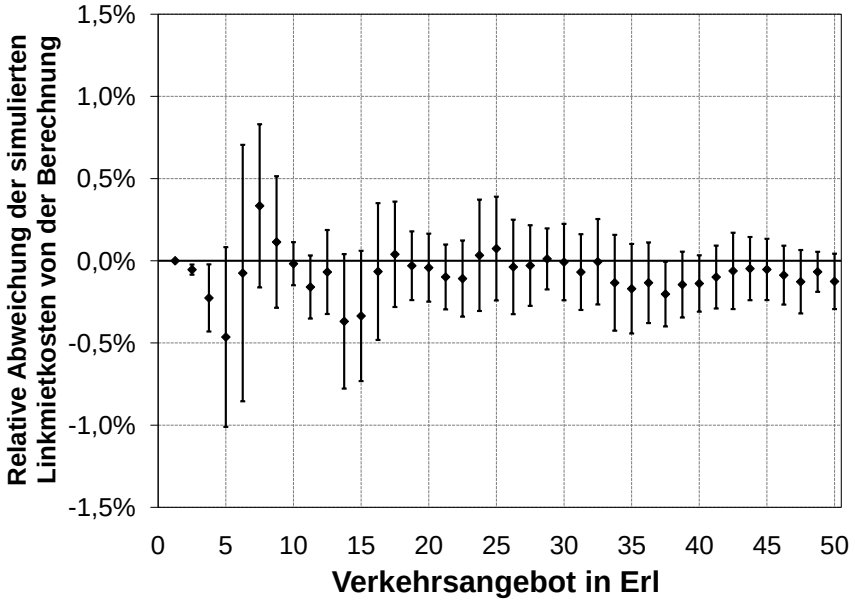


Abbildung 4.4: Relative Abweichung der simulierten Linkmietkosten von der Berechnung, abhängig vom Verkehrsangebot

4.4.3 Einfluss der Routing-Parameter

Durch die Granularität der Kanalkapazität und durch das Halten ungenutzter Kanäle aufgrund der Kanalaufbaukosten ist ein Link nicht zu jeder Zeit vollständig ausgelastet. Die damit verbundenen freien Link-Ressourcen im Netz können durch entsprechende Umwege für Verbindungen benutzt werden, deren direkter Link momentan vollständig belegt ist. Dies vermeidet zu diesem Zeitpunkt einen weiteren Kanalaufbau auf dem direkten Link. Dadurch können im Allgemeinen Mietkosten eingespart werden, die ohne diese Umwege entstehen würden. Werden diese Umwege allerdings ungeschickt oder zu häufig gewählt, kann sich dies negativ auf die Mietkosten auswirken. Das entwickelte Routing-Verfahren hat zwei Routing-Parameter, mit denen die Umwege eingeschränkt werden können: die reservierte Kapazität $R(l)$ für den Hauptverkehr von Link l sowie eine maximal erlaubte Anzahl an Hops $h_{\max}$ für die Umwege.

Im Folgenden wird anhand von Simulationsergebnissen der Einfluss dieser Parameter untersucht. Auf jedem Link wurde dabei von den freien Ressourcen entweder keine Kapazität ($R = 0$) oder eine Kapazitätseinheit ($R = 1$) für den Hauptverkehr reserviert. Zusätzlich wurde die Pfadlänge der Umwege nicht (hier $h_{\max} = 4$) oder auf eine maximale Anzahl von Hops $h_{\max} = 2$ beschränkt.

Relative Kostenersparnis durch das Routing

Vergleicht man die simulierten Kosten mit den Kosten für ein Netz ohne Routing, ergeben sich die in Abbildung 4.5 dargestellten relativen Kostenersparnisse für die vier unterschiedlichen Konstellationen der Routing-Parameter. Im Allgemeinen sinken die Mietkosteneinsparungen, je größer das Verkehrsangebot ist. Dies liegt daran, dass bei steigendem Verkehrsangebot die Anzahl der statischen Links ebenfalls ansteigt und somit die Einsparungen an den dynamischen Kanälen weniger ins Gewicht fallen. Bedingt durch die Granularität der Kanalkapazität sinken die Einsparungen nicht kontinuierlich ab, sondern es ergeben sich nahezu periodisch lokale Minima. Diese treten bei Verkehrsangebotswerten auf, bei denen im Fall ohne Routing die Kanalaufbaurate ebenfalls ein Minimum hat (vergleiche Abbildung 3.21). Dies erklärt zugleich die lokalen Minima, da für diese Verkehrsangebotswerte nur wenige Kanalaufbauten durch Umwege verhindert werden können.

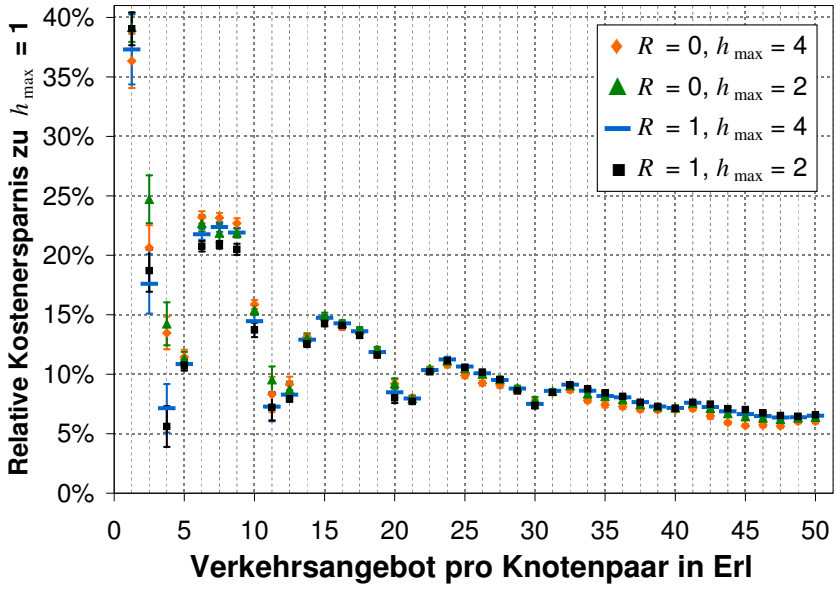


Abbildung 4.5: Relative Kostenersparnis durch das Routing abhängig von den Routing-Parametern und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar

Die Reservierung von Kapazitäten für den Hauptverkehr der Links wirkt sich für ein geringes Verkehrsangebot ($A_{\mathrm{D}} < 25\,\mathrm{Erl}$) zumeist nachteilig auf die Mietkosten aus. Erst für größere Verkehrsangebotswerte ergeben sich damit weitere Kosteneinsparungen, die in den simulierten Fällen maximal etwa einen Prozentpunkt ausmachen.

Weitere, hier nicht aufgeführte Simulationen haben gezeigt, dass durch größere Werte von R keine nennenswerten Verbesserungen bei den Einsparungen möglich sind.

Durch eine Beschränkung der Umwege anhand einer maximalen Anzahl an Hops ($h_{\text{max}} = 2$), konnten für die meisten der untersuchten Verkehrsangebotswerte weitere Kosten eingespart werden, jedoch fallen diese nur bei einem geringen Verkehrsangebot ($A_{\text{D}} < 5\,\text{Erl}$) größer als einen Prozentpunkt aus. Die Kombination der beiden Routing-Parameteroptionen ($R = 1$ und $h_{\text{max}} = 2$) lieferte erst ab einem Verkehrsangebot pro Knotenpaar von $A_{\text{D}} > 32{,}5\,\text{Erl}$ die geringsten Mietkosten im Vergleich zu den anderen Konstellationen.

Das Kosteneinsparpotential hängt zudem auch von den Kanalklassenparametern ab. So fallen zum Beispiel die möglichen relativen Ersparnisse bei höheren Kanalaufbaukosten größer aus. Simulationsergebnisse in **[Pri07]** belegen dies für $C_{\text{S}} = 100\,\text{GE}$. Hier sind die simulierten relativen Ersparnisse unter sonst gleichen Bedingungen bei allen Verkehrsangebotswerten über zehn Prozent.

Zusammenfassend kann gesagt werden, dass durch die Routing-Optionen $R = 1$ beziehungsweise $h_{\text{max}} = 2$ in den untersuchten Szenarien meist nur wenig zusätzliche Kosten eingespart werden konnten. Teilweise waren dadurch die Mietkosten sogar höher als ohne diese Einschränkungen. Ursache dafür sind die von der aktuellen Auslastung abhängigen Linkgewichte $w(l)$, die dafür sorgen, dass die Umwege über wenig ausgelastete Links verlaufen. Bei hier nicht aufgeführten Untersuchungen, bei denen die Linkgewichte $w(l)$ bei ausreichend verfügbarer Kapazität gleich eins und somit unabhängig von der Linkauslastung waren, hatten die obigen Routing-Optionen dagegen einen größeren positiven Effekt auf die Einsparungen. Es ergaben sich dadurch aber im Vergleich zu einem Routing mit lastabhängigen Linkgewichten keine geringeren Mietkosten.

Pfadlänge der Verbindungen

Die simulierte prozentuale Aufteilung der Verbindungen anhand ihrer Pfadlänge in Hops wird in Abbildung 4.6 in Abhängigkeit des Verkehrsangebots pro Knotenpaar A_{D} für die vier verschiedenen Routing-Parameterkonstellationen dargestellt. Wie erwartet lief der Großteil der Verbindungen über den direkten Link. Dieser Anteil steigt im Allgemeinen mit dem Verkehrsangebot an und war in den meisten Simulationen über 90%.

Der Anteil der Pfade mit mehr als zwei Hops ist verschwindend gering, falls diese nicht sowieso durch eine maximal erlaubte Anzahl an Hops $h_{\text{max}} = 2$ verhindert wurden. Die wellenförmigen Schwankungen bei der Pfadaufteilung in Abhängigkeit des Verkehrsangebots resultieren von der Granularität der Kanalkapazität. Der Vergleich mit Abbildung 4.5 verdeutlicht die Korrelation der relativen Kostenersparnisse mit dem Anteil der Verbindungen, die über zwei Hops verlaufen. Durch die Routing-Optionen $R = 1$ beziehungsweise $h_{\text{max}} = 2$ kann dieser Anteil um bis zu fünf Prozentpunkte verringert werden.

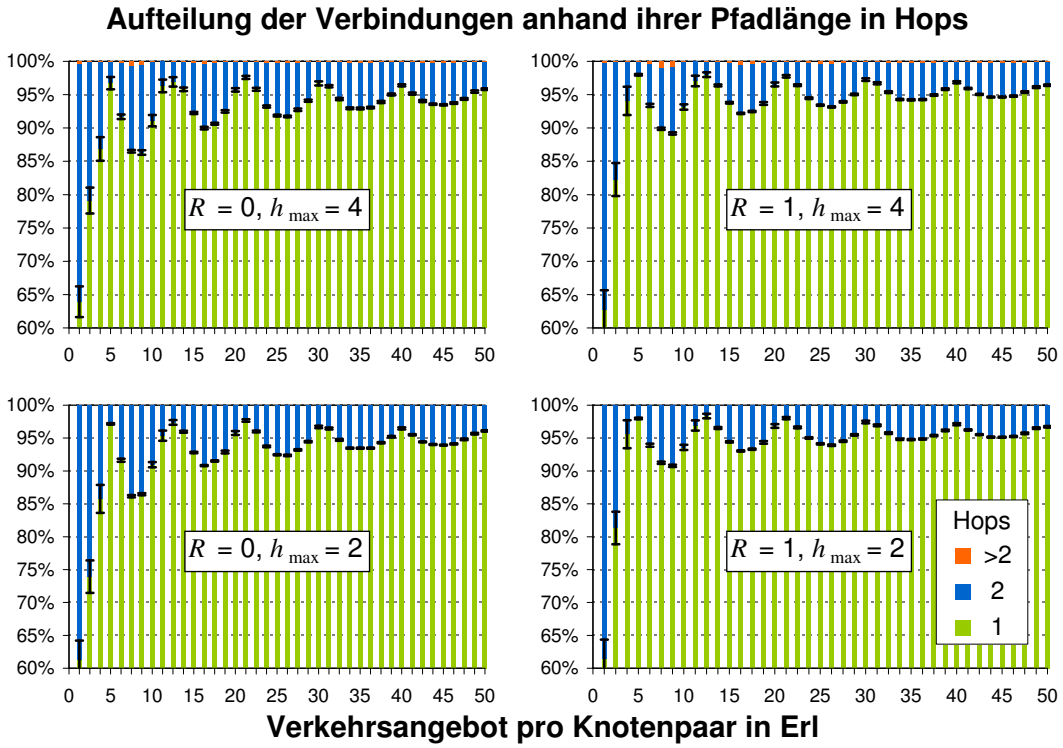


Abbildung 4.6: Aufteilung der Verbindungen anhand ihrer Pfadlänge in Hops abhängig von den Routing-Parametern und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar

Einfluss auf die Kanalaufbaurate

Das entwickelte Routing-Verfahren soll die Anzahl der Kanalaufbauten verringern, um dadurch Mietkosten einzusparen. Die Auswirkungen durch das Routing auf die Kanalaufbaurate kann aus Abbildung 4.7 entnommen werden. Dargestellt ist hier die mittlere Kanalaufbaurate in Abhängigkeit des Verkehrsangebots pro Knotenpaar A_{D}. Zusätzlich ist zum Vergleich die berechnete mittlere Kanalaufbaurate für ein Netz eingezeichnet, in dem keine Umwege möglich sind. Es ist zu sehen, dass durch das Routing die lokalen Maxima in der Kanalaufbaurate auf etwa ein Drittel reduziert werden. Die untersuchten Routing-Optionen verändern nur kaum die Simulationsergebnisse. Durch die Einschränkungen der Umwege anhand der Routing-Optionen $R = 1$ beziehungsweise $h_{\max} = 2$ kann die Kanalaufbaurate erst bei größeren Verkehrsbelastungen ($A_{\mathrm{D}} > 25\,\mathrm{Erl}$) erkennbar reduziert werden.

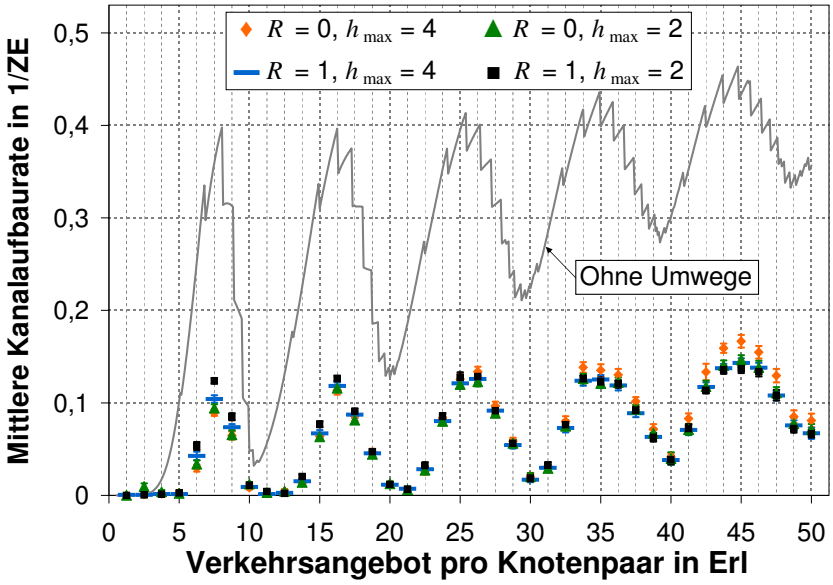


Abbildung 4.7: Mittlere Kanalaufbaurate abhängig von den Routing-Parametern und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar

4.4.4 Proaktive Kanalaufbaustrategie bei verzögertem Kanalaufbau

In diesem Abschnitt wird anhand von Simulationen untersucht, wie durch das vorgestellte Routing-Verfahren und der proaktiven Kanalaufbaustrategie die Wartewahrscheinlichkeit der Verbindungen, sowie die mittlere Wartezeit der betroffenen Verbindungen verringert werden kann. Hierzu wurde in den Simulationen eine konstante Kanalaufbauzeit von $t_S = 1$ ZE angenommen. Diese verhältnismäßig lange Kanalaufbauzeit entspricht ein Fünftel der mittleren Bedienzeit einer Verbindung.

Die Berechnungen für ein einzelnes Linksystem aus Abschnitt 3.5.3 belegen die offensichtliche Korrelation der Wartewahrscheinlichkeit der Verbindungen mit der Kanalaufbaurate. Infolge des Routings verringert sich diese Rate, was sich somit positiv auf die Wartewahrscheinlichkeit auswirkt. Den Beweis dafür liefert der Vergleich der Berechnungsergebnisse für ein einzelnes Linksystem mit den Simulationsergebnissen für das betrachtete Netz mit fünf Knoten, dargestellt in Abbildung 4.8.

Vergleicht man nur die Ergebnisse mit reaktivem Kanalaufbau, verringert sich durch das Routing die relative Wartehäufigkeit der Verbindungen um mehr als ein Drittel gegenüber den berechneten Wartewahrscheinlichkeiten für ein einzelnes Linksystem. Durch die proaktive Kanalaufbaustrategie, die einen weiteren Kanal für einen Knoten anfordert, wenn dieser nur noch freie Linkkapazitäten für insgesamt $B \in \{1; 2; 3\}$ Verbindungen besitzt, kann die relative Wartehäufigkeit noch weiter reduziert werden. Trotz der relativ langen Kanalaufbauzeit müssen so beispielsweise für $B = 2$ maximal ein Prozent der Verbindungen warten. Die Mietkosten (hier nicht dargestellt)

verändern sich dabei für die meisten untersuchten Verkehrsangebotswerte nur unwesentlich. Nur in Ausnahmefällen entstehen durch die proaktive Kanalaufbaustrategie bis zu neun Prozent mehr Mietkosten.

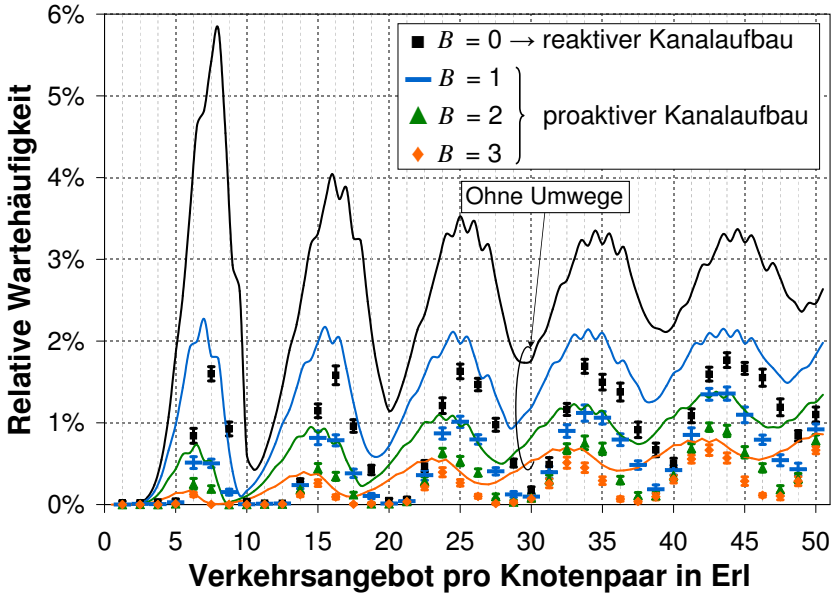


Abbildung 4.8: Relative Wartehäufigkeit der Verbindungen abhängig von der Kanalaufbaustrategie und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar bei einer Kanalaufbauzeit von $t_S = 1\,\mathrm{ZE}$

Durch die möglichen Umwege im Netz warten im Allgemeinen weniger Verbindungen darauf, dass auf einem momentan vollständig belegten Link freie Ressourcen entstehen. Dies verkürzt die Warteschlange der wartenden Verbindungen. Dadurch steigt die Wahrscheinlichkeit, dass eine wartende Verbindung durch einen Verbindungsabbau auf dem belegten Link schon vor dem vollständigen Kanalaufbau bedient werden kann. Dies kann somit bei längeren Kanalaufbauzeiten die mittlere Wartezeit der betroffenen Verbindungen verkürzen.

Abbildung 4.9 belegt diesen Zusammenhang durch den Vergleich der Simulationsergebnisse mit den berechneten Werten für ein einzelnes Linksystem. In den Simulationen traten für Verkehrsangebotswerte unter $10\,\mathrm{Erl}$ pro Knotenpaar kaum Blockierungen auf, weshalb hier keine mittleren Wartezeiten für betroffene Verbindungen angegeben sind. Erfolgt kein proaktiver Kanalaufbau, reduzieren sich die mittleren Wartezeiten durch das Routing um knapp die Hälfte. Mit proaktivem Kanalaufbau verringert sich die mittlere Wartezeit in den meisten Fällen nur wenig. Dies deutet darauf hin, dass bei der relativ langen Kanalaufbauzeit von $t_S = 1\,\mathrm{ZE}$ viele der betroffenen Verbindungen nicht bis zum vollständigen Kanalaufbau warten müssen. Demnach macht es für eine betroffene Verbindung kaum einen Unterschied, ob sie den Kanalaufbau initiiert hat (reaktiver Kanalaufbau) oder ob dies schon durch eine frühere Verbindungsanfrage geschehen ist (proaktiver Kanalaufbau).

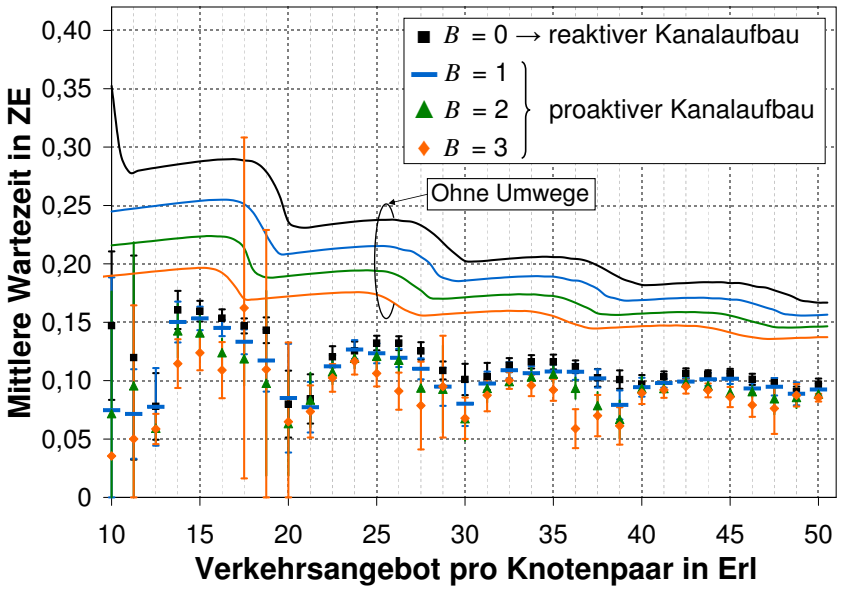


Abbildung 4.9: Mittlere Wartezeit der betroffenen Verbindungen abhängig von der Kanalaufbaustrategie und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar bei einer Kanalaufbauzeit von $t_S = 1\,\text{ZE}$

Für erheblich kürzere Kanalaufbauzeiten ist dagegen die mittlere Wartezeit bei reaktivem Kanalaufbau in etwa so lang wie die Kanalaufbauzeit, da die Wahrscheinlichkeit sinkt, dass während dem Kanalaufbau weitere Ereignisse (Verbindungsanfragen beziehungsweise -abbauten) auftreten. In diesem Fall entspricht die Blockierungshäufigkeit in etwa der Häufigkeit der Kanalaufbauten, wie es auch bei einem einzelnen Linksystem der Fall ist (vergleiche Abbildung 3.33). Hier sollte durch einen proaktiven Kanalaufbau die relative Verkürzung der mittleren Wartezeiten, ähnlich wie bei einem einzelnen Linksystem, deutlicher ausfallen. Dies wurde jedoch aufgrund der zu erwartenden geringen Auswirkungen bei dafür erheblich höherem Simulationsaufwand nicht näher betrachtet.

4.4.5 Overlay-Knoten mit begrenzter Anzahl an Kanalschnittstellen

In den vorangegangenen Simulationen standen den Overlay-Knoten jeweils ausreichend Kanalschnittstellen zur Verfügung, so dass jede Verbindungsanfrage bedient werden konnte. In der Realität ist die Anzahl der Kanalschnittstellen für einen Knoten beschränkt, weshalb es hier zu Blockierungen kommen kann. Das vorgestellte Routing-Verfahren hat nicht nur einen positiven Einfluss auf die Mietkosten, sondern kann auch signifikant die Blockierungswahrscheinlichkeit bei gleicher Kanalschnittstellenanzahl verringern. Der Grund dafür ist, dass durch Umwege die Kanäle effizienter ausgenutzt werden können. Ähnlich wie bei den Mietkosten haben dabei

die Häufigkeit und die Wahl der Umwege einen großen Einfluss auf die Blockierungswahrscheinlichkeit. So kann auch der Bedarf an Kanälen durch zu viele beziehungsweise zu lange Umwege derart steigen, dass deutlich mehr Verbindungsanfragen blockiert werden.

Ziel der folgenden Untersuchungen ist es, den Einfluss der Routing-Optionen und der Kanalaufbaustrategie auf die Blockierungswahrscheinlichkeit der Verbindungsanfragen anhand von Simulationsergebnissen aufzuzeigen. Dafür wird vor einer Simulation die Anzahl der Kanalschnittstellen S_v für jeden Knoten v abhängig von den Verkehrsparametern festgelegt. Für die Dimensionierung der Kanalschnittstellenanzahl pro Knoten dient eine grobe Abschätzung mit der Erlangschen Verlustformel für $\mathrm{M}/\mathrm{M}/N/0/\infty$-Verlustsysteme aus [Erl17]. Diese versucht die Anzahl der nötigen Kanalschnittstellen so zu bestimmen, dass eine geforderte maximale Blockierungswahrscheinlichkeit für die Verbindungsanfragen $P_{\mathrm{B,max}}$ eingehalten wird.

Dimensionierung der Kanalschnittstellenanzahl

Zur Abschätzung der Kanalschnittstellenanzahl S_v für einen Knoten v wird dieser durch ein einziges $\mathrm{M}/\mathrm{M}/N/0/\infty$-Verlustsystem approximiert. Dafür wird zuerst näherungsweise das Verkehrsangebot $\tilde{A}_v$ für den Knoten v bestimmt. Dieses setzt sich aus dem Quell- und Transitverkehr von Knoten v zusammen. Der Anteil des Quellverkehrs ist dabei die Summe der Verkehrsangebotswerte der Verkehrsbeziehungen, welche von diesem Knoten ausgehen. In dem untersuchten Netz mit $V = 5$ Knoten und einer homogenen Verkehrsmatrix mit einem Verkehrsangebot A_{D} für jedes Knotenpaar ist dieser Anteil $(V-1) \cdot A_{\mathrm{D}}$.

Die Verkehrsbelastung durch den Transitverkehr wird mit Hilfe des relativen Anteils $\phi(A_{\mathrm{D}})$ an Verbindungen angenähert, welche voraussichtlich für das generierte Verkehrsangebot A_{D} pro Knotenpaar über Umwege geroutet werden. Grundlage für $\phi(A_{\mathrm{D}})$ sind die vorangegangenen Simulationsergebnisse mit einer unbegrenzten Kanalschnittstellenanzahl und den Routing-Parametern $R = 0$ und $h_{\mathrm{max}} = 4$. So ist $\phi(A_{\mathrm{D}})$ der mittlere relative Anteil der Verbindungen, die in diesen Simulationen Umwege mit zwei Hops nutzten, abhängig vom Verkehrsangebot A_{D} pro Knotenpaar. Diese Werte sind im linken oberen Diagramm von Abbildung 4.6 durch die blauen Säulen dargestellt.

Nachdem eine Transitverbindung bei einem Zwischenknoten zwei angrenzende Links benutzt, fließt $\phi(A_{\mathrm{D}})$ mit doppelter Gewichtung in den Anteil des Transitverkehrs ein. Die Abschätzung des Verkehrsangebots $\tilde{A}_v$ für Knoten v ist somit gegeben durch:

$$\tilde{A}_v = \underbrace{(V-1) \cdot A_{\mathrm{D}}}_{\text{Quellverkehr}} + \underbrace{2 \cdot \phi(A_{\mathrm{D}}) \cdot (V-1) \cdot A_{\mathrm{D}}}_{\text{Transitverkehr}} \tag{4.4}$$

Zusammen mit der rekursiven Erlangschen Verlustformel (4.5) kann die Blockierungswahrscheinlichkeit $\tilde{P}_{\mathrm{B},v}(N)$ von Knoten v näherungsweise bestimmt werden.

Diese ist abhängig von der Anzahl N der *Bedieneinheiten*, welche durch die Anzahl der Kanalschnittstellen beschränkt wird.

$$\begin{aligned} \tilde{P}_{\mathrm{B},v}(N) &= \left(1 + \frac{N}{\tilde{A}_v \cdot \tilde{P}_{\mathrm{B},v}(N-1)}\right)^{-1} \\ \text{mit:} \quad \tilde{P}_{\mathrm{B},v}(0) &= 1 \end{aligned} \tag{4.5}$$

Eine Verbindungsanfrage wird zurückgewiesen, wenn mindestens einer der beiden Endknoten blockiert ist. Unter der Annahme, dass die Blockierungen der Knoten unabhängig voneinander auftreten und die Blockierungswahrscheinlichkeiten sehr klein sind, darf die Wahrscheinlichkeit einer Knotenblockierung nur halb so groß wie die geforderte, maximale Blockierungswahrscheinlichkeit der Verbindungsanfragen $P_{\mathrm{B,max}}$ sein.

Mit der dafür notwendigen Mindestanzahl an Übertragungskapazitätseinheiten N_{min} kann nun die erforderliche Anzahl der Kanalschnittstellen pro Knoten abhängig von dem Verkehrsangebot A_{D} pro Knoten approximiert werden:

$$S_v = \left\lceil \frac{r}{k} \cdot N_{\mathrm{min}} \right\rceil \quad \text{mit:} \quad \tilde{P}_{\mathrm{B},v}(N_{\mathrm{min}}) \leq 0{,}5 \cdot P_{\mathrm{B,max}} \tag{4.6}$$

Für den Vergleich der Simulationsergebnisse wurde zu Beginn der Simulationen die Anzahl der Kanalschnittstellen pro Knoten für den gegebenen Verkehrsangebotswert mit der beschriebenen Abschätzung festgelegt. Diese ist somit unabhängig von den gewählten Routing-Optionen beziehungsweise der Kanalaufbaustrategie.

Vergleich der Simulationsergebnisse

Anhand von Simulationsergebnissen wird nun im Folgenden untersucht, wie stark der Einfluss der Routing-Optionen auf die Blockierungswahrscheinlichkeiten der Verbindungsanfragen ist. Hierfür wurde in den Simulationen die Pfadlänge der Umwege entweder nicht (hier $h_{\mathrm{max}} = 4$) oder auf eine maximale Anzahl von zwei Hops ($h_{\mathrm{max}} = 2$) beschränkt. Eine Kapazitätsreservierung für den Hauptverkehr eines Links trägt dabei kaum zu einer Verbesserung der Blockierungswahrscheinlichkeit bei, weshalb hier keine entsprechenden Ergebnisse angegeben sind.

Zusätzlich werden auch die Auswirkungen einer proaktiven Kanalaufbaustrategie ($B = 1$) mit denen einer ausschließlichen reaktiven Kanalaufbaustrategie ($B = 0$) verglichen. Zusammen mit der Pfadlängenbeschränkung ergeben sich somit vier verschiedene Parameterkonstellationen. Abbildung 4.10 zeigt die zugehörigen Ergebnisse.

Ohne Beschränkung der Pfadlänge ($h_{\mathrm{max}} = 4$) und ohne proaktiven Kanalaufbau ($B = 0$) schneiden die Simulationen hinsichtlich der relativen Blockierungshäufigkeit

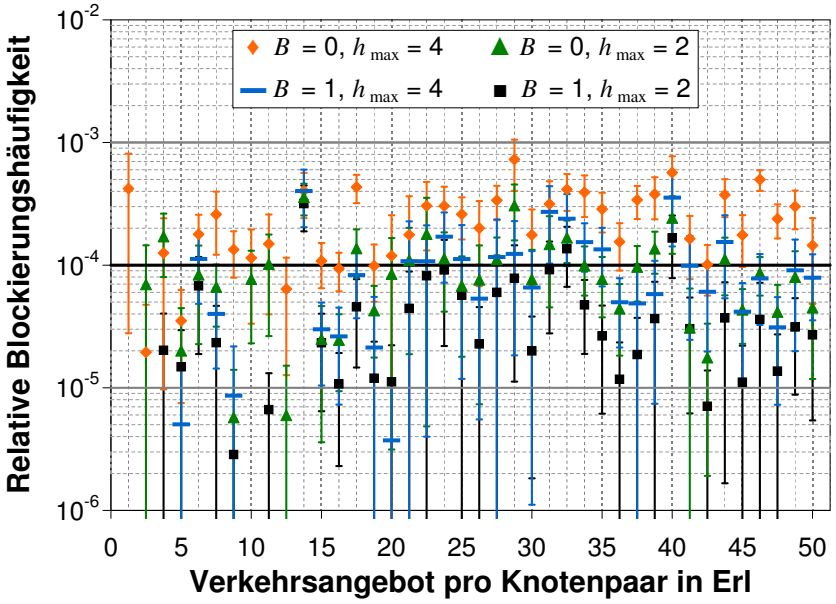


Abbildung 4.10: Relative Blockierungshäufigkeit der Verbindungsanfragen abhängig von der maximalen Pfadlänge in Hops h_{max} und der Kanalaufbaustrategie bei einer begrenzten Kanalschnittstellenanzahl pro Knoten, abgeschätzt für eine gewünschte maximale Blockierungswahrscheinlichkeit von $P_{\text{B,max}} = 10^{-4}$

im Vergleich zu den anderen Parameterkonstellationen am schlechtesten ab. Dabei überschreiten die Ergebnisse in vielen Fällen die geforderte maximale Blockierungswahrscheinlichkeit von $P_{\text{B,max}} = 10^{-4}$. In nahezu allen Fällen kann durch die Pfadlängenbeschränkung ($h_{\text{max}} = 2$) oder einem proaktiven Kanalaufbau ($B = 1$) eine geringere Blockierungshäufigkeit erzielt werden.

Die Kombination der beiden Optionen führt in allen Fällen zu den besten Ergebnissen. Diese sind sogar oft um etwa eine Zehnerpotenz besser gegenüber den Ergebnissen mit dem Parametertupel ($h_{\text{max}} = 4$; $B = 0$). Zudem ist die Blockierungshäufigkeit bis auf wenige Ausnahmen unterhalb der geforderten Schranke von $P_{\text{B,max}} = 10^{-4}$, was darauf hindeutet, dass die relativ einfache Abschätzung der Kanalschnittstellenanzahl pro Knoten in diesem Fall ausreichend ist. Einzelne Linksysteme dagegen, die folglich keine Umwege nutzen können, benötigen bei gleichem Verkehrsangebot im Mittel gut 20% mehr Kanalschnittstellen pro Link, wenn diese für dieselbe maximale Blockierungswahrscheinlichkeit $P_{\text{B,max}} = 10^{-4}$ dimensioniert sind.

4.4.6 Einfluss der Netzgröße

Aus Gründen der langen Rechenzeit für die Simulationen ist die Anzahl der Knoten in den vorangegangen umfangreichen Analysen mit $V = 5$ relativ klein. Um den Einfluss der Netzgröße ebenfalls bewerten zu können, wurden zusätzlich verschiede-

ne Netze mit einer Knotenanzahl von $V \in \{3; 4; ...; 10\}$ simuliert. Die dabei verwendeten Verkehrsmatrizen sind homogen und haben jeweils für alle Knotenpaare den Verkehrsangebotswert A_{D}. Wird somit die Anzahl der Knoten um Eins inkrementiert, erhöht sich ebenfalls die Anzahl der angrenzenden Links pro Knoten um Eins. Für größere Netze steigt dadurch für das Routing die Anzahl der möglichen Pfade. Damit nimmt die Wahrscheinlichkeit zu, dass bei einem vollständig belegten direkten Link ein Umweg mit schwach ausgelasteten Links gefunden werden kann. Es ist zu erwarten, dass demzufolge die Kanalaufbaurate pro Link sinkt und folglich weniger Mietkosten pro Verbindung entstehen.

In den Simulationen wurden drei unterschiedliche Verkehrsbelastungen untersucht ($A_{\mathrm{D}} \in \{15\,\mathrm{Erl}; 20\,\mathrm{Erl}; 35\,\mathrm{Erl}\}$). Für diese Werte nimmt die Kanalaufbaurate in den Untersuchungen am Fünf-Knoten-Netz drei unterschiedliche, charakteristische Werte an (vergleiche Abbildung 4.7). So war in den Simulationen das Netz bei $A_{\mathrm{D}} = 20\,\mathrm{Erl}$ nahezu statisch, bei $A_{\mathrm{D}} = 35\,\mathrm{Erl}$ erreichte die Kanalaufbaurate ein lokales Maxima und bei $A_{\mathrm{D}} = 15\,\mathrm{Erl}$ ergaben sich mittlere Werte für die Kanalaufbaurate.

Die Simulationen zeigen, dass durch das Anwachsen der Netzgröße zwar die Kanalaufbauraten pro Link wie erwartet im Allgemeinen sinken (siehe Abbildung 4.11), jedoch sich dadurch die charakteristischen Merkmale bei der Kanalaufbaurate kaum für die unterschiedlichen Verkehrsangebotswerte pro Knotenpaar verändern. So hat der Verkehrsangebotswert pro Knotenpaar einen stärkeren Einfluss auf die Kanalaufbaurate pro Link als die Netzgröße.

Ab einer Netzgröße von sieben Knoten sind die Auswirkungen auf die Kanalaufbaurate pro Link nur noch gering. Dieser Zusammenhang erklärt auch, warum sich die relativen Kostenersparnisse durch das Routing ab dieser Netzgröße ebenfalls nur noch wenig ändern (siehe Abbildung 4.12). Daraus lässt sich schließen, dass sich für größere Netze die Effekte der vorangegangenen Untersuchungen am Fünf-Knoten-Netz etwas verstärken können, die generellen Aussagen über die Ergebnisse bezogen auf einen Link beziehungsweise ein Knotenpaar jedoch unverändert bleiben.

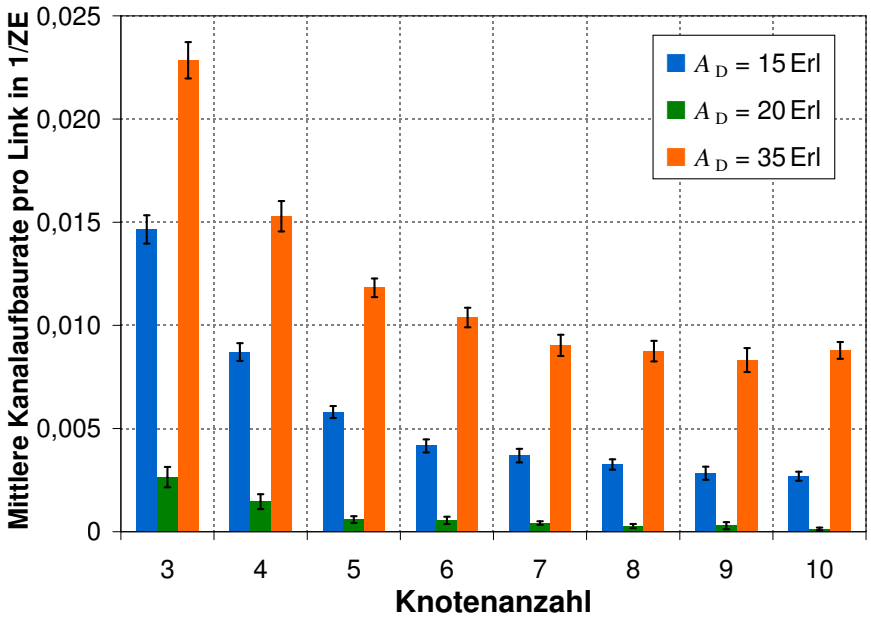


Abbildung 4.11: Mittlere Kanalaufbaurate abhängig von der Netzgröße und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar

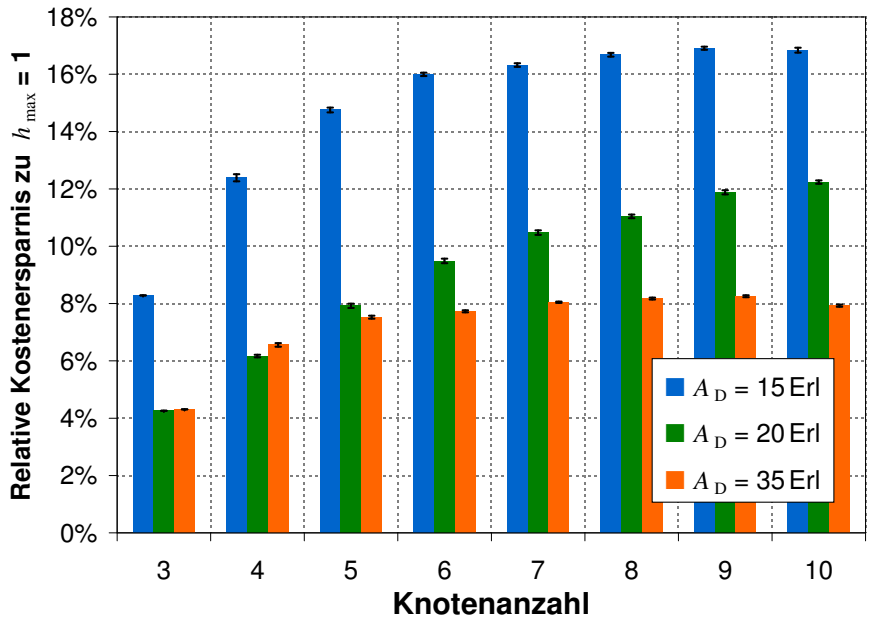


Abbildung 4.12: Relative Kostenersparnis durch das Routing abhängig von der Netzgröße und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar

4.4.7 Einfluss der Verkehrsmatrix

Für die bisher gezeigten Simulationsergebnisse wurde eine vollständig gefüllte, homogene Verkehrsmatrix angenommen, um speziell die Auswirkungen durch das Routing identifizieren zu können. Welche Unterschiede sich durch eine inhomogene Verkehrsmatrix ergeben können, wird in diesem Abschnitt beispielhaft anhand einer unterschiedlich skalierten, inhomogenen Verkehrsmatrix untersucht. Diese ist in Tabelle 4.4 gegeben und basiert auf der Verkehrsmatrix für ein hypothetisches, europäisches Netz mit elf Knoten, veröffentlicht in [BCD+99]. Für den Vergleich dient eine homogene Verkehrsmatrix gleicher Dimension, deren Verkehrsangebot ebenso insgesamt $88\,\mathrm{Erl}$ beträgt.

Knoten	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	
0		2,5	3	0,5	1	5,5	2,5	0,5	3,5	5	0,5	Inhomogene Verkehrsmatrix
1	1,6		3	0,5	1,5	4,5	1	0,5	1	1,5	0,5	
2	1,6	1,6		0,5	1,5	5,5	1,5	0,5	3	1,5	0,5	
3	1,6	1,6	1,6		0,5	1	0,5	0,5	0,5	0,5	0,5	
4	1,6	1,6	1,6	1,6		4,5	0,5	0,5	0,5	1	0,5	
5	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6		4	1	3	4	1,5	
6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6		0,5	2	2,5	0,5	
7	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6		0,5	0,5	0,5	
8	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6		2	0,5	
9	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6		0,5	
10	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6	1,6		
	Homogene Verkehrsmatrix											

Tabelle 4.4: Inhomogene und homogene Verkehrsmatrix, angegeben durch das Verkehrsangebot je Knotenpaar in Erl

Es ist zu beachten, dass alle Einträge der inhomogenen Verkehrsmatrix größer Null sind. Dies hat ein Overlay-Netz mit vollvermaschter Topologie zur Folge, wodurch die Anzahl der generell möglichen Pfade für das Routing nicht eingeschränkt wird. Durch die vorgestellten Kanalaufbaustrategien kann zwischen zwei Knoten nur dann ein Link entstehen, wenn für dieses Knotenpaar auch eine Verkehrsbeziehung existiert. Wäre die Verkehrsmatrix nicht vollständig gefüllt, könnte dies, je nach Anordnung der Verkehrsbeziehungen, die möglichen Pfade derart einschränken, dass nur noch wenige bis gar keine Umwege möglich sind. Die Obergrenze der mittleren Kosten ist demnach bestimmt durch die Kosten, die ohne Routing entstehen.

Die verwendete inhomogene Verkehrsmatrix hat zum einen Knoten mit einem relativ geringen Quellverkehr (Knoten 3, 7 und 10). Zum anderen gibt es auch einen Knoten (Knoten 5), dessen gesamtes Verkehrsaufkommen im Vergleich zu jenen Knoten um etwa den Faktor sechs größer ist. Beide Verkehrsmatrizen wurden in den Untersuchungen mit einem Faktor $s \in \{1; 2; ...; 20\}$ skaliert.

Das Diagramm von Abbildung 4.13 zeigt zum einen die Simulationsergebnisse für die beiden Verkehrsmatrizen bei aktiviertem Routing ($h_{\max} = 10$) und zum anderen die Berechnungsergebnisse bei deaktiviertem Routing ($h_{\max} = 1$). Ohne Routing können die mittleren Kosten pro Verbindung und Zeit für die beiden Verkehrsmatrizen gerade für kleine Skalierungsfaktoren sehr unterschiedlich sein. Im Gegensatz dazu sind die Simulationsergebnisse mit Routing für die inhomogene Verkehrsmatrix sehr ähnlich zu den Ergebnissen mit homogener Verkehrsmatrix. Dies lässt vermuten, dass die Mietkosten für inhomogene, nahezu vollständig gefüllte Verkehrsmatrizen in der Regel sehr ähnlich zu den Kosten für eine vergleichbare homogene Verkehrsmatrix sind.

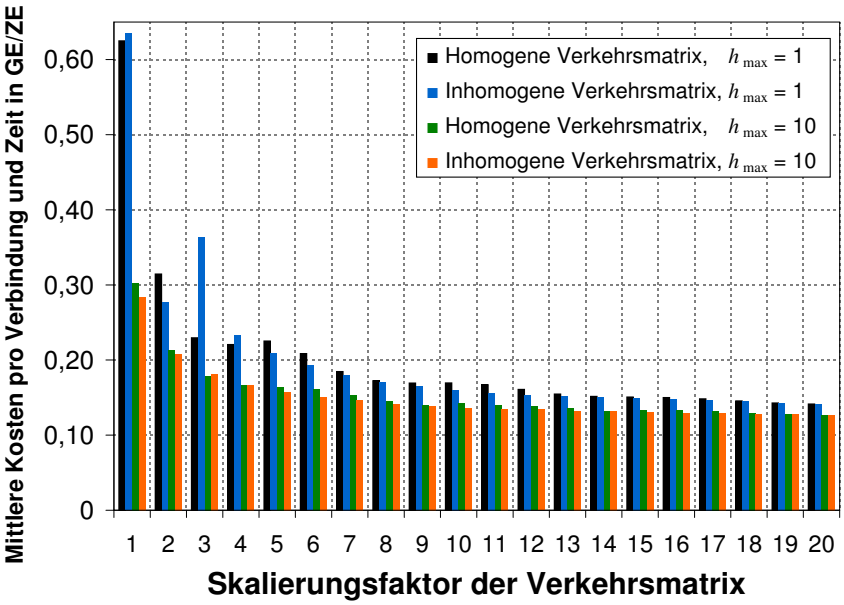


Abbildung 4.13: Mittlere Kosten pro Verbindung und Zeit ohne ($h_{\max} = 1$) und mit Routing ($h_{\max} = 10$) abhängig von der Verkehrsmatrix und dem Skalierungsfaktor

4.5 Kostenoptimale Vergleichsszenarien bei exakter Verkehrsvorhersage

Die Simulationsergebnisse aus dem vorherigen Abschnitt haben gezeigt, wie durch das entwickelte Routing-Verfahren die Mietkosten zusätzlich zum Kanalmietverhalten mit optimiertem Abbauzustand gesenkt werden können. Wie gut diese heuristische Lösung (kurz *Heuristik*) ist, wird im Folgenden mit Hilfe von zwei theoretischen Vergleichsszenarien untersucht. In beiden Szenarien wird angenommen, dass der Bandbreitenhändler eine exakte Verkehrsvorhersage über den ganzen untersuchten Zeitraum treffen kann. Im Gegensatz zu der heuristischen Lösung, weiß der

Bandbreitenhändler in diesen Szenarien von Anfang an, wann Verbindungsanfragen beziehungsweise -abbauten auftreten, und kann sein Netz daraufhin kostenoptimal betreiben. In der Realität wird ein Netzbetreiber in der Regel keine exakten Vorhersagen über die Verbindungen treffen können, weshalb die Ergebnisse rein theoretischer Natur sind und eine untere Schranke für die tatsächlichen Kosten darstellen.

Um die Ergebnisse mit dem heuristischen Ansatz vergleichen zu können, dienen die Verbindungsdaten aus den Simulationen als Eingabeparameter für die Optimierungen. Die Verbindungsdaten setzen sich aus den Endknoten, den Ankunftszeiten und den Bedienzeiten der Verbindungen zusammen. Zur Optimierung werden (gemischt) ganzzahlige lineare mathematische Programme verwendet, die im Folgenden für die beiden Szenarien formuliert werden. Die generelle Struktur von Optimierungsmodellen im Kommunikationsnetzeumfeld ist in [EKW09] beschrieben.

4.5.1 Optimierungsmodell für ein kostenoptimales Netz mit statischen Link-Ressourcen bei exakter Verkehrsvorhersage

Im ersten Szenario ist ein kostenoptimales Netz mit statischen Link-Ressourcen gesucht, das alle Verbindungen in dem betrachteten Zeitraum bedienen kann. Das heißt, dass der Bandbreitenhändler im untersuchten Zeitraum die Kanäle nicht dynamisch an den Bedarf anpassen kann, sondern er diese über den ganzen betrachteten Zeitraum halten muss. Ziel der Optimierung ist es, das optimale Routing für die Verbindungen zu finden, damit die Anzahl der benötigten Kanäle und damit die Mietkosten minimal sind. Dieses Problem kann durch das Optimierungsmodell *RDsLV* beschrieben werden.

Die in dem betrachteten Zeitraum auftretenden Ereignisse sind in der Menge $\mathcal{E}$ zusammengefasst. Diese beinhalten den Anfangszeitpunkt des betrachteten Zeitraums, sowie alle Zeitpunkte innerhalb dieses Zeitraums, an denen eine Verbindung auf- oder abgebaut werden soll. Zu jedem dieser Ereignisse $e \in \mathcal{E}$ gibt es eine Menge $\mathcal{D}_e$ an aktiven Verbindungen, die **nach** diesem Ereignis bis zum nächsten Ereignis bedient werden müssen. Diese Menge ist eine Untermenge aller betrachteten Verbindungen $\mathcal{D}$. Für jede Verbindung $d \in \mathcal{D}$ steht eine Menge $\mathcal{P}_d$ an passenden Pfaden durch das Netz zur Verfügung. Welchen Pfad die Verbindung nimmt, bestimmt die binäre[4] Variable $\nu_{d,p}$. Die Bedingungen (4.9) sorgen dafür, dass jede Verbindung $d \in \mathcal{D}$ genau einen dieser Pfade nutzt.

Die im Netz verfügbaren Links sind in der Menge $\mathcal{L}$ zusammengefasst. Es existiert für jeden Link $l \in \mathcal{L}$ eine ganzzahlige Variable η_l, die besagt, wie viele Kanäle auf dem Link l benötigt werden. Die Bedingungen (4.10) stellen sicher, dass nach jedem Ereignis $e \in \mathcal{E}$ die Kapazität $k \cdot \eta_l$ auf jedem Link $l \in \mathcal{L}$ nicht kleiner ist als die benötigte Bitrate der aktiven Verbindungen, die über diesen Link laufen.

[4] Ist das Verhältnis k/r ganzzahlig, kann $\nu_{d,p}$ durch eine kontinuierliche Variable aus dem Intervall $[0,1]$ ersetzt werden, wodurch das Lösen des Optimierungsproblems erheblich erleichtert wird. Sind in der gefundenen Lösung Verbindungen auf mehrere Pfade aufgeteilt, lässt sich durch einen einfachen Greedy-Algorithmus [CLR90] eine gleichwertige, ganzzahlige Lösung finden.

Problem *RDsLV*
Routing der Verbindungen und **D**imensionierung der **s**tatischen **L**ink-Ressourcen mit minimaler Anzahl an Kanälen bei exakter **V**erkehrsvorhersage

Mengen:

$$\begin{aligned}
\mathcal{E} &: \text{Betrachtete Ereignisse} \\
\mathcal{D} &: \text{Betrachtete Verbindungen} \\
\mathcal{D}_e \subset \mathcal{D} &: \text{Aktive Verbindungen nach dem Ereignis } e \in \mathcal{E} \\
\mathcal{L} &: \text{Netzkanten (Links)} \\
\mathcal{P}_d &: \text{Mögliche Overlay-Pfade für die Verbindung } d \in \mathcal{D}
\end{aligned}$$

Konstanten:

$$0 \leq \varepsilon_{d,p} \ll 1 \quad : \quad \text{Fiktive Kosten für den Pfad } p \in \mathcal{P}_d$$

Variablen:

$$\nu_{d,p} \in \{0;1\}, \quad \forall d \in \mathcal{D}, p \in \mathcal{P}_d \tag{4.7}$$

$$\eta_l \in \{0;1;2;\dots\}, \quad \forall l \in \mathcal{L} \tag{4.8}$$

Bedingungen:

$$1 = \sum_{p \in \mathcal{P}_d} \nu_{d,p}, \quad \forall d \in \mathcal{D} \tag{4.9}$$

$$k \cdot \eta_l \geq r \cdot \sum_{d \in \mathcal{D}_e} \sum_{p \in \mathcal{P}_d : l \in p} \nu_{d,p}, \quad \forall l \in \mathcal{L}, e \in \mathcal{E} \tag{4.10}$$

Zielfunktion:

$$\min \sum_{l \in \mathcal{L}} \eta_l + \sum_{d \in \mathcal{D}} \sum_{p \in \mathcal{P}_d} \varepsilon_{d,p} \cdot \nu_{d,p} \tag{4.11}$$

Hauptziel der Optimierung ist die gesamte Anzahl der Kanäle im Netz $\sum_{l \in \mathcal{L}} \eta_l$ zu minimieren. Es hat sich gezeigt, dass eine zusätzliche Minimierung der gesamten Pfadkosten aller genutzten Pfade die Rechenzeit der Optimierung beschleunigt. Die dafür verwendeten fiktiven Pfadkosten $\varepsilon_{d,p}$ müssen so klein gewählt werden, dass die Summe

$$\sum_{d \in \mathcal{D}} \sum_{p \in \mathcal{P}_d} \varepsilon_{d,p} \cdot \nu_{d,p}$$

immer kleiner als Eins ist und somit das Hauptziel nicht beeinflusst wird. Hier hat es sich bewährt, für den jeweils kürzesten Pfad keine Kosten vorzusehen und für die anderen Pfade sehr kleine zufällige Kosten zu generieren.

Das hier formulierte Optimierungsproblem *RDsLV* hat somit $\sum_{d \in \mathcal{D}} |\mathcal{P}_d|$ binäre (beziehungsweise kontinuierliche, siehe Fußnote 4 auf Seite 105) Variablen, $|\mathcal{L}|$ ganzzahlige Variablen und $(|\mathcal{D}| + |\mathcal{L}| \cdot |\mathcal{E}|)$ lineare Bedingungen.

4.5.2 Optimierungsmodell für ein kostenoptimales Netz mit dynamischen Link-Ressourcen bei exakter Verkehrsvorhersage

Beim zweiten Vergleichsszenario stehen dem Bandbreitenhändler dynamische Link-Ressourcen zur Verfügung. Ziel der Optimierung ist nun, das Routing der Verbindungen und das Mietverhalten der dynamischen Link-Ressourcen so zu bestimmen, dass die Mietkosten für das gegebene Kanalmietpreismodell minimal sind. Das folgende Optimierungsmodell *RMdLV* ist eine mögliche mathematische Formulierung für dieses Problem und ist eine entsprechende Erweiterung des vorangegangenen Optimierungsmodells *RDsLV*.

Für die Formulierung des Optimierungsmodells ist hier die Reihenfolge der Ereignisse von Bedeutung. Jedes Ereignis sei durch eine fortlaufende Zahl repräsentiert, welche Teil der Menge $\mathcal{E}$ ist. Zusammen mit dem Startereignis $e = 0$ und dem Stoppereignis $e = E$ setzt sich diese Menge aus zwei Teilmengen zusammen. Die Elemente der Teilmenge $\mathcal{E}^{\uparrow}$ symbolisieren die Ereignisse, an denen eine neue Verbindung aufgebaut werden soll. Teilmenge $\mathcal{E}^{\downarrow}$ enthält alle Verbindungsabbauereignisse.

Wie in dem vorherigen Optimierungsmodell *RDsLV* gibt es für jede Verbindung $d \in \mathcal{D}$ und jeden dafür möglichen Pfad $p \in \mathcal{P}_d$ eine binäre Variable $\nu_{d,p}$. Wenn das Verhältnis r/k ganzzahlig ist, kann diese hier ebenfalls durch eine kontinuierliche Variable aus dem Intervall $[0,1]$ ersetzt werden. Die Bedingungen aus (4.15) entsprechen den Bedingungen (4.9) und stellen sicher, dass jede Verbindung genau einen Pfad nutzt.

In diesem Optimierungsmodell existiert für jeden Link $l \in \mathcal{L}$ zu jedem Ereignis $e \in \mathcal{E}$ eine ganzzahlige Variable $\eta_{l,e}$. Diese bestimmt die Anzahl der angemieteten Kanäle auf dem Link l **nach** dem Ereignis e. Durch die Bedingungen (4.16) ist gewährleistet, dass zu jedem Zeitpunkt ausreichend Kapazität auf allen Links vorhanden ist.

In diesem Szenario kann ein Kanalaufbau nur bei einem Ereignis mit einem Verbindungsaufbau auftreten. Die binäre Variable $\vartheta_{l,e}$ ist Eins, wenn zu einem solchen Ereignis $e \in \mathcal{E}^{\uparrow}$ ein Kanalaufbau auf dem Link l erforderlich ist. Diese wird durch den Vergleich der Variablen $\eta_{l,e-1}$ (entspricht der Kanalanzahl auf dem Link l vor dem Ereignis e) und der Variablen $\eta_{l,e}$, wie in den Bedingungen (4.17), bestimmt.

Ein Kanalabbau kann hier wiederum nur auftreten, wenn ein Verbindungsabbauereignis $e \in \mathcal{E}^{\downarrow}$ eintritt. Die Anzahl der Kanäle $\eta_{l,e}$ auf einem Link l darf somit nach einem solchen Ereignis e nur kleiner oder gleich der Anzahl an Kanälen $\eta_{l,e-1}$ vor dem Ereignis sein. Dies garantieren die Bedingungen (4.18).

Die Zielfunktion (4.19) minimiert hauptsächlich die gesamten Mietkosten für die Kanäle im betrachteten Zeitraum. Diese sind bestimmt durch das Kanalmietpreismodell und hängen von der Anzahl der Kanalaufbauten und der gesamten Kanalmietzeit ab. Dabei berechnet sich die Kanalmietzeit für einen Link l zwischen zwei aufeinander folgenden Ereignissen e und $e + 1$ aus der Anzahl der Kanäle $\eta_{l,e}$ multipliziert mit der Zeitspanne $(t_{e+1} - t_e)$ zwischen diesen Ereignissen.

Problem *RMdLV*
Routing der Verbindungen und **M**ietverhalten der **d**ynamischen **L**ink-Ressourcen mit minimalen Kanalmietkosten bei exakter **V**erkehrsvorhersage

Mengen:

$\mathcal{E} \in \{0; 1; 2; \ldots; E\}$	:	Betrachtete Ereignisse in Reihenfolge ihres Eintretens
$\mathcal{E}^{\uparrow} \subset \mathcal{E}$	:	Verbindungsaufbauereignisse
$\mathcal{E}^{\downarrow} \subset \mathcal{E}$	:	Verbindungsabbauereignisse
$\mathcal{D}$	:	Betrachtete Verbindungen
$\mathcal{D}_e \subset \mathcal{D}$	:	Aktive Verbindungen nach dem Ereignis $e \in \mathcal{E}$
$\mathcal{L}$	:	Netzkanten (Links)
$\mathcal{P}_d$	:	Mögliche Pfade für die Verbindung $d \in \mathcal{D}$

Konstanten:

$0 \leq \varepsilon_{d,p} \ll 1$	:	Fiktive Kosten für den Pfad $p \in \mathcal{P}_d$
t_e	:	Zeitpunkt von Ereignis $e \in \mathcal{E}$

Variablen:

$$\nu_{d,p} \in \{0; 1\}, \quad \forall d \in \mathcal{D}, p \in \mathcal{P}_d \tag{4.12}$$

$$\eta_{l,e} \in \{0; 1; 2; \ldots\}, \quad \forall l \in \mathcal{L}, e \in \mathcal{E} \tag{4.13}$$

$$\vartheta_{l,e} \in \{0; 1\}, \quad \forall l \in \mathcal{L}, e \in \mathcal{E}^{\uparrow} \tag{4.14}$$

Bedingungen:

$$1 = \sum_{p \in \mathcal{P}_d} \nu_{d,p}, \quad \forall d \in \mathcal{D} \tag{4.15}$$

$$k \cdot \eta_{l,e} \geq r \cdot \sum_{d \in \mathcal{D}_e} \sum_{p \in \mathcal{P}_d : l \in p} \nu_{d,p}, \quad \forall l \in \mathcal{L}, e \in \mathcal{E} \tag{4.16}$$

$$\eta_{l,e} = \eta_{l,e-1} + \vartheta_{l,e}, \quad \forall l \in \mathcal{L}, e \in \mathcal{E}^{\uparrow} \tag{4.17}$$

$$\eta_{l,e} \leq \eta_{l,e-1}, \quad \forall l \in \mathcal{L}, e \in \mathcal{E}^{\downarrow} \tag{4.18}$$

Zielfunktion:

$$\min \sum_{l \in \mathcal{L}} \left[C_{\mathrm{S}} \cdot \sum_{e \in \mathcal{E}^{\uparrow}} \vartheta_{l,e} + c_{\mathrm{t}} \cdot \sum_{e \in \mathcal{E} \setminus \{E\}} \eta_{l,e} \cdot \left(t_{e+1} - t_e\right) \right] + \sum_{d \in \mathcal{D}} \sum_{p \in \mathcal{P}_d} \varepsilon_{d,p} \cdot \nu_{d,p} \tag{4.19}$$

Ähnlich zu dem vorangegangenen Optimierungsmodell *RDsLV* kann durch die geschickte Wahl fiktiver Pfadkosten $\varepsilon_{d,p}$ in der Zielfunktion (4.19) die Rechenzeit für das Lösen des Optimierungsproblems verkürzt werden. Diese Kosten müssen sehr klein sein, damit das eigentliche Ziel der Optimierung nicht oder nur geringfügig beeinträchtigt wird.

Das Optimierungsmodell *RMdLV* besteht aus $\left(|\mathcal{L}| \cdot |\mathcal{E}| + \sum_{d \in \mathcal{D}} |\mathcal{P}_d|\right)$ binären Variablen, $(|\mathcal{L}| \cdot |\mathcal{E}|)$ ganzzahligen Variablen und $(|\mathcal{D}| + 2 \cdot |\mathcal{L}| \cdot |\mathcal{E}|)$ linearen Bedingungen. Ist das Verhältnis r/k ganzzahlig, können $\sum_{d \in \mathcal{D}} |\mathcal{P}_d|$ der binären Variablen durch kontinuierliche Variablen ersetzt werden. Damit hat diese Formulierung gegenüber dem Modell *RDsLV* zusätzlich $(2 \cdot |\mathcal{L}| \cdot |\mathcal{E}| - |\mathcal{L}|)$ Variablen (binär oder ganzzahlig) und $(|\mathcal{L}| \cdot |\mathcal{E}|)$ lineare Bedingungen. Dies ergibt einen weitaus größeren Lösungsraum für dieses Optimierungsproblem und erfordert deshalb erheblich mehr Rechenleistung und Speicherbedarf als das Optimierungsproblem *RDsLV*.

Zudem muss hier für einen fairen Vergleich mit der simulierten heuristischen Lösung ein längerer Zeitraum bei der Optimierung betrachtet werden. Dies liegt daran, dass die Ergebnisse der heuristischen Lösung zwar nur aus der Zeitspanne t_{ein} bis $(t_{\text{ein}} + t_{\text{sim}})$ berechnet werden, das Kanalmietverhalten jedoch von vorangegangenen Ereignissen abhängt, beziehungsweise für zukünftige Ereignisse vorausschauend bestimmt wird. Für einen fairen Vergleich mit diesen Ergebnissen muss in der Optimierung der Einfluss durch die Ereignisse vor und nach dem betrachteten Zeitraum ebenfalls berücksichtigt werden.

Das Verhältnis $C_{\text{S}}/c_{\text{t}}$ bestimmt die maximale Zeit δt, die ein Kanal in der Optimierung ungenutzt gehalten wird. Aus diesem Grund müssen die Ereignisse, die sich $\delta t = C_{\text{S}}/c_{\text{t}}$ vor und δt nach dem für den Vergleich relevanten Zeitraum ereignen, zusätzlich in der Optimierung betrachtet werden. Dies wird in Abbildung 4.14 anschaulich dargestellt.

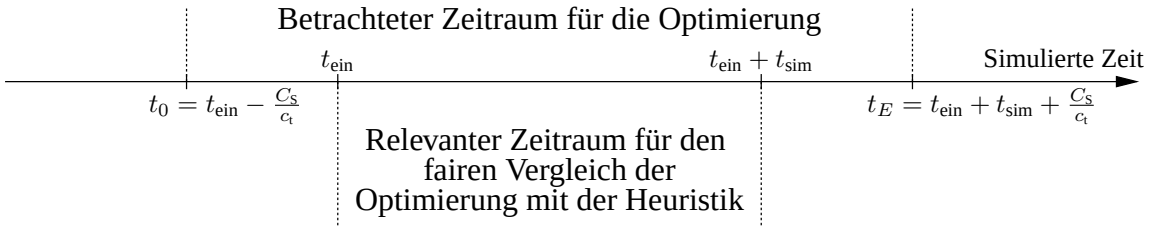


Abbildung 4.14: Betrachteter Zeitraum für die Optimierung und relevanter Zeitraum für den fairen Vergleich der Optimierung mit der Heuristik

4.5.3 Ergebnisse der Vergleichsszenarien

In diesem Abschnitt werden die Ergebnisse für die beiden beschriebenen Vergleichsszenarien mit der entwickelten heuristischen Lösung anhand einiger Beispiele verglichen. Für die Optimierungen wurde der in Abschnitt 4.3.1 beschriebene Simulator durch ein entsprechendes Optimierungsmodul erweitert. Während der Simulation generiert dieses Modul das Optimierungsproblem anhand der simulierten Verkehrsdaten.

Am Ende der Simulation wird das generierte Problem mit Hilfe von SCIP [SCIP] als Branch-and-Bound Framework zusammen mit CPLEX [ILOG] gelöst. Letzteres wird

hier als Löser für die rein linearen Programme verwendet. Die Optimierungen wurden auf einem Computer mit Intel® Xeon® X5260 Quadcore Prozessor mit $3{,}33\,\mathrm{GHz}$ und $16\,\mathrm{GB}$ Hauptspeicher berechnet, wobei für eine Optimierung nur jeweils ein Kern des Prozessors genutzt werden konnte.

Kostenoptimale Netze mit statischen Link-Ressourcen bei exakter Verkehrsvorhersage

Die folgende Untersuchung zeigt die Optimierungsergebnisse für das Optimierungsmodell *RDsLV* und vergleicht diese mit der heuristischen Lösung. Als Grundlage für die jeweiligen Ergebnisse dienen die simulierten Verkehrsdaten, die mit den Simulationsparametern, gegeben in den Tabellen 4.1 bis 4.3, erzeugt wurden. Um die Anzahl der rechenaufwendigen Optimierungen zu begrenzen, sind abweichend davon die Verkehrsankunftsraten pro Knotenpaar $\lambda \in \{0{,}8; 1{,}6; ...; 8{,}8\}\frac{1}{\mathrm{ZE}}$ verwendet worden. Zur Reduktion der Rechenzeit der einzelnen Optimierungen wurden zusätzlich nur Pfade für Verbindungen zugelassen, deren Anzahl an Hops maximal $h_{\max} = 2$ ist. Diese Einschränkung gilt auch für die zum Vergleich angegebenen Ergebnisse der Heuristik.

Das Lösen einer einzigen Optimierung benötigte für die Verkehrsankunftsrate pro Knotenpaar von $\lambda = 3{,}2\,\frac{1}{\mathrm{ZE}}$ ($A_{\mathrm{D}} = 16\,\mathrm{Erl}$) bis zu 14 Stunden Rechenzeit. Bei größeren Verkehrsankunftsraten pro Knotenpaar mussten die Optimierungen stückweise berechnet werden, um in angemessener Zeit eine Lösung zu finden. Dabei rechnete jeweils die erste Teiloptimierung mit den ersten 2500 Verbindungen des betrachteten Zeitraums. Die folgenden Teiloptimierungen setzten nahtlos an die vorherigen Lösungen an und betrachteten jeweils die nächsten 10000 Verbindungsanfragen, wobei stets die bis dahin gefundene Lösung berücksichtigt wurde. In Summe benötigten somit diese Teiloptimierungen für den betrachteten Zeitraum von 1000 ZE und einer Verkehrsankunftsrate pro Knotenpaar von $\lambda = 8{,}8\,\frac{1}{\mathrm{ZE}}$ ($A_{\mathrm{D}} = 44\,\mathrm{Erl}$) maximal drei Stunden Rechenzeit.

Die Optimalität der Ergebnisse kann durch die stückweise Berechnung nicht mehr für den ganzen betrachteten Zeitraum garantiert werden. Ein stichprobenartiger Vergleich mit Optimierungen über den gesamten betrachteten Zeitraum zeigte jedoch keine oder nur geringfügige Abweichungen in den Lösungen.

In Abbildung 4.15 sind die mittleren Mietkosten pro Zeit der jeweils $z = 20$ Simulationen für die beiden untersuchten Fälle zu sehen. Trotz der exakten Verkehrsvorhersage lässt sich im Allgemeinen kein statisches Netz für den betrachteten Zeitraum finden, das weniger Mietkosten verursacht, als die entwickelte Heuristik mit dynamischen Link-Ressourcen. Letztere erzeugt im Mittel drei bis neun Prozent weniger Mietkosten. Lediglich bei einem Verkehrsangebot von $12\,\mathrm{Erl}$ pro Knotenpaar ist die Heuristik nur um etwa $0{,}5$ Prozent besser, da diese hier selbst nahezu statische Link-Ressourcen erzeugt (vergleiche Abbildung 4.7).

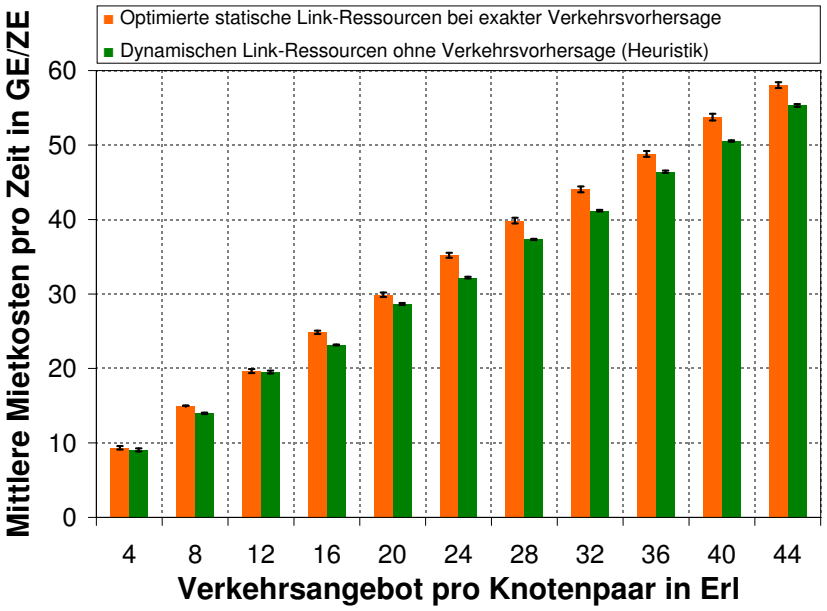


Abbildung 4.15: Mittlere Mietkosten pro Zeit für kostenoptimale Netze mit statischen Link-Ressourcen bei exakter Verkehrsvorhersage, sowie für Netze mit dynamischen Link-Ressourcen ohne Verkehrsvorhersage (Heuristik)

Es ist zu beachten, dass bei den Optimierungen aufgrund der statischen Link-Ressourcen keine Kanalaufbaukosten in die Mietkosten hineinfließen. Die Mietkosten der Heuristik dagegen hängen sehr wohl von den Kanalaufbaukosten ab (hier $C_{\mathrm{S}} = 10\,\mathrm{GE}$) und wären somit durch geringere Kanalaufbaukosten noch weiter reduzierbar.

Kostenoptimale Netze mit dynamischen Link-Ressourcen bei exakter Verkehrsvorhersage

Für die Berechnung kostenoptimaler Netze mit dynamischen Link-Ressourcen bei exakter Verkehrsvorhersage mit dem Optimierungsmodell *RMdLV* mussten die betrachteten Szenarien erheblich reduziert werden, um in vertretbarer Rechenzeit aussagekräftige Ergebnisse für die weitaus komplexeren Optimierungsprobleme zu erhalten. Aus diesem Grund beruhen die folgenden Optimierungsergebnisse auf einem Overlay-Netz mit $V = 4$ Knoten und einem betrachteten Zeitraum von $30\,\mathrm{ZE}$, wobei für den fairen Vergleich davon nur $t_{\mathrm{sim}} = 10\,\mathrm{ZE}$ relevant sind. Zusätzlich ist die maximale Anzahl an Hops pro Pfad jeweils auf $h_{\mathrm{max}} = 2$ beschränkt, wodurch es für jede Verbindung in dem betrachteten Netz drei mögliche Pfade gibt. Diese Einschränkung gilt auch für die Simulationen mit der Heuristik, deren Ergebnisse hier zum Vergleich herangezogen werden.

Untersucht wurde eine homogene Verkehrsmatrix mit einem Verkehrsangebot pro Knotenpaar von $A_{\mathrm{D}} \in \{10; 15; 20\}\mathrm{Erl}$ (entspricht einer Verbindungsankunftsrate pro Knotenpaar von $\lambda \in \{2; 3; 4\}\frac{1}{\mathrm{ZE}}$). Alle weiteren Simulationsparameter können aus den Tabellen 4.1-4.3 entnommen werden. Schließlich wurden die Optimierungen abgebrochen, wenn die bis dahin gefundene, beste Lösung eine maximale Optimalitätslücke[5] von 5% erreicht hat. Mit diesen Einschränkungen hat das Lösen eines Optimierungsproblems mit dem eingangs erwähnten Computer weiterhin bis zu 12 Stunden Rechenzeit benötigt.

Abbildung 4.16 zeigt den Vergleich der Optimierungsergebnisse mit den heuristischen Lösungen. Hierfür werden die relativen Mehrkosten durch die Heuristik (ohne Verkehrsvorhersage) bezogen auf die optimierten Mietkosten bei exakter Verkehrsvorhersage für jeden Simulationsdurchlauf bestimmt. In dem Diagramm ist der Mittelwert aus jeweils $z = 20$ Durchläufen angegeben.

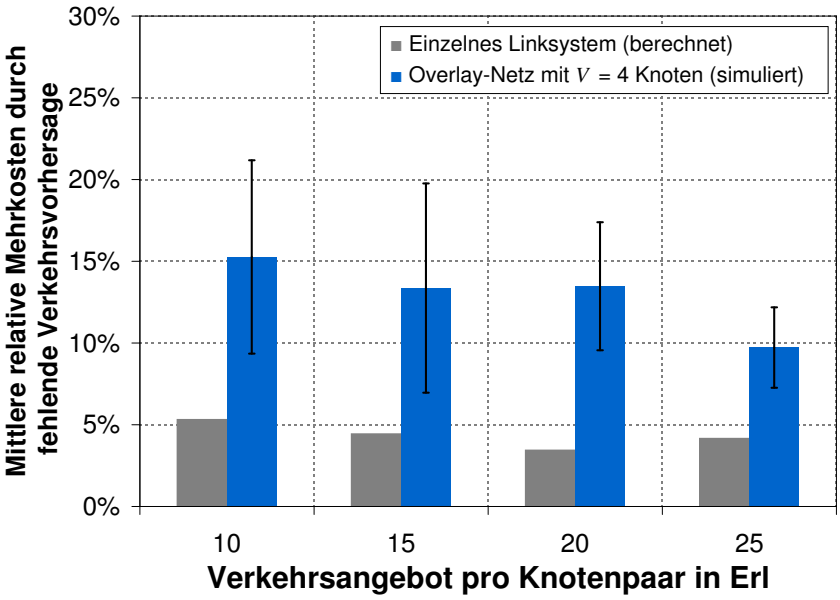


Abbildung 4.16: Mittlere relative Mehrkosten für Netze mit dynamischen Link-Ressourcen ohne Verkehrsvorhersage (Heuristik) gegenüber kostenoptimalen Netzen mit dynamischen Link-Ressourcen bei exakter Verkehrsvorhersage

Zusätzlich sind in das Diagramm auch die entsprechenden Mehrkosten für ein einzelnes Linksystem eingetragen. Diese sind mit den entsprechenden Verfahren aus dem vorherigen Kapitel berechnet worden. Im Gegensatz zur heuristischen Lösung

[5] Während der Optimierung kann der Löser nach der ersten gefundenen, gültigen Lösung stets eine Optimalitätslücke angeben. Diese besagt, wie weit die aktuell gefundene, beste Lösung maximal von einer, bis dahin noch unbekannten, optimalen Lösung des Problems entfernt ist. Die beste gefundene Lösung kann somit auch eine optimale Lösung des Problems sein, jedoch konnte dies der Löser bis zu diesem Zeitpunkt noch nicht verifizieren.

für ein Netz ($V > 2$), sind die mittleren Mietkosten für ein einzelnes Linksystem ohne Verkehrsvorhersage optimal, weshalb in den untersuchten Szenarien diese nur durch eine exakte Verkehrsvorhersage um etwa drei bis fünf Prozent verbessert werden können.

Inwiefern eine optimale Kombination aus Routing-Regeln und Kanalmietverhalten bei einem Netz ohne Verkehrsvorhersage die Mietkosten gegenüber der entwickelten Lösung verbessern kann, ist unbekannt. Es ist jedoch zu erwarten, dass selbst die relativen Mehrkosten einer optimalen Lösung durch die fehlende Verkehrsvorhersage größer sind, als für ein einzelnes Linksystem. Dies liegt daran, dass bei exakter Verkehrsvorhersage die optimale Kanalmiete in einem Netz nicht allein von den Verbindungsankünften abhängt, sondern auch von dem Routing der Verbindungen. Die Auswirkungen durch das Routing sind dabei sehr weitreichend. So kann der gewählte Pfad einer Verbindung das Routing späterer Verbindungsanfragen beeinflussen, selbst wenn diese erst lange nach dem Ende der Verbindung auftreten.

Die Ergebnisse aus Abbildung 4.16 für ein Netz mit $V = 4$ Knoten sind somit ein Indiz dafür, dass die entwickelte Lösung sehr gute Ergebnisse liefert. Diese guten Ergebnisse erfordern zudem sehr geringen Rechenaufwand in den Overlay-Knoten, während eine optimale Lösung selbst bei exakter Verkehrsvorhersage in realen Szenarien mit der verwendeten Methode heutzutage praktisch nicht berechenbar ist. Dies liegt daran, dass aufgrund der Komplexität des entwickelten Optimierungsmodells die optimale Lösung nur mit äußerst hohem Rechenaufwand gefunden werden kann.

4.6 Zusammenfassung

Aufbauend auf das in Kapitel 3 entwickelte Kanalmietverhalten wurde in diesem Kapitel das Routing in Overlay-Netzen mit dynamischen Link-Ressourcen betrachtet. Das Hauptaugenmerk bei der Entwicklung eines Routing-Verfahrens lag auf einer guten Auslastung der dynamischen Link-Ressourcen, um die Kosten für die Miete möglichst gering zu halten. Zusätzlich wurde dabei auf eine dezentrale und relativ einfache Lösung Wert gelegt, um eine hohe Verfügbarkeit zu erzielen.

Durch eine netzweite Verteilung der Linkauslastungsinformationen können die Quellknoten der Verbindungsanfragen den kürzesten Pfad mit der geringsten Gesamtauslastung bestimmen und mittels *Source-Routing* den Pfad der Verbindung im Netz einstellen. Zusätzlich erlaubt die Routing-Heuristik Pfade anhand einer maximalen Anzahl an Hops zu begrenzen und Kapazitäten auf den Links für deren jeweiligen Hauptverkehr zu reservieren.

Einen weiteren Einfluss auf das Mietverhalten hat die Kanalaufbaustrategie. Während bei der reaktiven Kanalaufbaustrategie neue Kanäle erst bei Bedarf angefordert werden, versucht die proaktive Kanalaufbaustrategie vorauszusagen, welche Links in naher Zukunft zusätzliche Kanäle benötigen, um diese bei längeren Kanalaufbauzeiten rechtzeitig beim Transportnetz anzufordern.

Die Performanz der Routing-Heuristik zusammen mit der Kanalaufbaustrategie wurde in mehreren Untersuchungen mit Hilfe von Simulationen analysiert. Der Vergleich mit Systemen ohne Routing hat gezeigt, dass in den betrachteten Szenarien bei relativ geringer Verkehrslast Mietkosteneinsparungen von bis zu 20 Prozent möglich sind. Grund dafür ist, dass durch das Routing-Verfahren die Kanalaufbaurate auf etwa ein Drittel reduziert werden konnte.

Kaum Auswirkungen hatten dabei die Pfadbegrenzung mit maximaler Anzahl an Hops und die Kapazitätsreservierung für den Hauptverkehr der Links. Dies lässt sich mit der auslastungsabhängigen Linkgewichtung bei der Routing-Heuristik erklären. Auffällig ist zudem, dass im Durchschnitt nur ein geringer Anteil an Umwegen, meist weniger als 10 Prozent, in den untersuchten Szenarien genutzt wurde.

Eine weitere Verbesserung gegenüber dem Fall ohne Routing konnte auch bei einem verzögert angenommenen Kanalaufbau festgestellt werden. Selbst mit reaktivem Kanalaufbau verringerte sich die Wartewahrscheinlichkeit und die mittlere Wartezeit der Verbindungen durch das Routing um etwa die Hälfte. Durch das Herabsetzen der Kanalaufbaugrenze bei der proaktiven Kanalaufbaustrategie konnte die Wartewahrscheinlichkeit noch weiter verringert werden, ohne dafür erhebliche Mehrkosten zu verursachen.

Um eine vertretbare, maximale Blockierungswahrscheinlichkeit für die Verbindungen gewährleisten zu können, müssen zwischen den beiden Netzschichten an den Standorten des Bandbreitenhändlers jeweils ausreichend viele Kanalschnittstellen vorhanden sein. Dafür wurde in diesem Kapitel eine einfache Abschätzung entworfen, dessen Gültigkeit bei vielen Simulationen verifiziert werden konnte. Dabei stellte sich zudem heraus, dass durch eine proaktive Kanalaufbaustrategie zusammen mit einer Pfadbegrenzung mit maximaler Anzahl an Hops die Blockierungshäufigkeit der Verbindungen zum Teil bedeutend reduziert werden konnte.

In den Untersuchungen konnte ebenfalls nachgewiesen werden, dass sich die mittleren Kosten für ein Linksystem ab einer Overlay-Netzgröße mit mehr als sieben Knoten und einer homogenen Verkehrsmatrix nur noch unwesentlich verändern. Zusätzliche Analysen mit einer inhomogenen Verkehrsmatrix ohne Nullelemente zeigen, dass die mittleren Mietkosten je Verbindung im Overlay-Netz vergleichbar mit den Ergebnissen für eine homogene Verkehrsmatrix mit gleicher Gesamtlast sind.

Am Ende des Kapitels wurden zwei gemischt ganzzahlige Optimierungsmodelle ausgearbeitet, die bei einer exakten Verkehrsvorhersage das Routing und die statische Linkdimensionierung beziehungsweise das dynamische Kanalmietverhalten so bestimmen, dass die resultierenden Gesamtmietkosten in beiden Fällen minimal sind. Aufgrund der Komplexität dieser Modelle konnten mit der zur Verfügung stehenden Rechenkapazität in vertretbarer Zeit nur kleine, ausgewählte Szenarien berechnet werden. Der Vergleich der Optimierungen mit der entwickelten Routing-Heuristik lässt aber auf eine gute Qualität der heuristischen Lösung schließen.

5 Ausfallsicherheitsmechanismen für mehrschichtige Netze

In Transportnetzen können viele Arten von ungewollten Unterbrechungen im Netzbetrieb auftreten. Gründe dafür können umweltbedingte Einflüsse, sowie Hardware- oder Bedienungsfehler sein. Ein relativ häufiger Fehler ist dabei der Ausfall einer Transportleitung (in den meisten Fällen ein Bündel von Glasfaserleitungen), welche zum Beispiel bei Bauarbeiten durch eine Baggerschaufel durchtrennt wird. Um die dadurch ebenfalls unterbrochenen Transportpfade beziehungsweise Verbindungen wiederherzustellen, gibt es verschiedene Ausfallsicherheitsmechanismen. Die wichtigsten Grundkonzepte dieser Mechanismen werden zunächst im Abschnitt 5.1 angeführt.

Kommunikationsnetze bestehen im Allgemeinen aus mehreren Schichten mit zumeist eigenen Ausfallsicherheitsmechanismen. Abschnitt 5.2 zeigt bekannte Verfahren aus der Literatur, die ein Zusammenarbeiten der Mechanismen über mehrere Schichten erlauben.

Aufgrund der fortwährend steigenden Größe und Komplexität heutiger Transportnetze werden mehrere gleichzeitig existente Ausfälle immer wahrscheinlicher. Abschnitt 5.3 entwickelt verschiedene Ausfallsicherheitskonzepte, um Verbindungen in einem Overlay-Netz sogar gegen mehrere Ausfälle im Transportnetz abzusichern. Manche dieser Konzepte unterstützen dabei eine Aufteilung der Verbindungen in unterschiedliche Ausfallsicherheitsklassen, wodurch der Transportkapazitätsbedarf abhängig von dieser Aufteilung gesenkt werden kann.

Im Anschluss daran zeigt eine Evaluation, welche Kapazitätsanforderungen die entwickelten Konzepte an das Transportnetz haben. Hierfür dienen Simulationsergebnisse mit einem speziell entwickelten Ausfalltestverfahren, das mit Hilfe von linearen Optimierungen den Transportkapazitätsbedarf abschätzt. Schließlich fasst Abschnitt 5.5 das Kapitel kurz zusammen.

5.1 Grundkonzepte von Ausfallsicherheitsmechanismen

In diesem Abschnitt werden wichtige Grundkonzepte beschrieben, welche Grundlage für viele Ausfallsicherheitsmechanismen, wie beispielsweise die in Abschnitt 5.3 ent-

wickelten Mechanismen, sind. Eine gute, detaillierte Übersicht über diese und weitere Konzepte bieten zudem [RS02] und [Gro04]. Vereinfachend werden für die Konzepte einschichtige Netze betrachtet, die sich aus Knoten und Kanten zusammensetzen. Die Verbindungen laufen entlang von Pfaden, welche jeweils einer Folge von Kanten entsprechen. Jeder aktive Pfad einer Verbindung belegt auf jeder dieser Kanten eine Ressource.

Die Ausfallsicherheitskonzepte können in zwei Kategorien unterteilt werden. Schutzmechanismen (*protection mechanisms*) halten schon vor einem Ausfall redundante Pfade bereit, während Wiederherstellungsmechanismen (*restoration mechanisms*) erst im Fehlerfall die alternativen Pfade bestimmen. Für diese alternativen Pfade muss der Netzbetreiber allerdings ausreichend Ersatzkapazität bereithalten, um eine Wiederherstellung im Fehlerfall gewährleisten zu können.

Bei den im Folgenden vorgestellten Konzepten handelt es sich um pfadbasierte Mechanismen (*path protection/restoration mechanisms*). Dies bedeutet, dass im Fehlerfall die Endknoten der betroffenen Verbindungen zuständig für deren Wiederherstellung sind. Nicht näher betrachtet werden hier lokale Mechanismen (*link protection/ restoration mechanisms*), bei denen an der Fehlerquelle angrenzenden Knoten die unterbrochenen Pfade auf lokale Umwege schalten. Lokale Verfahren benötigen im Allgemeinen mehr zusätzliche Übertragungskapazitäten als pfadbasierte Verfahren. Nur bei einer entsprechenden Optimierung über die Netzdimensionierung zusammen mit dem Routing der Arbeits- und Wiederherstellungspfade erreichen lokale Wiederherstellungsverfahren einen vergleichbaren Ressourcenbedarf [OW05]. Vorteil lokaler Verfahren ist, dass durch die unmittelbare Nähe der beteiligten Knoten zur Fehlerquelle diese meist schneller auf Fehler reagieren können.

In vielen Fällen werden die netzbasierten Ausfallsicherheitssysteme nur für einzelne Transportleitungsausfälle (Kantenfehler) ausgelegt, welche die wahrscheinlichsten Fehlerszenarien in Kommunikationsnetzen sind. Untersuchungen in [CG02], [SAF01] haben gezeigt, dass durch die fortwährend steigende Größe und Komplexität der Transportnetze die Wahrscheinlichkeit wächst, dass zu einem bestehenden Ausfall ein Weiterer hinzukommt. Aus diesem Grund wird im Folgenden ebenfalls beleuchtet, welche Fähigkeiten die Konzepte haben, selbst Doppelkantenfehler überleben zu können. Dazu dienen unter anderem die Untersuchungen aus **[SP03]** und **[SP04]**.

5.1.1 Pfadschutzmechanismen

Pfadschutzmechanismen legen schon vor einem Fehlerfall für jeden Arbeitspfad einer Verbindung einen alternativen Schutzpfad fest. Damit die Verbindungen gegen alle möglichen Einfachkantenfehler geschützt sind, müssen jeweils Arbeits- und Schutzpfad kantendisjunkt im Netz geroutet sein. Um zusätzlich auch den Ausfall eines Transitknotens überleben zu können, müssen die Pfade zudem knotendisjunkt sein. Belegt jeder Schutzpfad auf den benutzten Kanten eine Ressource, so spricht man von einem dedizierten Pfadschutz (*dedicated path protection*). Teilen sich dagegen die

Schutzpfade Ressourcen auf den Kanten, ist dies ein geteilter Pfadschutz, welcher in der Literatur *Shared Backup Path Protection* (SBPP) genannt wird.

Dedizierter Pfadschutz

Eine Form des dedizierten Pfadschutzes ist der 1+1-Schutz. Dabei werden die Daten einer Verbindung selbst im fehlerfreien Fall über den Schutzpfad parallel zum Arbeitspfad übertragen. Erkennt der Empfangsknoten den Ausfall des Arbeitspfades muss dieser lediglich auf den Schutzpfad umschalten.

Beim 1:1-Schutz dagegen sind im fehlerfreien Fall die Schutzpfade nicht aktiv, die Ressourcen dafür jedoch reserviert. Die im ungestörten Netzbetrieb unbenutzten Ressourcen stehen damit für niederprioren Verkehr (Best-Effort-Verkehr) zur Verfügung, welcher im Fehlerfall unterbrochen werden darf. Erkennt hier der Empfangsknoten einen Ausfall des Arbeitspfades, muss er dies dem Sendeknoten mitteilen, damit dieser den Schutzpfad aktiviert.

In vermaschten Netzen benötigt der dedizierte Pfadschutz im Mittel etwa $2{,}5$ bis 3 mal so viele Ressourcen gegenüber ungeschützten Verbindungen. Mit nur einem Schutzpfad pro Verbindung sind diese nicht gegen alle möglichen Doppelkantenfehler im Netz geschützt. So zeigen die Untersuchungen in **[SP04]**, dass in den betrachteten Szenarien bei etwa 10 bis 16 Prozent der betroffenen Verbindungen beide Pfade durch Doppelkantenfehler unterbrochen sind.

Sollen die Verbindungen zu 100 Prozent gegen Doppelkantenfehler geschützt werden, besteht die Möglichkeit für jede Verbindung einen weiteren Schutzpfad einzurichten (1+1+1-/1:1:1-Schutz). Dieser muss jeweils zu den anderen beiden Pfaden der Verbindung disjunkt sein, was ein dreifach zusammenhängendes Netz voraussetzt und im Vergleich zum ungeschützten Fall etwa 4 bis 5 mal so viele Ressourcen beansprucht.

Geteilter Pfadschutz

Da es in vermaschten Netzen sehr unwahrscheinlich ist, dass alle Schutzpfade gleichzeitig benötigt werden, besteht bei SBPP die Möglichkeit, dass sich die Schutzpfade gemeinsame Ressourcen teilen. Solange nur ein Schutz gegen Einfachkantenfehler garantiert werden soll, können sich Schutzpfade gemeinsame Ressourcen teilen, wenn deren Arbeitspfade zueinander disjunkt sind. Im Beispiel von Abbildung 5.1 reicht somit eine Ressource auf Kante B-D aus, um alle Verbindungen gegen jegliche Einfachkantenfehler zu schützen. Auf diese Weise kann in vermaschten Netzen der für den Schutz zusätzliche Ressourcenbedarf, bezogen auf einen dedizierten Pfadschutz, durchschnittlich auf etwa die Hälfte reduziert werden.

Ist der geteilte Pfadschutz nur für Einfachkantenfehler ausgelegt, können bei Mehrfachfehlern, bedingt durch das Teilen der Ressourcen, im Allgemeinen weniger Verbindungen wiederhergestellt werden als bei einem dedizierten Pfadschutz. Fallen im Beispiel von Abbildung 5.1 die Kanten A-D und B-C gleichzeitig aus, kann nur eine

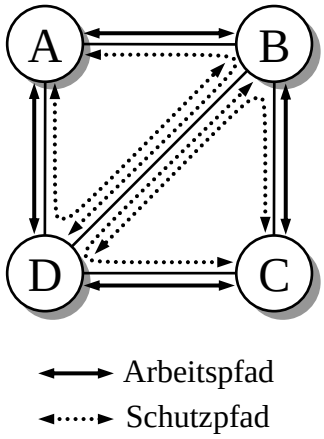


Abbildung 5.1: Beispiel für einen Pfadschutz. Die Kante B-D benötigt bei dediziertem Pfadschutz vier, bei SBPP eine (wenn ausgelegt für einen Kantenfehler) beziehungsweise zwei Ressourcen (wenn optimiert für Doppelkantenfehler).

der beiden Verbindungen wiederhergestellt werden, solange auf Kante B-D für die Schutzpfade nur eine Ressource bereitgestellt wird. Dadurch sinkt im Allgemeinen die Wiederherstellbarkeit im Doppelkantenfehlerfall der betroffenen Verbindungen auf etwa 55 bis 75 Prozent.

Optimiert man die Ressourcenteilung für jegliche Doppelkantenfehlerfälle, steigt der Ressourcenbedarf im Durchschnitt auf etwa das $1{,}4$ bis $2{,}3$-fache gegenüber dem Fall ohne Schutz an. Im Beispiel von Abbildung 5.1 reicht eine weitere Ressource auf Kante B-D aus, um den gleichen Schutz gegen Doppelkantenfehler wie bei einem dedizierten Pfadschutz zu erreichen.

Um Doppelkantenfehler garantiert überleben zu können, besteht wiederum die Möglichkeit einen zweiten Schutzpfad für jede Verbindung bereitzustellen. Die Bestimmung der Schutzressourcen ist in einem solchen Fall relativ komplex, da hier zum einen die Reihenfolge der Fehlereintritte und zum anderen die Entscheidung, welcher Schutzpfad im Fehlerfall aktiviert wird, beachtet werden muss. In [CF07] zeigen die Autoren, welche Strategien für die Pfadentscheidung möglich sind und beziffern die Ressourcenersparnis gegenüber einem dedizierten Pfadschutz (1+1+1/1:1:1) auf etwa 30 Prozent.

Pfadschutz mit Rekonfiguration

Eine weitere Möglichkeit Pfadschutzverfahren robuster gegen Mehrfachfehler zu machen ist die Rekonfiguration des Pfadschutzes nach einem Ausfall. Dies bedeutet, dass für Verbindungen, die durch den aktuellen Fehler ungeschützt sind, ein neuer Schutzpfad disjunkt zum momentanen Arbeitspfad eingerichtet wird, ohne dabei die ausgefallene Kante zu benutzen. Dieses Verfahren kann für den dedizierten, wie für

den geteilten Pfadschutz verwendet werden. Sofern ausreichend Ressourcen im Netz vorhanden sind und angenommen werden kann, dass zwischen zwei aufeinander folgenden Fehlern genügend Zeit für die Rekonfiguration ist, kann damit auch ein Schutz gegen Doppelkantenfehler garantiert werden.

Durch den Abbau der unterbrochenen Arbeits- beziehungsweise Schutzpfade (genannt „Stumpfabbau“ oder *stub-release*) können deren Ressourcen für die neuen Schutzpfade wiederverwendet werden. Dies erfordert zwar zusätzlich zur Berechnung der neuen Schutzpfade eine entsprechende Signalisierung, jedoch hat diese kaum Einfluss auf die Wiederherstellungszeiten und ermöglicht eine erhebliche Reduktion des Ressourcenbedarfs. Die Autoren von [KL06] und [KZL07] nennen bei Doppelkantenfehler einen zusätzlichen Ressourcenbedarf von lediglich etwa 10 Prozent gegenüber einen Einfachkantenfehlerschutz.

5.1.2 Pfadbasierte Wiederherstellungsmechanismen

Im Gegensatz zu Pfadschutzverfahren ist der alternative Pfad für eine Verbindung bei einer pfadbasierten Wiederherstellung nicht zwangsläufig unabhängig vom Fehlerszenario und muss dadurch nicht disjunkt zum unterbrochenen Pfad sein. Stellen die Endknoten eine Unterbrechung der Verbindungen fest, bestimmen diese die neuen Pfade für die Verbindungen durch den intakten Teil des Netzes. Diese Pfade werden entweder erst im Fehlerfall berechnet oder sind im Vorfeld abhängig von möglichen Fehlerszenarien berechnet worden. Durch die notwendige Signalisierung der neuen Pfade sind die Wiederherstellungszeiten im Allgemeinen deutlich länger als die sehr kurzen Umschaltzeiten bei Pfadschutzverfahren.

Um eine Wiederherstellung im Fehlerfall garantieren zu können, müssen ausreichend freie Ressourcen im Netz vorhanden sein, was eine sorgfältige Netzplanung beziehungsweise eine entsprechende Netzzugangskontrolle voraussetzt. Durch den Abbau der unterbrochenen Pfade (*stub-release*) können hier die neuen Pfade die entsprechenden Ressourcen ebenfalls wiederverwenden. Dies kann im Allgemeinen die Wiederherstellungszeiten verlängern, reduziert jedoch den Ressourcenbedarf weiter.

Sind ausreichend Ressourcen im Netz vorhanden, können mit Wiederherstellungsmechanismen auch Mehrfachfehler ohne weiteres überlebt werden. Sind die vorhandenen Ressourcen minimiert für eine garantierte Wiederherstellung bei Einfachkantenfehler, überleben etwa 60 bis 80 Prozent der Verbindungen auch Doppelkantenfehler (siehe [Gro04]). Die Optimierungen aus **[SP04]** zeigen außerdem, dass für eine zugesicherte Wiederherstellung bei Doppelkantenfehlern mindestens das $1{,}8$ bis 2-fache an Ressourcen vorhanden sein müssen bezogen auf den Bedarf im fehlerfreien Fall.

5.2 Ausfallsicherheit in mehrschichtigen Netzen

Kommunikationsnetze lassen sich im Allgemeinen in mehrere Schichten unterteilen. Jede dieser Schichten übernimmt dabei wohldefinierte Aufgaben. Ein weit verbreitetes Schichtenmodell ist das siebenschichtige ISO-OSI-Schichtenmodell [Zim80], an dem sich heutige Kommunikationssysteme orientieren. Seit einigen Jahren gibt es Bestrebungen die Anzahl an Schichten zu vermindern, um die Netze kostengünstiger und deren Aufbau einfacher zu gestalten. So sollen zum Beispiel Übertragungssysteme mit den Schichten „IP über ATM über SDH über WDM“ auf zwei Schichten „IP über WDM“ reduziert werden [GDW00]. Trotz alledem werden Kommunikationsnetze auch in Zukunft weiterhin mehrschichtig sein. Zur Vereinfachung werden im Folgenden zweischichtige Netze betrachtet, wie es auch Abbildung 5.2 veranschaulicht.

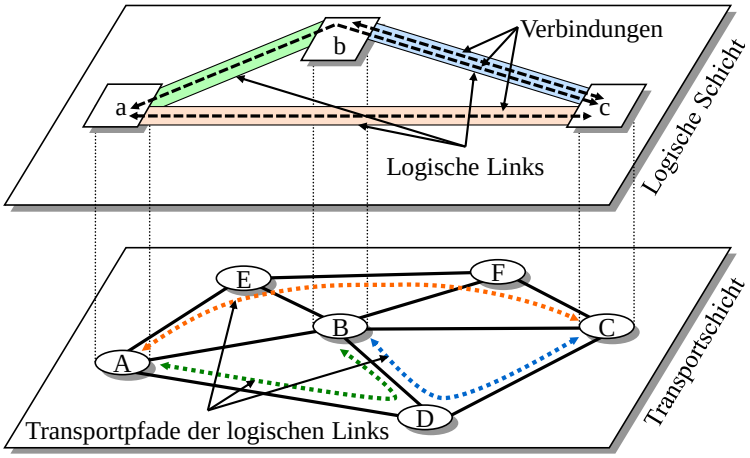


Abbildung 5.2: Zweischichtiges Kommunikationsnetz

Die Protokolle der einzelnen Schichten unterstützen meist unterschiedliche Schutz- beziehungsweise Wiederherstellungsmechanismen und arbeiten in der Regel unabhängig von den Mechanismen der anderen Schichten. Werden die Mechanismen parallel in mehreren Schichten eingesetzt, kann dies zu einem übermäßigen Ressourcenbedarf und zu unnötig vielen Ausfallsicherheitsreaktionen im Fehlerfall führen. Dies ist unter anderem Gegenstand von [RFC3386], welcher einige Lösungsideen hierfür liefert.

Ein wichtiges Merkmal mehrschichtiger Netze ist, dass die Verkehrsströme der oberen Schichten (hier repräsentiert durch eine logische Schicht) zumeist gebündelt werden, ehe sie der nächst tieferen Schicht weitergegeben werden. Die unterste Schicht, die Transportschicht, entspricht somit der größten Aggregationsstufe, welche die Daten schließlich über die Transportleitungen überträgt.

Wie eingangs schon erwähnt, ist ein relativ häufiger Fehler der Ausfall von Transportleitungen. So ist der Fokus vieler Betrachtungen in der Literatur speziell auf diese Fehlerszenarien gerichtet. Gleichwohl ist ein Ausfall (teilweise oder vollständig) von

Netzknoten in den einzelnen Schichten ebenfalls möglich (Ausfall von Transpondern, Switchen, der Energieversorgung, der Kühlung, etc.). Um alle Fehlerursachen im Netz abzudecken, reicht es prinzipiell aus, Ausfallsicherheitsmechanismen allein in der obersten Schicht zu implementieren. Aufgrund der feinen Granularität der Verkehrsströme in der obersten Schicht können die betroffenen Verbindungen im Fehlerfall zudem gleichmäßig über das Netz verteilt werden, wodurch die Ressourcen effizient genutzt werden können. Zusätzlich ist eine fein abgestufte Priorisierung der unterschiedlichen Verkehrsströme bei der Wiederherstellung möglich, wenn diese entsprechend in verschiedene Ausfallsicherheitsklassen unterteilt sind.

Ein Nachteil ist jedoch, dass deutlich mehr Aktionen bei einem Transportleitungsschaden nötig sind als durch eine Wiederherstellung in der untersten Schicht. Grund dafür ist zum einen die Aggregation der Verkehrsströme in den jeweiligen Schichten, zum anderen kann ein einzelner Fehler in der Transportschicht mehrere Fehler in der logischen Schicht verursachen. Im Beispiel von Abbildung 5.2 zieht ein Ausfall der Transportleitung B-D den Ausfall der logischen Links a-b und b-c nach sich. Zusätzlich erkennt die oberste Schicht solche Fehler im Allgemeinen später als die darunter liegenden Schichten. Dies führt insgesamt zu längeren Unterbrechungszeiten bei Transportleitungsfehlern verglichen mit Ausfallsicherheitssystemen in der Transportschicht, wie es Untersuchungen in [DGA+99] und [SRM02] belegen.

Ein Ausfallsicherheitsmechanismus allein in der untersten Schicht erkennt indessen keine Fehler, die in den höheren Schichten auftreten, und kann somit diese nicht beheben. Zudem gibt es Fehlerszenarien, bei denen Ausfälle in der Transportschicht zwar nicht durch deren Mechanismen behoben werden können, aber eine Wiederherstellung der unterbrochenen Verbindungen in der logischen Schicht trotzdem möglich ist. Beispielsweise kann die Verbindung über die logischen Links a-b und b-c von Abbildung 5.2 nach einem Ausfall von Transportknoten B auf Link a-c geschaltet werden, solange hierfür ausreichend Reservekapazität in der logischen Schicht vorhanden ist.

Technologische Einschränkungen ermöglichten es in der Vergangenheit nicht, die Transportpfade dynamisch und automatisiert zu schalten. Aus diesem Grund konnten (und können nicht selten auch heute noch) die Ressourcen der logischen Links bei Ausfällen nicht an die neue Situation angepasst werden. Für solche statischen Link-Ressourcen gibt es in der Literatur mehrere Ansätze und Untersuchungen, die ein Zusammenarbeiten der Ausfallsicherheitssysteme beider Schichten ermöglichen.

5.2.1 Mehrschichtige Netze mit statischen Link-Ressourcen

Eine gute Übersicht über mehrschichtige Ausfallsicherheitssysteme bei statischen Link-Ressourcen geben die Autoren von [DGA+99], [CDD+02] und [CDG+03]. Diese nennen zwei Aspekte für mehrschichtige Systeme. Die Koordination der Schutz- beziehungsweise Wiederherstellungsmaßnahmen durch die einzelnen Schichten wird als Eskalationsstrategie bezeichnet. Diese regeln die Reihenfolge, in denen die

Mechanismen der Schichten versuchen Ausfälle zu beheben. Der zweite Aspekt ist die Nutzung der Reservekapazitäten (*spare capacity*). Die Ressourceneffizienz kann hier durch deren schichtübergreifende, gemeinsame Benutzung (*sharing*) gesteigert werden.

Eskalationsstrategien

Um eine unkoordinierte Reaktion auf Ausfälle in beiden Schichten mit den damit verbundenen Nachteilen zu verhindern, müssen die Ausfallsicherheitssysteme der einzelnen Schichten angepasst werden, damit eine sequentielle Reaktion dieser gewährleistet ist. Ein weit verbreiteter Ansatz benutzt so genannte *hold-off*-Timer in der logischen Schicht. Mit Hilfe der Timer wird die Ausfallsicherheitsreaktion dieser Schicht herausgezögert, um abzuwarten, ob der erkannte Fehler durch die Transportschicht behoben wird. Damit die Transportschicht ausreichend Zeit dafür hat, muss dieser Timer entsprechend dimensioniert werden. Kann der Fehler nicht durch die Transportschicht behoben werden, verlängert dieser Timer jedoch die Reaktion durch die Mechanismen der logischen Schicht. Durch eine schichtübergreifende Kommunikation kann diese Zeit verkürzt werden. So informiert die Transportschicht die logische Schicht durch eine entsprechende Nachricht (*recovery token*), sobald sie einen Fehler nicht beheben kann.

Neben der Strategie, dass zuerst die untere Schicht versucht den Fehler zu beheben (*bottom-up strategy*), gibt es auch Ansätze, die zuerst versuchen unterbrochene Verbindungen in den oberen Schichten wiederherzustellen (*top-down strategy*). Dies kann sinnvoll sein, wenn in der oberen Schicht Verbindungen unterschiedlicher Ausfallsicherheitsklassen existieren. Die Verbindungen mit entsprechend hoher Priorität können dadurch bei der Wiederherstellung zuerst berücksichtigt werden.

Nutzung der Reservekapazität

Um eine gewisse Ausfallsicherheit garantieren zu können, reservieren die Mechanismen in den jeweiligen Schichten Reservekapazitäten, auf welche sie im Fehlerfall zurückgreifen können. Im Allgemeinen hat die Transportschicht kein Wissen darüber, ob ein Transportpfad der logischen Schicht als Reservekapazität dient oder nicht und behandelt damit bei einem Ausfall alle Pfade gleichermaßen. Dies wird in der Literatur in diesem Zusammenhang als *double protection* bezeichnet.

Damit die Transportkapazitäten effizienter genutzt werden, erhalten die Transportpfade, welche der logischen Schicht als Reservekapazitäten dienen, eine geringere Priorität, wodurch diese in der Transportschicht nicht mehr gesichert werden (*logical spare unprotected*). Das *common-pool*-Konzept geht sogar noch einen Schritt weiter und erlaubt, dass die Reservekapazitäten der logischen Schicht, beziehungsweise deren Transportpfade sich die Transportkapazitäten mit den Reservekapazitäten der Transportschicht teilen. Das Gesamtsystem ist gegen einzelne Fehler jeglicher Art dadurch

zwar genauso gut abgesichert wie bei *double protection*, bei mehreren, gleichzeitig existenten Fehlern in unterschiedlichen Schichten ist jedoch der Wiederherstellungsgrad der Verbindungen durch das Teilen der Ressourcen im Allgemeinen schlechter.

Ein fundiertes, detailliertes Rahmenwerk über Ausfallsicherheitsmechanismen in mehrschichtigen Netzen bietet [Aut03]. Zusätzlich wird hier der Aspekt untersucht wie durch eine Aufteilung der Verkehrsströme in unterschiedliche Wiederherstellungsklassen die Ressourceneffizienz gesteigert werden kann.

5.2.2 Mehrschichtige Netze mit dynamischen Link-Ressourcen

Die Einführung intelligenter Transportnetze ermöglicht einen automatisierten Auf- und Abbau von Transportpfaden, wodurch auch im Fehlerfall eine dynamische Anpassung der Link-Ressourcen in der logischen Schicht realisierbar wird. Daraus folgt, dass ein Vorhalten von Reservekapazitäten in der logischen Schicht nicht mehr unbedingt notwendig ist, was eine effizientere Nutzung der Transportkapazitäten zur Folge haben kann. Ob auf Reservekapazitäten in der logischen Schicht zur Wiederherstellung verzichtet werden kann, hängt zudem davon ab, wie schnell im Fehlerfall neue Link-Ressourcen aufgebaut werden können und inwieweit dies den Ausfallsicherheitsanforderungen der Verbindungen genügt. Abhängig von dem Interaktionsmodell (Peer- oder Overlay-Modell) ergeben sich unterschiedliche Ansätze für die Realisierung von Ausfallsicherheitssystemen in den entsprechenden mehrschichtigen Netzen.

Peer-Modell

Existiert in einem mehrschichtigen Netz eine gemeinsame Steuerungsebene wie beim Peer-Modell, hat diese jegliche Informationen über die Topologie, die Routen und die verfügbaren Kapazitäten in den einzelnen Schichten. Im Fehlerfall koordiniert sie die Ausfallsicherheitsmechanismen der einzelnen Schichten, wodurch theoretisch eine optimale Reaktion, abhängig vom Fehlerszenario, möglich ist. Das Wissen der Steuerebene über den Verlauf der Transportpfade gewährleistet zudem physikalisch disjunkte Arbeits- und Schutzpfade in der logischen Schicht, selbst wenn diese mehrere Links durchlaufen. Eine Optimierung dieser Pfade über mehrere Schichten hinweg beansprucht jedoch selbst bei größeren Netzen mit statischen Verkehrsmatrizen sehr viel Rechenkapazität, was Untersuchungen in **[SPG+06]** zeigen. Deshalb gibt es für den dynamischen Fall mehrere Ansätze in der Literatur, welche mit speziellen Routing-Algorithmen versuchen ressourceneffiziente, mehrschichtige Schutzverfahren zu realisieren ([ZG03b],[ZG03a],[YADA01]). Auf diese Verfahren wird hier jedoch nicht weiter eingegangen, da sie sich mit dem Konzept des Bandbreitenhändlers nur schlecht vereinbaren lassen. Das liegt an der Annahme, dass der Bandbreitenhändler und der Transportnetzbetreiber jeweils eigenständige Netzbetreiber sind. Somit zählen die genauen Topologie- und Routing-Informationen zu deren Geschäftsgeheimnissen, wodurch keine gemeinsame Steuerungsebene für die beiden Netze möglich ist.

Overlay-Modell

Beim Overlay-Modell haben die einzelnen Schichten separate Steuerungsebenen, welche über die UNI miteinander kommunizieren. Durch diese Schnittstellen getrennt, hat die Steuerungsebene der logischen Schicht kaum Wissen über die Transportschicht. Es fehlen ihr dabei exakte Informationen über die Topologie, die Ressourcen und den Verlauf der Transportpfade. Aus diesem Grund ist es ihr unmöglich zu bestimmen, welche der logischen Links auch physikalisch disjunkt sind. Ein Schutzmechanismus in der logischen Schicht, der die Verbindungen gegen Transportleitungsfehler absichert, benötigt jedoch genau diese Informationen.

Aus diesem Grund werden in Overlay-Netzen zumeist nur Wiederherstellungsverfahren eingesetzt, welche die Ersatzpfade für die Verkehrsströme erst im Fehlerfall bestimmen und gegebenenfalls dafür weitere Link-Ressourcen anfordern. Die Autoren von [DCG+02] und [CDG+03] untersuchen zwei mögliche Strategien für die Wiederherstellung durch die Steuerungsebene des Overlay-Netzes. Die erste Strategie erlaubt eine globale Rekonfiguration des Overlay-Netzes. Ungeachtet der Auswirkungen in der Transportschicht wird hier im Fehlerfall das gesamte Overlay-Netz zusammen mit den Pfaden aller Verkehrsströme neu optimiert. Bei der zweiten Strategie ist dagegen nur eine lokale Rekonfiguration erlaubt, wodurch nur für betroffene Verkehrsströme neue Pfade berechnet werden. Zudem ist hier nur eine Ressourcenanpassung bei schon vorhandenen logischen Links zulässig. Einen 1+1 Pfadschutz im Transportnetz vorausgesetzt, untersuchen die Autoren unter anderem Ausfälle von Transport- und Overlay-Knoten. Für deren ausgewähltes Szenario zeigen die Ergebnisse überraschenderweise, dass die lokale Rekonfiguration erheblich weniger Transportkapazitäten beansprucht als die globale Rekonfiguration. Zudem schneidet diese Strategie trotz einem dedizierten Schutz im Transportnetz besser ab, als eine Wiederherstellung bei statischen Link-Ressourcen mit dem *common-pool* Konzept.

Auch die Autoren von [PYD+04] untersuchen für deren *Multi-layer Traffic Engeneering* (MTE) Strategie aus [PYC+03] die Wiederherstellung mit Hilfe von dynamischen Link-Ressourcen bei Fehlern in der Transportschicht (einzelne Kanten- und Knotenfehler), sowie einzelne Knotenfehler in der logischen Schicht. Die Strategie reagiert auf Überlastsituationen im Netz mit dem Umrouten der Verkehrsströme und gegebenenfalls einer dynamischen Link-Ressourcenanpassung. Solche Überlastsituationen können entweder durch Verkehrsschwankungen oder eben durch Ausfälle hervorgerufen werden. Ein Ausfallsicherheitsmechanismus in der Transportschicht wird in deren Untersuchungen nicht betrachtet. Der fehlende Vergleich mit anderen Systemen lässt hier jedoch keine Aussage über die Ressourceneffizienz der MTE-Strategie zu.

Wiederherstellungsverfahren in Overlay-Netzen mit einer dynamischen Anpassung der Link-Ressourcen beanspruchen bei Fehlerfällen eine gewisse Zeit, bis alle betroffenen Verkehrsströme, soweit möglich, auf die Ersatzpfade geschaltet werden können. Dies erklärt sich aus den nachfolgenden Schritten, die nötig sind, um einen Fehler zu beheben. Nachdem die Overlay-Netz-Steuerung einen Ausfall erkannt

hat, muss diese zuerst die nun verfügbaren, aktiven Link-Ressourcen bestimmen. Im Anschluss daran werden die Ersatzpfade mit den dafür benötigten zusätzlichen Link-Ressourcen berechnet und diese über die UNI angefordert. Erst wenn alle Ressourcen aufgebaut und die Ersatzrouten im Overlay-Netz signalisiert sind, ist die Wiederherstellung abgeschlossen.

Sollen Daten für zeitkritische Anwendungen, wie beispielsweise multimediale Dienste, kritische Fernzugriffe auf Datenbanken oder Transaktionen im elektronischen Handel (*eCommerce*) übertragen werden, sind jedoch kurze Unterbrechungszeiten im Fehlerfall erwünscht. Dies bieten Schutzmechanismen, welche im Fehlerfall nur ein Umschalten auf schon reservierte Schutzpfade erfordern. Aufgrund der einfachen Realisierung werden in Transportnetzen hierfür meist dedizierte Pfadschutzverfahren (1+1- oder 1:1-Schutz) eingesetzt, mit den bekannten Schwächen bei Mehrfachfehlern. Basierend auf diese Pfadschutzmechanismen werden im anschließenden Unterkapitel verschiedene Konzepte betrachtet um einen 1+1-Schutz im Transportnetz bei mehrschichtigen Netzen so zu erweitern, dass selbst ein Ausfall von zwei Transportleitungen behoben werden kann. Diese Konzepte sind in **[PAS05]** bereits veröffentlicht worden.

5.3 Mehrschichtige Ausfallsicherheitskonzepte gegen Mehrfachfehler im Transportnetz

Im Folgenden werden vier verschiedene Ausfallsicherheitskonzepte für mehrschichtige Netze vorgestellt, deren Interaktionsmodell auf das Overlay-Modell basiert. Diese Konzepte setzen einen dedizierten Pfadschutz in der Transportschicht (Transportnetz) beziehungsweise in der logischen Schicht (Overlay-Netz) voraus, welcher Schutz gegen den Ausfall einzelner Transportleitungen bietet. Weiterhin können die Konzepte einen weiteren Transportleitungsausfall zusätzlich zu einem bestehenden Transportleitungsausfall beheben. Ausfälle von Knoten im Transport- oder Overlay-Netz werden hier nicht weiter betrachtet. Solche, eher selten angenommene Ausfälle können durch entsprechende Wiederherstellungsverfahren, wie zum Beispiel in [DCG+02] oder [CDG+03] beschrieben, behandelt werden.

Die nachfolgenden Konzepte lassen sich mit dem in Kapitel 3 eingeführten Bandbreitenhändler vereinbaren, weshalb hier ebenfalls verbindungsorientierte bidirektionale Verkehrsbeziehungen im Overlay-Netz betrachtet werden. Während das erste Konzept noch ohne zusätzliche Interaktion zwischen den Netzschichten auskommt, sind in den darauf folgenden Konzepten immer mehr zusätzliche Interaktionen für die Ausfallsicherheit notwendig.

5.3.1 Doppelter Pfadschutz im Transportnetz

Dieses sehr einfache Konzept besteht aus einem doppelten Pfadschutz im Transportnetz ohne jegliche Interaktion mit dem Overlay-Netz und dient als Referenz für die anderen Konzepte. Jede Link-Ressource im Overlay-Netz setzt sich dabei aus drei paarweise disjunkten Transportpfaden zusammen, wie in Abbildung 5.3 dargestellt.

Solange nur ein oder zwei der Transportpfade durch Ausfälle betroffen sind, ist der Link im Overlay-Netz weiterhin verfügbar. Dieses Konzept garantiert den Schutz gegen jegliche Zweifach-Transportleitungsausfälle, vorausgesetzt es lassen sich für jede angeforderte Link-Ressource drei paarweise disjunkte Pfade mit entsprechender Kapazität finden. Ein ausschließlich dedizierter Pfadschutz (1+1+1- beziehungsweise 1:1:1-Schutz) kann zwar selbst bei einem Doppelfehler sehr schnell auf den verfügbaren Ersatzpfad schalten, belegt jedoch selbst im fehlerfreien Zustand sehr viele Transportkapazitäten.

Um den Ressourcenbedarf zu verringern kann ein 1+1-Schutz mit zusätzlichem geteilten Schutzpfad verwendet werden, im Folgenden 1+1+SBPP genannt. Dieser geteilte Schutzpfad wird erst aktiv, wenn beide dedizierte Transportpfade der zugehörigen Link-Ressource ausgefallen sind. Um alle Zweifach-Transportleitungsfehler überleben zu können, dürfen sich die geteilten Schutzpfade zweier Link-Ressourcen nur dann gemeinsame Transportkapazitäten teilen, wenn mindestens ein dedizierter Pfad der beiden Link-Ressourcen paarweise disjunkt zu den dedizierten Pfaden der anderen Link-Ressource ist.

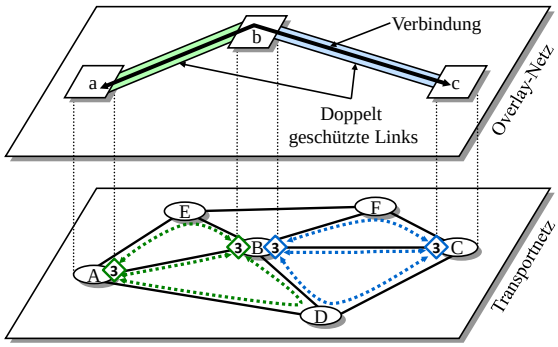


Abbildung 5.3: Beispiel für einen zweifachen Pfadschutz im Transportnetz durch drei disjunkte Transportpfade je Link-Ressource

Im Beispiel von Abbildung 5.3 verläuft die Verbindung a-c im Overlay-Netz über die logischen Links a-b und b-c. Beide Links sind im Transportnetz durch jeweils drei paarweise disjunkte Transportpfade geschützt. Wird das Verfahren 1+1+SBPP verwendet, können sich die geteilten Schutzpfade A-D-B und B-D-C eine Transportkapazität auf Leitung B-D teilen.

5.3.2 Pfadschutz im Transportnetz mit einer Wiederherstellung durch das Overlay-Netz bei Ausfällen von Link-Ressourcen

Im Gegensatz zu dem vorherigen Konzept ist in diesem Fall eine Link-Ressource lediglich gegen Einfach-Transportleitungsausfälle durch einen dedizierten Pfadschutz (1+1- oder 1:1-Schutz) im Transportnetz geschützt. Wird durch einen zweiten Transportleitungsfehler eine Link-Ressource unterbrochen, erkennt dies das Overlay-Netz, welches anschließend versucht, die betroffenen Verbindungen wiederherzustellen. Reichen dafür die zur Verfügung stehenden freien Kapazitäten auf den aktiven Link-Ressourcen nicht aus, fordert das Overlay-Netz neue Ressourcen beim Transportnetz an, welche wiederum durch einen dedizierten Pfadschutz im Transportnetz geschützt sind.

Abbildung 5.4 zeigt ein Beispiel für dieses Konzept. Nach dem Ausfall der Link-Ressource b-c infolge der Unterbrechung der Transportleitungen B-C und F-C versucht das Overlay-Netz die betroffene Verbindung a-c wiederherzustellen. Dafür fordert es eine neue Link-Ressource zwischen den Knoten a-d an und nutzt freie Kapazitäten auf dem aktiven Link d-c.

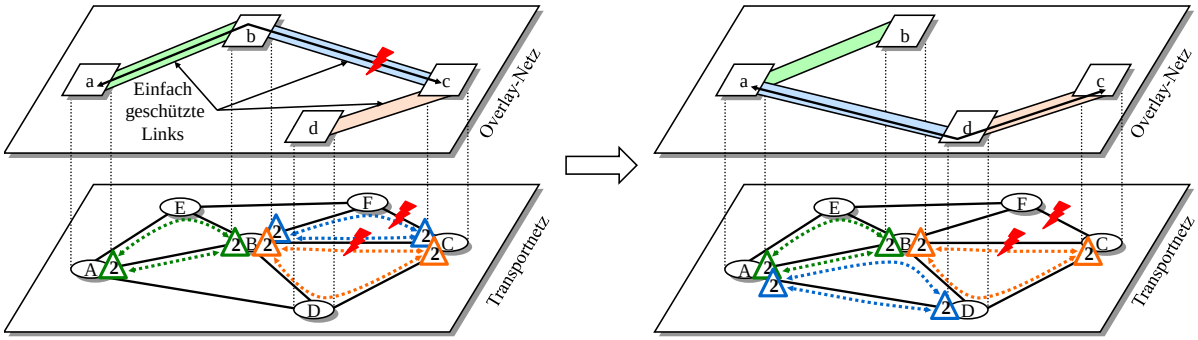


Abbildung 5.4: Beispiel für einen Pfadschutz im Transportnetz mit Wiederherstellung durch das Overlay-Netz beim Ausfall einer Link-Ressource

Um zusätzliche Unterbrechungen der Verbindungen zu vermeiden, werden diese nach der Beseitigung der Störungen nicht auf die ursprünglichen Pfade zurückgeschaltet. Folglich können die, durch den Link-Ausfall betroffenen Pfade im Overlay-Netz abgebaut werden, um deren Ressourcen für die Wiederherstellung nutzen zu können (*stub-release*).

Mit der Wiederherstellung durch das Overlay-Netz ergeben sich für die betroffenen Verbindungen relativ lange Unterbrechungszeiten, insbesondere wenn neue Link-Ressourcen angefordert werden müssen. Die für den Aufbau neuer Link-Ressourcen nötigen Interaktionen zwischen den Netzen benötigen zwar keine speziellen Anpassungen der Netzschnittstelle (UNI), verzögern jedoch die Wiederherstellung der Verbindungen. Des Weiteren kann bei dynamischen Verkehr und limitierten Transportkapazitäten eine Wiederherstellung aller aktiven Verbindungen durch das Overlay-Netz nicht garantiert werden.

5.3.3 Pfadschutz im Transportnetz mit temporärem Pfadschutz im Overlay-Netz bei verwundbaren Link-Ressourcen

Dieses Konzept versucht die langen Wiederherstellungszeiten des vorangegangenen Konzepts zu vermeiden, ohne dafür den Schutz im Transportnetz zu erweitern. Hierzu informiert das Transportnetz nach einem Leitungsausfall das Overlay-Netz über das UNI darüber, welche der aktiven Link-Ressourcen demzufolge „verwundbar“ geworden sind. Durch den dedizierten Pfadschutz im Transportnetz können zwar die Link-Ressourcen aufrecht erhalten werden, jedoch sind diese nun gegen weitere Ausfälle ungeschützt. Das Overlay-Netz versucht anschließend dedizierte Overlay-Schutzpfade für die gefährdeten Verbindungen einzurichten und hält diesen Schutz solange aufrecht, bis der Fehler im Transportnetz behoben ist.

Die Overlay-Schutzpfade nutzen dazu freie Kapazitäten auf den weiterhin geschützten Link-Ressourcen. Reichen diese nicht aus, kann das Overlay-Netz weitere Link-Ressourcen anfordern.

Gerade in solchen Situationen können jedoch die Ressourcen im Transportnetz knapp werden. Deshalb genügt es für die temporären Overlay-Schutzpfade, dass die neuen Link-Ressourcen ungeschützt sind, solange deren Transportpfade disjunkt zum verwundbaren Teil der zu schützenden Verbindungen sind. Damit dies sichergestellt ist, muss das Overlay-Netz beim Anfordern solch ungeschützter Link-Ressourcen mit angeben, zu welchen aktuell verwundbaren Link-Ressourcen diese im Transportnetz disjunkt sein sollen.

Abbildung 5.5 veranschaulicht das Verfahren anhand eines Beispiels. Nach dem Ausfall der Transportleitung C-F benachrichtigt das Transportnetz das Overlay-Netz über die nun verwundbare Link-Ressource b-c. Für den temporären Overlay-Schutzpfad fordert das Overlay-Netz eine ungeschützte Link-Ressource zwischen den Knoten b und d an und gibt dazu an, dass diese disjunkt zum verwundbaren Link b-c sein soll. Ist die Link-Ressource aktiv, richtet das Overlay-Netz einen temporären Schutzpfad für Verbindung a-c über die Knoten b und d ein.

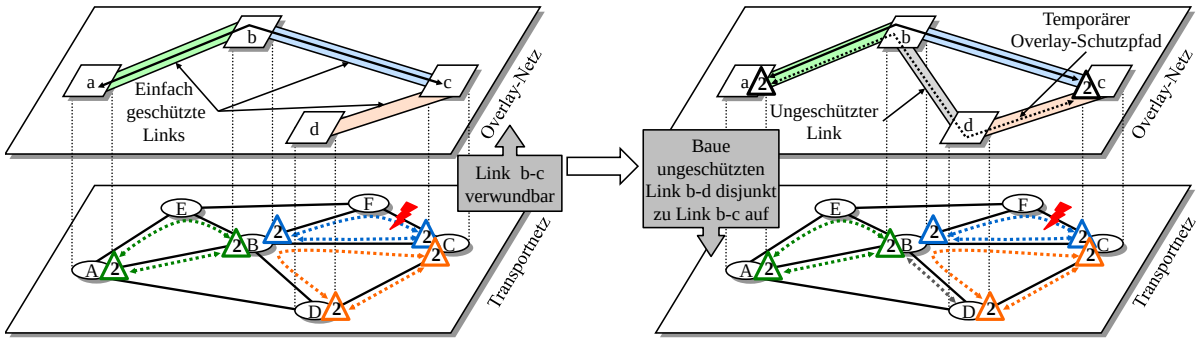


Abbildung 5.5: Beispiel für einen Pfadschutz im Transportnetz mit zusätzlichem temporäreren Overlay-Schutzpfad für die verwundbare Verbindung

Sofern ein Overlay-Schutzpfad gefunden und dieser vor einem weiteren Ausfall im Transportnetz eingerichtet werden kann, überlebt die zugehörige Verbindung auch jegliche Zweifach-Transportleitungsfehler. Jedoch kann bei dynamischem Verkehr und limitierten Transportkapazitäten nicht für alle verwundbaren Verbindungen ein entsprechender Schutz durch das Overlay-Netz garantiert werden.

Nachdem eine ausgefallene Transportleitung wieder in Stand gesetzt ist und die betroffenen Schutzpfade im Transportnetz erneut aktiv sind, benachrichtigt das Transportnetz über die Netzschnittstelle (UNI) das Overlay-Netz, dass die ehemals verwundbare Link-Ressource nun wieder geschützt ist. Daraufhin entfernt das Overlay-Netz die entsprechenden Overlay-Schutzpfade und baut die speziell dafür angeforderten ungeschützten Link-Ressourcen wieder ab.

Im Unterschied zu den vorherigen Verfahren erfordert dieses Konzept spezielle Interaktionen zwischen den Schichten, welche die Netzschnittstelle (UNI) unterstützen muss. Kann davon ausgegangen werden, dass Transportleitungsausfälle unabhängig voneinander sind und diese dadurch in einem gewissen zeitlichen Abstand auftreten, so sind die Maßnahmen zum Einrichten der Overlay-Schutzpfade infolge eines Ausfalls jedoch nicht sehr zeitkritisch.

5.3.4 Pfadschutz mit Rekonfiguration im Overlay-Netz basierend auf SRLG-Informationen

Das vierte Konzept ist ein reiner Ausfallschutz durch das Overlay-Netz, welcher durch dedizierte Overlay-Schutzpfade erreicht wird. Das Transportnetz muss hierzu keine Ausfallsicherheitsmechanismen bereitstellen, weshalb Link-Ressourcen nur durch ungeschützte Transportpfade realisiert werden.

Damit der Overlay-Netzsteuerung ermöglicht wird, Overlay-Schutzpfade für die Verbindungen zu finden, welche auch einzelne Transportleitungsausfälle überleben, ist es auf Informationen über das Routing der Transportpfade angewiesen, um die Disjunktheit der zugehörigen Transportpfade verifizieren zu können. Zu diesem Zweck erhält jede Link-Ressource vom Transportnetz eine Kennung, welche die Informationen über die genutzten Transportleitungen enthält. Mit Hilfe dieser Kennungen kann das Overlay-Netz feststellen, welche Link-Ressourcen gemeinsame Transportleitungen nutzen und diese einer Gruppe zuteilen, der sogenannten *Shared Risk Link Group* (SRLG), weswegen diese Kennung im Folgenden *SRLG-Identifier* (SRLG-ID) genannt wird.

Haben die Link-Ressourcen des Arbeitspfades einer Verbindung jeweils keine gemeinsame SRLG mit den Link-Ressourcen des Schutzpfades, kann das Overlay-Netz davon ausgehen, dass diese Verbindung auch einzelne Transportleitungsfehler überlebt. Zudem kann das Overlay-Netz beim Anfordern neuer Link-Ressourcen die SRLG-IDs mit angeben, um sicherzustellen, dass die neue Ressource nicht den entsprechenden SRLGs angehört.

Durch die SRLG-IDs erhält das Overlay-Netz Informationen über die Topologie des Transportnetzes, weswegen es im Hinblick auf das Interaktionsmodell einem erweiterten Overlay-Modell (*augmented model*) entspricht. Im Gegensatz zum Peer-Modell hat die Netzsteuerung des Overlay-Netzes jedoch keine Informationen über die zur Verfügung stehenden Transportkapazitäten und hat beim Anfordern neuer Link-Ressourcen nur indirekt durch die SRLG-IDs Einfluss auf das Routing der Transportpfade.

Um die Verbindungen auch vor weiteren Transportleitungsausfällen zu schützen, wird nach einem Ausfall der Pfadschutz verwundbarer Verbindungen durch eine Rekonfiguration wiederhergestellt (vergleiche Abschnitt 5.1.1). Dies zeigt das Beispiel von Abbildung 5.6. Die Verbindung a-c hat vor dem Ausfall der Transportleitung C-F im Overlay-Netz den Arbeitspfad a-b-c und den dedizierten Schutzpfad a-d-c. Bedingt durch den Fehler schaltet die Overlay-Netzsteuerung die Verbindung auf den Schutzpfad, wodurch dieser zum neuen Arbeitspfad wird. Im Anschluss daran bestimmt sie den neuen Schutzpfad a-c, für den eine neue Link-Ressource angefordert werden muss. Damit diese Ressource keine Transportleitungen des neuen Arbeitspfades nutzt, übergibt sie bei der Ressourcen-Anfrage die SRLG-IDs der entsprechenden Link-Ressourcen.

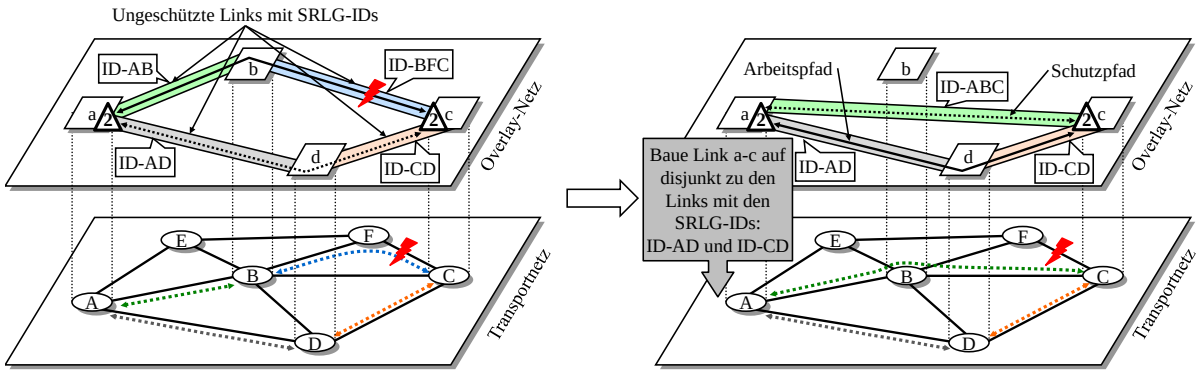


Abbildung 5.6: Beispiel für einen rekonfigurierbaren Pfadschutz im Overlay-Netz basierend auf SRLG-IDs der Link-Ressourcen

Um Netz-Ressourcen einzusparen werden die reservierten Kapazitäten der unterbrochenen Arbeitspfade freigegeben (*stub-release*). Dies kann dazu führen, dass ungenutzte Link-Ressourcen ebenfalls abgebaut werden. Vergleichbar zum vorherigen Konzept kann bei dynamischem Verkehr und limitierten Transportkapazitäten für eine Verbindungsanfrage nur ein Schutz gegen einzelne Transportleitungsausfälle garantiert werden. Ob sich bei einem Ausfall einer Transportleitung der Pfadschutz aller Verbindungen rekonfigurieren lässt, hängt von dem jeweiligen aktuellen Zustand der Netze ab.

5.3.5 Eigenschaften der Ausfallsicherheitskonzepte

In Tabelle 5.1 sind die wichtigsten Eigenschaften der vorgestellten mehrschichtigen Ausfallsicherheitskonzepte gegen Mehrfachfehler im Transportnetz zusammengefasst. In der Tabelle werden keine Aussagen über die Kapazitätsanforderungen der Konzepte an das Transportnetz getroffen, da dies Gegenstand der anschließenden Evaluationen ist.

Zusätzlich zu den bereits erwähnten Eigenschaften gibt die Tabelle an, welche Ausfallsicherheitsklassen die Konzepte unterstützen. Die Definition der verwendeten Ausfallsicherheitsklassen für die Verbindungen im Overlay-Netz ist dabei:

- Gold: Ausfallsicherheit der Verbindungen gegen Zweifach-Transportleitungsausfälle
- Silber: Ausfallsicherheit der Verbindungen gegen einzelne Transportleitungsausfälle
- Bronze: Wiederherstellung der Verbindungen bei Ausfällen, soweit möglich
- Best-Effort: Keine explizite Ausfallsicherheit; Verbindungen dieser Klasse können bei Ausfällen zugunsten von Verbindungen anderer Klassen unterbrochen werden

Mit Hilfe dieser Klassen kann der Bandbreitenhändler den individuellen Anforderungen der Verbindungen an die Ausfallsicherheit gerecht werden, welche abhängig von den zugrunde liegenden Diensten sind. Durch die Aufteilung der Verkehrsströme in die verschiedenen Ausfallsicherheitsklassen ist es dem Bandbreitenhändler möglich, den Transportkapazitätsbedarf vor und nach Ausfällen zu senken, sofern das verwendete Ausfallsicherheitskonzept dies unterstützt.

Im Referenzkonzept aus Abschnitt 5.3.1 mit einem doppelten Pfadschutz im Transportnetz sind alle Verbindungen gleichermaßen gut vor Ausfällen geschützt, wodurch dieses Konzept ausschließlich die Ausfallsicherheitsklasse „Gold“ unterstützt.

In den Konzepten aus Abschnitten 5.3.2 und 5.3.3 sind die Verbindungen nur gegen einzelne Leitungsausfälle im Transportnetz geschützt. Hier kann der Bandbreitenhändler entscheiden, welche der Verbindungen weitere Ausfälle überleben (Gold) und welche nicht (Silber und Best-Effort). Wenn erforderlich, kann die Overlay-Netzsteuerung zudem Best-Effort-Verbindungen für den Schutz (nach dem 1. Ausfall) beziehungsweise die Wiederherstellung (nach dem 2. Ausfall) von Gold-Verbindungen unterbrechen.

Ist dagegen der Bandbreitenhändler allein für die Ausfallsicherung verantwortlich, kann er zusätzlich die Ausfallsicherheitsklasse „Bronze“ anbieten. Beispielhaft sei hier angenommen, dass die Verbindungen dieser Klasse bei Ausfällen wiederhergestellt werden, sofern dies der Netzzustand erlaubt.

In der Literatur finden sich weitere Definitionen für Ausfallsicherheitsklassen, welche meist auf unterschiedlichen Mechanismen basieren. Eine Zusammenfassung unter-

Konzept aus Abschnitt:	**5.3.1**	**5.3.2**	**5.3.3**	**5.3.4**
Mechanismus 1. Ausfall	Doppelter Pfadschutz im Transportnetz	Pfadschutz im Transportnetz		Pfadschutz mit Rekonfiguration im Overlay-Netz
Mechanismus 2. Ausfall		Wiederherstellung im Overlay-Netz	temp. Pfadschutz im Overlay-Netz	
Zusätzliche Interaktion zwischen den Netzen	keine	nach dem 2. Ausfall	nach dem 1. Ausfall	vor/nach Ausfällen mit SRLG-IDs
Reaktion beim 1. Ausfall	sehr schnell	sehr schnell	sehr schnell	schnell
Reaktion beim 2. Ausfall	sehr schnell	langsam	schnell*	schnell*
Garantie gegen Doppelfehler	ja	nein+	nein+	nein+
Stumpfabbau (*stub-release*)	nein	ja	nein	ja
Unterstützte Ausfallsicherheitsklassen	Gold	Gold◊, Silber Best-Effort	Gold◊, Silber Best-Effort	Gold◊, Silber Bronze, Best-Effort

* Bei ausreichend zeitlichem Abstand zwischen den Ausfällen
+ Bei dynamischen Verkehrsanfragen und limitierten Transportnetzressourcen
◊ Bei ausreichenden Transportnetzressourcen und entsprechender Konnektivität der Transportknoten

Tabelle 5.1: Eigenschaften der vorgestellten, mehrschichtigen Ausfallsicherheitskonzepte bei Mehrfachfehlern im Transportnetz

schiedlicher Definitionen findet sich zum Beispiel in [ZD02] sowie in [Aut03]. Untersuchungen mit differenzierten Ausfallsicherheitsklassen in [Aut03] und [ZM06] zeigen, dass je nach Verkehrsaufteilung und den gewählten (mehrschichtigen) Mechanismen meist deutlich weniger Transportkapazitäten erforderlich sind als bei einer einheitlichen Ausfallsicherheitsklasse.

5.4 Evaluation der Konzepte anhand der Kapazitätsanforderungen an das Transportnetz

In diesem Abschnitt werden die vorangegangenen Konzepte daraufhin untersucht, welche Kapazitätsanforderungen diese an das Transportnetz haben. Diesbezüglich wird anhand von Simulationen zum einen der Kapazitätsbedarf im fehlerfreien Netzbetrieb bestimmt. Zum anderen wird mit Hilfe von definierten Fehlerszenarien abgeschätzt, welche Kapazitäten im Transportnetz vorhanden sein müssen, damit zu jeder Zeit die Verbindungen gegen Zweifach-Leitungsausfälle abgesichert sind. Im Folgenden wird hierfür zuerst die Evaluationsmethode näher beschrieben. Anschließend werden die verwendeten Parameter der Untersuchungen genannt, ehe schließlich die resultierenden Ergebnisse für die unterschiedlichen Konzepte verglichen werden.

5.4.1 Methode zur Evaluation der Kapazitätsanforderungen

Als Basis für die Untersuchungen dient der Simulator aus Abschnitt 4.3, der hierfür entsprechend erweitert wurde. Abbildung 5.7 hebt die Erweiterungen am Simulator farblich hervor.

Um die Auswirkungen auf das Transportnetz untersuchen zu können, muss dieses ebenfalls im Simulator betrachtet werden. Analog zum Overlay-Netz werden dazu drei Komponenten benötigt. Der *Transportleitungsgraph* bildet die Topologie des physikalischen Netzes ab und enthält Informationen über den aktuellen Kapazitätsbedarf. Die Kanten im *Transportpfadgraph* repräsentieren die betrachteten Transportpfade und geben jeweils an, wie viele Einheiten davon aktuell genutzt werden. Die *Transportnetzsteuerung* verarbeitet die Kanalanfragen der Overlay-Netzsteuerung und aktualisiert die beiden Graphen entsprechend.

Für das Routing der Overlay-Arbeits- und Overlay-Schutzpfade mit Hilfe der SRLG-IDs wird der Routing-Algorithmus zweimal hintereinander ausgeführt. Der erste Aufruf des Algorithmus bestimmt den Overlay-Arbeitspfad. Beim zweiten Aufruf für den Overlay-Schutzpfad sind mittels der SRLG-IDs alle Links ausgeschlossen, welche gemeinsame Transportleitungen mit dem Arbeitspfad besitzen. Dadurch ist es möglich, dass für den Overlay-Schutzpfad auf mehreren Links neue Kanäle angefordert werden müssen.

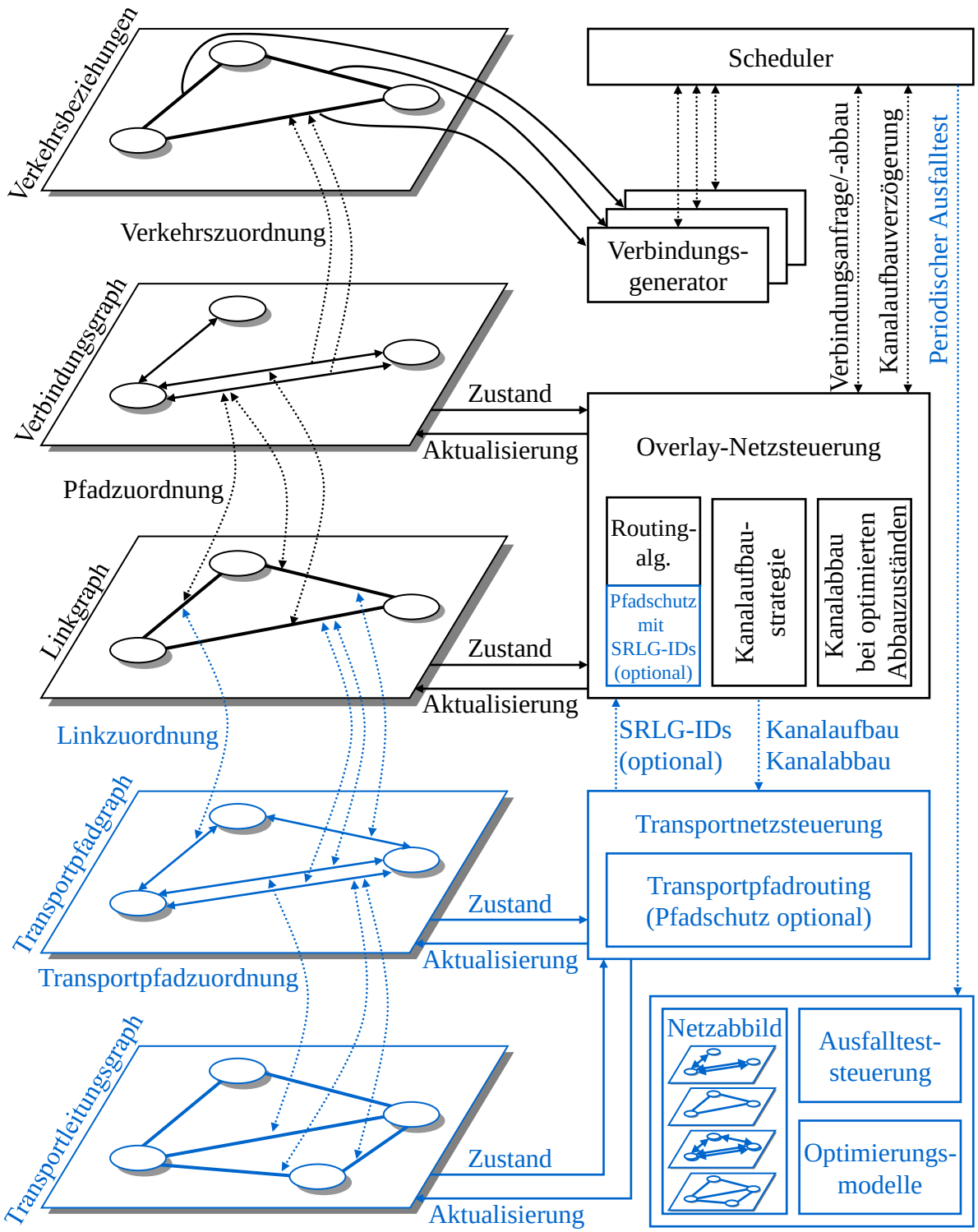


Abbildung 5.7: Vereinfachte Struktur des erweiterten Simulators

Abhängig von den Ausfallsicherheitskonzepten kann sich im Fehlerfall die Kapazitätsbelegung im Transportnetz verändern. Um abhängig von den Konzepten abschätzen zu können, wie viele Kapazitäten im Transportnetz für eine ausreichende Sicherung der Verbindungen nötig sind, werden im Zeitabstand t_{test} festgelegte Ausfalltests periodisch durchgeführt. An einer Kopie des aktuellen Netzzustands berechnen die Ausfalltests mit Hilfe von Optimierungen die erforderliche Anzahl der Ressourcen für jede Transportleitung. Durch die relativ schnell lösbaren Optimierungen können mögliche Randeffekte, welche durch die Reihenfolge der Ausfallsicherheitsaktionen entstehen können, vernachlässigt werden, wodurch eine optimale Reaktion durch das Overlay-Netz simuliert wird. Die Struktur der Optimierungsmodelle ist dabei ähnlich den Modellen aus Abschnitt 4.5.

Die Optimierungen beinhalten nicht das Routing der Transportnetzpfade. Für die Kanäle der Links werden im Transportnetz stets die kürzesten (kantendisjunkten) Transportpfade beziehungsweise Transportpfadpaare oder -tripel genutzt, wobei als Metrik die physikalische Länge der Leitungen verwendet wird. Eine gleichzeitige Optimierung der Transportnetzpfade könnte den Kapazitätsbedarf im Transportnetz zwar zusätzlich senken, diese müsste aber konsequenterweise auch die Transportpfadwahl im fehlerfreien Fall beinhalten. Solche Optimierungen wären aufgrund ihrer Komplexität mit der verfügbaren Rechenleistung nicht in akzeptabler Zeit lösbar. Hinzu kommt, dass die Ausfalltests nur zu definierten Simulationszeitpunkten erfolgen, wodurch die benötigten Transportleitungskapazitäten mit den Optimierungen ohnehin nur abgeschätzt werden können.

Ergebnis einer Simulation ist zum einen der Kapazitätsbedarf im fehlerfreien Betrieb, sowie zum anderen die maximalen Kapazitätswerte auf allen Leitungen, welche aus dem simulierten, fehlerfreien Betrieb und den Ergebnissen aller Ausfalltests bestimmt werden. Das Routing der Transportpfade und die Optimierungsmodelle für die Ausfalltests werden nun im Folgenden für die einzelnen Konzepte erläutert.

Doppelter Pfadschutz im Transportnetz

In den Simulationen für das Referenzkonzept werden jedem logischen Link drei paarweise kantendisjunkte Transportpfade mit insgesamt kürzester Länge zugeordnet, welche mit dem Algorithmus aus [Bha99] berechnet werden. Das Referenzkonzept wird in zwei verschiedenen Varianten untersucht.

In der ersten Variante wird ein doppelter, dedizierter Pfadschutz (1+1+1-Schutz) im Transportnetz angenommen, wodurch jeder Kanal eines Links jeweils eine Kapazität auf den Leitungen der drei Transportpfade beansprucht. Die zweite Variante nutzt ein 1+1+SBPP-Verfahren. Der geteilte Schutzpfad von einem Link ist dabei jeweils der längste der drei disjunkten Pfade. Die minimal erforderlichen Kapazitäten für die geteilten Schutzpfade werden nach jeder Änderung im Transportnetz auf allen Leitungen neu berechnet und so bestimmt, dass alle Kanäle der Links zu jeder Zeit gegen Zweifach-Transportleitungsausfälle geschützt sind.

Beide Varianten garantieren einen Ausfallschutz gegen jegliche Zweifach-Transportleitungsausfälle. Der Kapazitätsbedarf des Referenzkonzepts ändert sich bei Ausfällen nicht, weswegen bei den entsprechenden Simulationen keine Ausfalltests benötigt werden.

Pfadschutz im Transportnetz mit einer Wiederherstellung durch das Overlay-Netz bei Ausfällen von Link-Ressourcen

Im fehlerfreien Betrieb setzt das Konzept aus Abschnitt 5.3.2 einen dedizierten Pfadschutz (1+1-Schutz) im Transportnetz voraus, wodurch in den zugehörigen Simulationen jedem Link das jeweils kürzeste kantendisjunkte Transportpfadpaar zugeordnet wird. Nach dem Ausfall von zwei Transportleitungen reagiert das Overlay-Netz mit einer Wiederherstellung der dadurch unterbrochenen Verbindungen, wodurch weitere Links angefordert werden können. Somit untersuchen die Ausfalltests zu definierten Simulationszeitpunkten alle möglichen Kombinationen von Zweifach-Transportleitungsausfällen und berechnen damit den nötigen Kapazitätsbedarf auf allen Transportleitungen.

Bei einem Ausfalltest werden die zusätzlich benötigten Kapazitäten im Transportnetz bedingt durch den Ausfall der Transportleitungen o_1 und o_2 mit der Lösung eines Optimierungsproblems abgeschätzt, welches durch das folgende Optimierungsmodell *RWDAzT(o_1,o_2)* beschrieben wird.

Zuerst werden nach dem simulierten Ausfall alle verfügbaren Links $l \in \mathcal{L}$ bestimmt. Nachdem die Transportleitungen o_1 und o_2 aus dem Transportleitungsgraphen entfernt wurden, wird für alle Overlay-Knotenpaare überprüft, ob für deren Link l ein kürzestes, kantendisjunktes Transportpfadpaar qq_l gefunden werden kann. Ist dies der Fall, ist der Link l nach dem Ausfall verfügbar, und neue Kanäle verwenden nun das Transportpfadpaar qq_l.

Daraufhin werden für jede betroffene Verbindung $d \in \mathcal{D}^*$ mögliche neue Overlay-Pfade $p \in \mathcal{P}_d$ über die verfügbaren Links bestimmt. Für jeden dieser Pfade existiert eine binäre Variable $\nu_{d,p}$. Durch die Bedingungen (5.3) ist sichergestellt, dass die Lösung der Optimierung genau einen Pfad für jede Verbindung festlegt.

Die ganzzahlige Variable η_l gibt an, wie viele neue Kanäle auf dem Link l für die Wiederherstellung angefordert werden müssen. Die Bedingungen (5.3) sorgen dafür, dass ausreichend Kapazitäten für die neuen Overlay-Pfade der betroffenen Verbindungen vorhanden sind. Dabei werden auf jedem Link l auch die freien Kapazitäten $u(l)$ berücksichtigt, welche nach dem Ausfall ohne die unterbrochenen Verbindungen (*stub-release*) vorhanden sind. Die Zielfunktion (5.5) der Optimierung minimiert schließlich die Anzahl der zusätzlichen Transportkapazitäten, welche für die Wiederherstellung der unterbrochenen Pfade benötigt werden.

Problem *RWDAzT(o_1,o_2)* $\forall o_1,o_2 \in \mathcal{O} : o_1 < o_2$
Routing neuer Overlay-Pfade zur **W**iederherstellung unterbrochener Verbindungen
und **D**imensionierung der dafür benötigten Link-Ressourcen
nach dem **A**usfall **z**weier **T**ransportleitungen o_1 und o_2
mit minimaler Anzahl an zusätzlichen Transportkapazitäten

Mengen:

$\mathcal{D}^*$: Betroffene Verbindungen

$\mathcal{L}$: Verfügbare Links nach dem Ausfall

$\mathcal{P}_d$: Mögliche neue Overlay-Pfade für die Verbindung $d \in \mathcal{D}^*$

Konstanten:

$u(l)$: Freie Kapazität auf Link $l \in \mathcal{L}$ nach dem Ausfall

qq_l : Kantendisjunktes Transportpfadpaar für Link $l \in \mathcal{L}$ ohne die Transportleitungen o_1 und o_2

$W(qq_l)$: Anzahl der Transportkapazitäten für einen Kanal auf Link $l \in \mathcal{L}$ mit Transportpfadpaar qq_l

Variablen:

$$\nu_{d,p} \in \{0;1\}, \quad \forall d \in \mathcal{D}^*, p \in \mathcal{P}_d \tag{5.1}$$

$$\eta_l \in \{0;1;2;\dots\}, \quad \forall l \in \mathcal{L} \tag{5.2}$$

Bedingungen:

$$1 = \sum_{p \in \mathcal{P}_d} \nu_{d,p}, \quad \forall d \in \mathcal{D}^* \tag{5.3}$$

$$k \cdot \eta_l + u(l) \geq r \cdot \sum_{d \in \mathcal{D}^*} \sum_{p \in \mathcal{P}_d : l \in p} \nu_{d,p}, \quad \forall l \in \mathcal{L} \tag{5.4}$$

Zielfunktion:

$$\min \sum_{l \in \mathcal{L}} \eta_l \cdot W(qq_l) \tag{5.5}$$

Pfadschutz im Transportnetz mit temporärem Pfadschutz im Overlay-Netz bei verwundbaren Link-Ressourcen

Auch bei dem in Abschnitt 5.3.3 entwickelten Konzept besteht im fehlerfreien Betrieb ein dedizierter Pfadschutz (1+1-Schutz) im Transportnetz. Folglich unterscheiden sich die Simulationen, abgesehen von den Ausfalltests, nicht von denen des vorherigen Konzepts. Dementsprechend wird jedem Link wiederum das jeweils kürzeste kantendisjunkte Transportpfadpaar zugeordnet, welches die angeforderten Kanäle in der Simulation bedient.

Nach einem Ausfall einer Transportleitung reagiert das Overlay-Netz, indem es versucht, die verwundbaren Verbindungen zu schützen. Demzufolge werden in den Ausfalltests alle Einfach-Transportleitungsausfälle untersucht, um die erforderlichen Kapazitäten auf den Transportleitungen abzuschätzen. Bei einem Ausfalltest bezüglich der Transportleitung $o \in \mathcal{O}$ und einem definierten Simulationszeitpunkt wird ein Optimierungsproblem gelöst, das anhand dem Optimierungsmodell *RtDAeT(o)* erzeugt wird.

Nach dem Ausfall der Transportleitung o können die vorhandenen Links in zwei Mengen unterteilt werden. Die Menge $\mathcal{L}^*$ beinhaltet dabei die nun verwundbaren Links und die Menge $\mathcal{L}'$ die weiterhin im Transportnetz geschützten Links. Die Verbindungen aus der Menge $\mathcal{D}^*$ nutzen verwundbare Links und sollen jeweils durch die Optimierung einen temporären Overlay-Schutzpfad erhalten. Für diese Overlay-Schutzpfade kann der Bandbreitenhändler für beliebige Overlay-Knotenpaare ungeschützte Links anfordern, welche in der Menge $\mathcal{L}^+$ zusammengefasst werden. Zu diesem Zweck wird nach dem Entfernen der Transportleitung o der jeweils kürzeste Transportpfad q_l für jeden Link $l \in \mathcal{L}^+$ berechnet. Zusätzlich wird für jede Verbindung $d \in \mathcal{D}^*$ eine Reihe an möglichen Overlay-Schutzpfaden bestimmt, welche die Menge $\mathcal{P}_d$ bilden. Dabei ist zu beachten, dass diese Pfade nicht über verwundbare Links $l \in \mathcal{L}^*$ geroutet werden dürfen, da hier eine Disjunktheit zum Arbeitspfad im Transportnetz nicht garantiert werden kann.

Der Optimierer bestimmt durch die binären Variablen $\nu_{d,p}$ für jede Verbindung $d \in \mathcal{D}$ mit Hilfe der Bedingungen (5.8) genau einen Overlay-Schutzpfad $p \in \mathcal{P}_d$. Dafür stehen ihm zum einen die freien Ressourcen $u(l)$ auf den weiterhin geschützten Links $l \in \mathcal{L}'$ (Bedingungen (5.9)) und zum anderen die neuen Ressourcen der ungeschützten Links $l \in \mathcal{L}^+$ (Bedingungen (5.10)) zur Verfügung. Wie viele Kanäle auf einem ungeschützten Link $l \in \mathcal{L}^+$ benötigt werden, legt dabei die ganzzahlige Variable η_l fest. Das Ziel der Optimierung ist gegeben durch die Funktion (5.11), welche den zusätzlichen Ressourcenbedarf durch die angeforderten ungeschützten Links im Transportnetz minimiert.

Problem *RtDAeT(o)* $\forall o \in \mathcal{O}$
Routing der **t**emporären Overlay-Schutzpfade und
Dimensionierung der dafür benötigten ungeschützten Link-Ressourcen
nach dem **A**usfall **e**iner **T**ransportleitung o
mit minimaler Anzahl zusätzlicher Transportkapazitäten

Mengen:

$\mathcal{D}^*$	:	Verbindungen, die über Links $l \in \mathcal{L}^*$ verlaufen
$\mathcal{L}^*$	:	Durch den Ausfall verwundbare Links
$\mathcal{L}'$	:	Nicht betroffene, geschützte Links
$\mathcal{L}^+$	:	Potentiell zusätzliche, ungeschützte Links
$\mathcal{P}_d$	:	Mögliche, temporäre Overlay-Schutzpfade für die Verbindung $d \in \mathcal{D}^*$

Konstanten:

$u(l)$	:	Freie Kapazität auf Link $l \in \mathcal{L}'$ nach dem Ausfall
q_l	:	Transportpfad von Link $l \in \mathcal{L}^+$ disjunkt zur Transportleitung o
$W(q_l)$	:	Anzahl der Transportkapazitäten, benötigt für einen Kanal auf Link $l \in \mathcal{L}^+$ mit Transportpfad q_l

Variablen:

$$\nu_{d,p} \in \{0;1\}, \quad \forall d \in \mathcal{D}^*, p \in \mathcal{P}_d \tag{5.6}$$

$$\eta_l \in \{0;1;2;\dots\}, \quad \forall l \in \mathcal{L}^+ \tag{5.7}$$

Bedingungen:

$$1 = \sum_{p \in \mathcal{P}_d} \nu_{d,p}, \quad \forall d \in \mathcal{D}^* \tag{5.8}$$

$$u(l) \geq r \cdot \sum_{d \in \mathcal{D}^*} \sum_{p \in \mathcal{P}_d : l \in p} \nu_{d,p}, \quad \forall l \in \mathcal{L}' \tag{5.9}$$

$$k \cdot \eta_l \geq r \cdot \sum_{d \in \mathcal{D}^*} \sum_{p \in \mathcal{P}_d : l \in p} \nu_{d,p}, \quad \forall l \in \mathcal{L}^+ \tag{5.10}$$

Zielfunktion:

$$\min \sum_{l \in \mathcal{L}^+} \eta_l \cdot W(q_l) \tag{5.11}$$

Pfadschutz mit Rekonfiguration im Overlay-Netz basierend auf SRLG-Informationen

Bei der Simulation mit dem Ausfallsicherheitskonzept aus Abschnitt 5.3.4 erhält jedes Overlay-Knotenpaar einen ungeschützten Link im Overlay-Netz. Jedem Link wird dabei der entsprechende, kürzeste Transportpfad im Transportnetz zugeordnet. Jede Verbindung erhält einen Overlay-Arbeits- und Overlay-Schutzpfad, welche kantendisjunkt sowohl im Overlay-Netz als auch im Transportnetz sind. Durch die Overlay-Schutzpfade steigt die Verkehrsbelastung auf den logischen Links. Dementsprechend müssen die Verkehrsparameter für die Berechnung der Kanalabbauzustände (siehe Abschnitt 3.3.2) angepasst werden. Dazu dient vereinfachend folgende Abschätzung: Für jedes Knotenpaar werden alle möglichen Umwege (Overlay-Pfade mit mindestens einem Overlay-Transitknoten) bestimmt und der entsprechende Verkehrsangebotswert gleichmäßig auf diese Umwege verteilt. Zur Berechnung der Kanalabbauzustände eines Links addiert sich zum Verkehrsangebotswert des zugehörigen Hauptverkehrs die Summe der Anteile aller Umwege, welche über diesen Link führen.

Ein Transportleitungsausfall zieht den Ausfall von logischen Links nach sich und löst eine Rekonfiguration des Overlay-Pfadschutzes der betroffenen Verbindungen aus. Damit die Verbindungen Zweifach-Transportleitungsausfälle überleben, reicht es aus, dass die Rekonfiguration nach dem ersten Ausfall erfolgreich ist. Deshalb betrachten die Ausfalltests zu definierten Simulationszeitpunkten lediglich alle Einfach-Transportleitungsausfälle. Die Rekonfiguration nach einem simulierten Ausfall wird durch die Lösung des jeweiligen Optimierungsproblems bestimmt, welches durch das Optimierungsmodell *RRDAeT(o)* beschrieben wird.

Bevor eine Optimierung für den Ausfall der Transportleitung o gestartet werden kann, werden für die betroffenen Links neue kürzeste Transportpfade berechnet, sodass danach jeder Link $l \in \mathcal{L}$ einen Transportpfad q_l besitzt, der disjunkt zur Transportleitung o ist. Für alle betroffenen Verbindungen $d \in \mathcal{D}^*$ werden anschließend mögliche Kandidaten $p \in \mathcal{P}_d$ für die Overlay-Schutzpfade bestimmt, die keine gemeinsamen Transportleitungen mit dem aktuell aktiven Overlay-Arbeitspfad haben.

Die Variablen, Bedingungen und die Zielfunktion des Optimierungsmodells sind identisch mit denen des Optimierungsmodells *RWDAzT(o_1,o_2)*, mit dem einzigen Unterschied, dass den neuen Links nicht Transportpfadpaare sondern Transportpfade zugeordnet sind. Weiterhin ist zu beachten, dass die freie Kapazität $u(l)$ auf den vorhandenen Kanälen der nicht betroffenen Links auch die Kapazitäten der unterbrochenen Overlay-Pfade mit einschließt (*stub-release*). Ergebnis der Optimierung ist die Anzahl der zusätzlichen Transportkapazitäten, welche notwendig für die Rekonfiguration der Overlay-Schutzpfade sind.

Problem *RRDAeT(o)* $\forall o \in \mathcal{O}$
Routing neuer Overlay-Schutzpfade für die **R**ekonfiguration und
Dimensionierung der dafür benötigten Link-Ressourcen
nach dem **A**usfall **e**iner **T**ransportleitung o
mit minimaler Anzahl zusätzlicher Transportkapazitäten

Mengen:

$\mathcal{D}^*$: Verbindungen, deren Arbeits- oder Schutzpfade betroffen sind

$\mathcal{L}$: Menge aller Links

$\mathcal{P}_d$: Mögliche neue Overlay-Schutzpfade für die Verbindung $d \in \mathcal{D}^*$ mit disjunkten Transportleitungen zum aktuellen Arbeitspfad

Konstanten:

$u(l)$: Freie Kapazität auf Link $l \in \mathcal{L}$ nach dem Ausfall

q_l : Transportpfad für Link $l \in \mathcal{L}$ disjunkt zur Transportleitung o

$W(q_l)$: Anzahl der Transportkapazitäten für einen Kanal auf Link $l \in \mathcal{L}$ mit Transportpfad q_l

Variablen:

$$\nu_{d,p} \in \{0;1\}, \quad \forall d \in \mathcal{D}^*, p \in \mathcal{P}_d \tag{5.12}$$

$$\eta_l \in \{0;1;2;\dots\}, \quad \forall l \in \mathcal{L} \tag{5.13}$$

Bedingungen:

$$1 = \sum_{p \in \mathcal{P}_d} \nu_{d,p}, \quad \forall d \in \mathcal{D}^* \tag{5.14}$$

$$k \cdot \eta_l + u(l) \geq r \cdot \sum_{d \in \mathcal{D}^*} \sum_{p \in \mathcal{P}_d : l \in p} \nu_{d,p}, \quad \forall l \in \mathcal{L} \tag{5.15}$$

Zielfunktion:

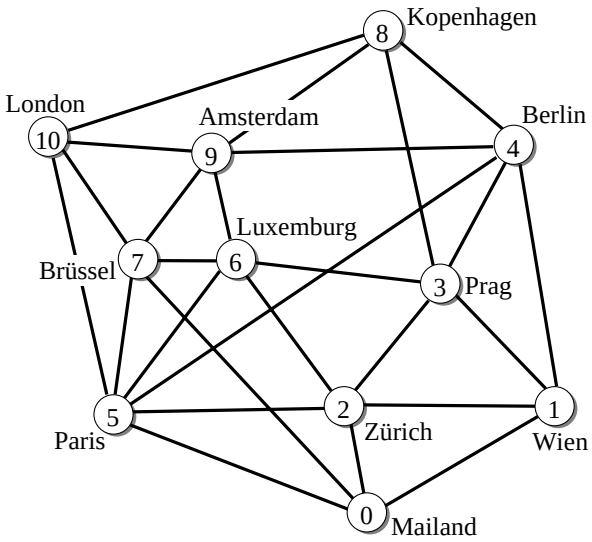
$$\min \sum_{l \in \mathcal{L}} \eta_l \cdot W(q_l) \tag{5.16}$$

5.4.2 Evaluationsparameter

Für den Vergleich der Kapazitätsanforderungen der vier Ausfallsicherheitskonzepte dienen Ergebnisse aus Simulationen mit den integrierten Ausfalltests. Die meisten verwendeten Simulationsparameter können aus den Tabellen 4.1 bis 4.3 entnommen werden. Abweichend davon wird ein Overlay-Netz mit elf Knoten und der inhomogenen Verkehrsmatrix aus Tabelle 4.4 verwendet, wobei zehn skalierte Versionen dieser Matrix untersucht werden, mit den Skalierungsfaktoren:

$$s \in \{0{,}5; 1; ...; 5\}$$

Die verwendete Transportnetztopologie mit den physikalischen Längen der 26 Transportleitungen ist in Abbildung 5.8 dargestellt. Diese entspricht einem theoretischen europäischen Elf-Knotennetz, welches zusammen mit der zugrunde liegenden Verkehrsmatrix in [BCD+99] definiert wird.



Leitung	Länge	Leitung	Länge
0-1	820	0-2	320
0-5	820	0-7	930
1-2	730	1-3	320
1-4	660	2-3	565
2-5	600	2-6	350
3-4	340	3-6	730
3-8	740	4-5	1090
4-8	390	4-9	660
5-6	400	5-7	300
5-10	450	6-7	220
6-9	390	7-9	210
7-10	390	8-9	760
8-10	1310	9-10	550

Längen in Kilometer

Abbildung 5.8: Transportnetztopologie mit den physikalischen Längen der Transportleitungen aus [BCD+99]

Um die Rechenzeit der Simulationen mit den integrierten Ausfalltests zu verkürzen, sind in den Optimierungen nur neue Overlay-Pfade mit einer maximalen Anzahl von zwei Hops zugelassen. Nach der Einschwingphase t_{ein} werden alle $t_{\text{test}} = 100\,\text{ZE}$ Ausfalltests durchgeführt. Dadurch ergeben sich bei einem Simulationslauf zehn Simulationszeitpunkte mit Ausfalltests, wobei je nach Konzept zu einem Simulationszeitpunkt 26 (Einfach-Kantenfehler) oder gar 325 (Zweifach-Kantenfehler) Optimierungen berechnet werden. Zusammen mit den zehn Variationen der Verkehrsmatrix und den jeweils $z = 20$ Simulationsläufen sind für die nachfolgenden Ergebnisse insgesamt 754.000 Optimierungsprobleme mit einer Gesamtrechenzeit von etwa vier Monaten gelöst worden.

5.4.3 Vergleich der Transportkapazitätsanforderungen

Die Ergebnisse der Simulationen mit den integrierten Ausfalltests zeigen die Abbildungen 5.9 und 5.10. Erstere veranschaulicht den Transportkapazitätsbedarf der untersuchten Konzepte im fehlerfreien Netzbetrieb. Das Diagramm stellt neben der Summe der mittleren Anzahl genutzter Transportkapazitäten auf allen Transportleitungen auch die Summe der jeweils kleinsten und größten Werte dar, die in den Simulationen aufgetreten sind. Es zeigt sich, dass der Kapazitätsbedarf bei allen Konzepten nahezu linear mit dem Verkehrsskalierungsfaktor ansteigt.

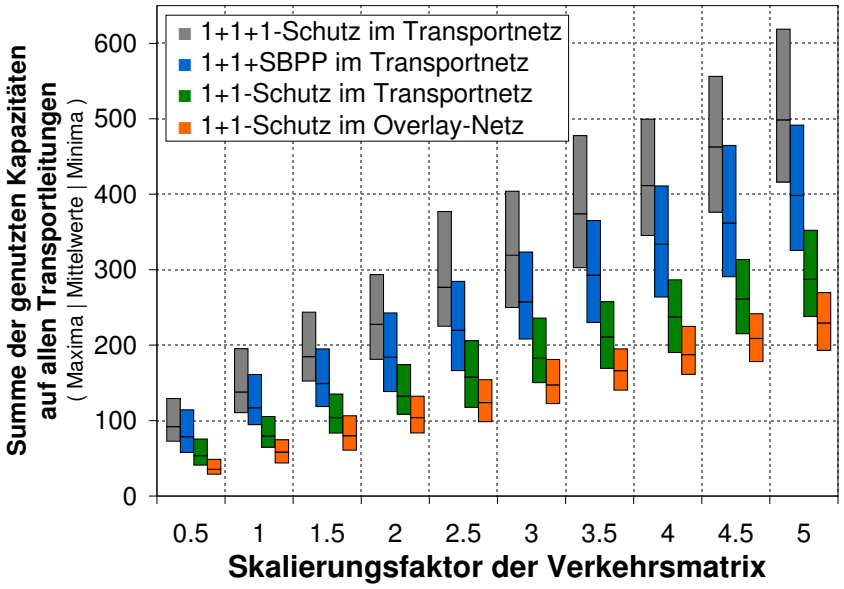


Abbildung 5.9: Vergleich der benötigten Transportkapazitäten im fehlerfreien Betrieb für die unterschiedlichen Ausfallsicherheitskonzepte abhängig von dem Skalierungsfaktor der Verkehrsmatrix

Für das Referenzkonzept mit einem doppelten Pfadschutz im Transportnetz sind jeweils zwei Ergebnisse dargestellt, einmal mit einem dedizierten doppelten Pfadschutz (1+1+1-Schutz) und einmal mit einem 1+1+SBPP-Verfahren. Durch das Teilen der Transportkapazitäten der geteilten Schutzpfade können etwa 20 Prozent der Kapazitäten eingespart werden.

Die Konzepte, definiert in den Abschnitten 5.3.2 und 5.3.3, setzen im fehlerfreien Netzbetrieb jeweils einen einfachen dedizierten Pfadschutz (1+1-Schutz) im Transportnetz ein und reduzieren damit den Kapazitätsbedarf zusätzlich um etwa den gleichen Betrag. Wie erwartet benötigt somit der 1+1+1-Schutz fast die doppelte Transportkapazität gegenüber einem 1+1-Schutz.

Wird der 1+1-Schutz nicht im Transportnetz sondern im Overlay-Netz mit Hilfe der SRLG-Informationen realisiert, werden im fehlerfreien Netzbetrieb etwa 20 Prozent weniger Transportkapazitäten genutzt. Dies liegt zum einen daran, dass durch die

höhere Auslastung der Link-Systeme infolge der zusätzlichen Overlay-Schutzpfade die Ressourceneffizienz steigt (Bündelungsgewinn), zum anderen kann durch die feinere Granularität der Verbindungsbitraten die Verkehrslast gleichmäßiger über das gesamte Netz verteilt werden.

In Abbildung 5.10 ist die jeweilige Anzahl der benötigten Transportkapazitäten dargestellt, welche abhängig vom Ausfallsicherheitskonzept und dem Skalierungsfaktor benötigt werden, damit alle Verbindungen zu den Testzeitpunkten jegliche Zweifach-Transportleitungsausfälle überleben. Die Werte für das Referenzkonzept sind die entsprechenden Maximalwerte aus dem Diagramm von Abbildung 5.9, da hier keine Ausfalltests notwendig sind. Die Werte der anderen Konzepte resultieren aus den Optimierungen der entsprechenden Ausfalltests.

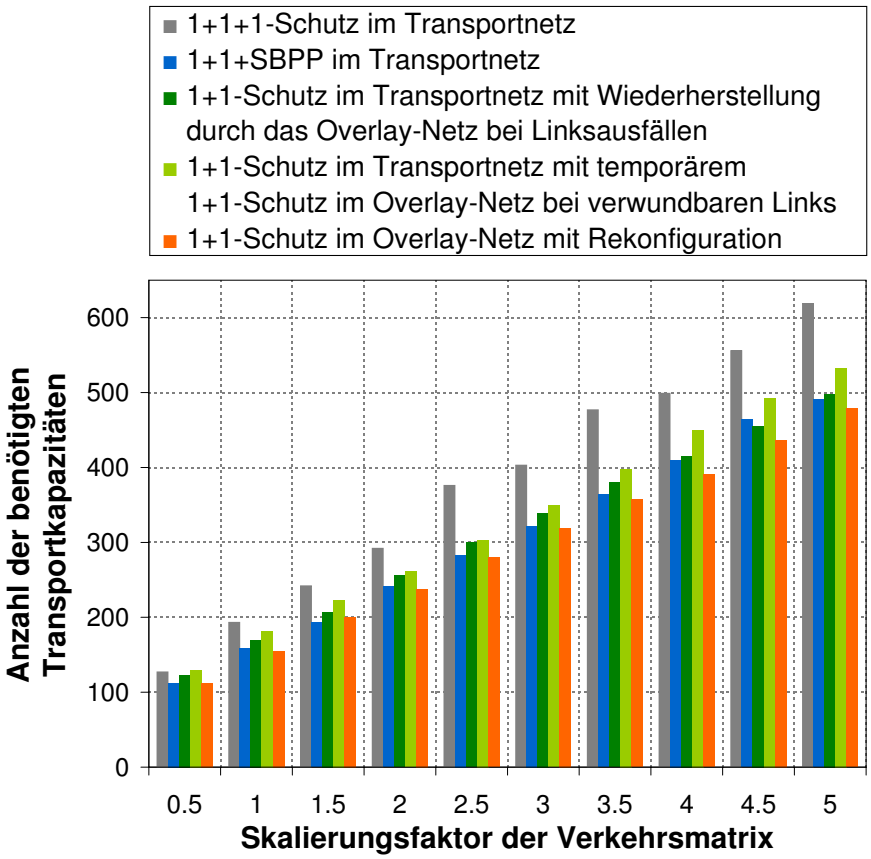


Abbildung 5.10: Vergleich der maximal benötigten Transportkapazitäten bei Zweifach-Transportleitungsausfällen für die unterschiedlichen Ausfallsicherheitskonzepte abhängig von dem Skalierungsfaktor der Verkehrsmatrix

Die Ergebnisse zeigen, dass ausgenommen vom 1+1+1-Schutz im Transportnetz die Verfahren einen sehr ähnlichen Kapazitätsbedarf haben, damit alle Verbindungen Zweifach-Transportleitungsausfälle überleben. Der relative Unterschied zwischen diesen Verfahren sinkt überdies im Allgemeinen mit ansteigendem Skalierungsfaktor.

Das Konzept mit einem 1+1-Schutz im Transportnetz und einer Wiederherstellung der Overlay-Pfade nach einem Linkausfall (dunkelgrün) benötigt zumeist etwas mehr Transportkapazitäten als das 1+1+SBPP-Verfahren (blau) im Transportnetz. Zwar haben normalerweise Wiederherstellungsverfahren einen geringeren Kapazitätsbedarf als (geteilte) Schutzverfahren, jedoch sind hier nach einer Wiederherstellung aufgrund von zwei Transportleitungsausfällen alle Overlay-Pfade zwangsläufig auch gegen einen dritten Ausfall geschützt. Dies ist bei einem 1+1+SBPP-Verfahren im Transportnetz nicht der Fall und erklärt somit den etwas höheren Kapazitätsbedarf der Wiederherstellung.

Nach dem 1+1+1-Schutz im Transportnetz (grau) beansprucht das Konzept mit einem temporären Overlay-Schutz (hellgrün) die meisten Transportkapazitäten. Durch das Teilen der Ressourcen schneidet das 1+1+SBPP-Verfahren hier 7 bis 16 Prozent besser ab.

Den geringsten Kapazitätsbedarf hat in den Untersuchungen für fast alle Skalierungsfaktoren das Konzept mit dem rekonfigurierbaren Overlay-Schutz. Obwohl das Verfahren ausschließlich dedizierte Schutzpfade verwendet ist es um bis zu 6 Prozent besser als das 1+1+SBPP-Verfahren. Grund dafür ist wiederum der größere Bündelungsgewinn und die feinere Granularität der Overlay-Schutzpfade. Durch ein Teilen der für die Overlay-Schutzpfade reservierten Link-Ressourcen könnte mit diesem Konzept der Kapazitätsbedarf zusätzlich gesenkt werden. Zusammen mit der Rekonfiguration und der Einhaltung der SRLG-Bedingungen würde aber dies die Komplexität des Verfahrens weiter erhöhen.

In den gezeigten Untersuchungen sind alle Verbindungen Teil der höchsten Ausfallsicherheitsklasse „Gold“. Im Gegensatz zum Referenzkonzept (1+1+1-Schutz oder 1+1+SBPP) können bei den übrigen Konzepten die Verbindungen in unterschiedliche Ausfallsicherheitsklassen unterteilt werden. Abhängig von der Aufteilung in die möglichen Klassen ist es damit bei diesen Konzepten möglich, den Transportkapazitätsbedarf weiter zu senken. Dies ist im Rahmen dieser Arbeit jedoch nicht näher untersucht worden.

5.5 Zusammenfassung

Dieses Kapitel hat sich damit befasst, wie Verbindungen im Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers gegen Ausfälle im Transportnetz gesichert werden können. Dafür wurden zuerst Grundkonzepte von Ausfallsicherheitsmechanismen vorgestellt und bestehende, mehrschichtige Mechanismen für Netze mit statischen oder dynamischen Link-Rerssourcen aufgezeigt. Daraufhin wurden vier verschiedene, zum Teil mehrschichtige Ausfallsicherheitskonzepte definiert beziehungsweise entwickelt, die es ermöglichen, dass Verbindungen im Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers selbst mehrere Transportleitungsausfälle überstehen. Der wahrscheinlichere Fall eines einzelnen Transportleitungsfehlers wird dabei bei allen Konzepten durch einen, in der Praxis häufig verwendeten, dedizierten Pfadschutz entweder im Transportnetz oder im Overlay-Netz realisiert.

Zwar kann eine nahezu unterbrechungsfreie Reaktion auch bei einem zweiten Transportleitungsausfall durch einen doppelten dedizierten Pfadschutz ausschließlich im Transportnetz gewährleistet werden, jedoch erfordert dies im Mittel eine vierfache Kapazitätsredundanz im Transportnetz. Um die benötigte, redundante Kapazität zu verringern, erlaubt eine zweite Variante dieses Schutzkonzepts, dass sich sekundäre Schutzpfade gemeinsame Ressourcen teilen. Dies bewirkt zwar eine etwas längere Reaktionszeit im zweiten Fehlerfall, jedoch kann so die Redundanz um etwa ein Viertel reduziert werden, ohne den Schutz gegen alle Zweifach-Transportleitungsausfälle zu verlieren.

Ein ausschließlicher Schutz im Transportnetz kann zum einen die Verbindungen nicht gegen Ausfälle im Overlay-Netz absichern, zum anderen werden alle Verbindungen im Fehlerfall gleichermaßen behandelt, selbst wenn die kostenintensive hohe Verfügbarkeit nicht für alle Verbindungen notwendig ist. Ist der Overlay-Netzbetreiber teilweise oder ganz für den Schutz oder die Wiederherstellung der Verbindungen im Fehlerfall zuständig, können diese in verschiedene Ausfallsicherheitsklassen eingeteilt werden. Abhängig von dieser Aufteilung kann so die Kapazitätsredundanz im Transportnetz weiter verringert werden. Dies wird im Allgemeinen zu geringeren Kanalmietkosten für den Bandbreitenhändler führen.

Für die drei verbleibenden mehrschichtigen Ausfallsicherheitskonzepte wurde deshalb die Verantwortung für die Sicherung der Verbindungen stufenweise vom Transportnetz auf das Overlay-Netz übertragen. Dies erlaubt zwar eine Differenzierung der Verbindungen anhand ihrer Ausfallsicherheitsklasse, erhöht jedoch die dafür notwendige Interaktion zwischen den Netzschichten. Die Eigenschaften der vorgestellten Konzepte wurden in Tabelle 5.1 gegenübergestellt und deren Reaktionszeiten abhängig vom Fehlerfall qualitativ miteinander verglichen. Um abschätzen zu können, welche Kapazitätsanforderungen die entwickelten Konzepte an das Transportnetz stellen, wurde jeweils ein fehlerfreier Netzbetrieb simuliert und zusätzlich an definierten Zeitpunkten relevante Ausfalltests durchgeführt. Je nach Ausfallsicherheitskonzept wurden hierfür entsprechende ganzzahlige mathematische Optimierungsprogramme ausgearbeitet.

Der Vergleich der Ergebnisse zeigt, dass die verschiedenen Konzepte ähnliche Anforderungen an die Transportkapazität stellen, sofern alle Verbindungen der höchsten Ausfallsicherheitsklasse angehören, und somit alle Verbindungen jegliche Zweifach-Transportleitungsausfälle überleben sollen. In den Untersuchungen hatte dabei das Konzept mit einem 1+1-Pfadschutz im Overlay-Netz mit Rekonfiguration im Fehlerfall stets die geringsten Kapazitätsanforderungen. Vergleicht man zusätzlich die Konzepte im fehlerfreien Betrieb, konnte durch das selbe Konzept der Kapazitätsbedarf gegenüber dem Konzept mit einem doppelten dedizierten Pfadschutz im Transportnetz in etwa halbiert werden. Damit der Bandbreitenhändler jedoch sicherstellen kann, dass die Overlay-Schutzpfade zum jeweiligen Arbeitspfad disjunkte Transportleitungen nutzen, muss der Transportnetzbetreiber der Overlay-Netzsteuerung SRLG-Informationen für die logischen Links bereitstellen

6 Zusammenfassung

Mit der Einführung intelligenter Transportnetze wird der Netzbetrieb in Zukunft in vielen Bereichen automatisiert. Damit können die Kunden der Transportnetzbetreiber über standardisierte Netzschnittstellen Übertragungskapazitäten anfordern, die durch eine intelligente Steuerungsebene zeitnah bereitgestellt werden. Zusätzlich ergeben sich durch die Automatisierung Einsparpotentiale bei den Betriebskosten der Transportnetze und schließlich werden auch neue Geschäftsmodelle ermöglicht.

In dieser Arbeit wurde das neue Geschäftsmodell des Bandbreitenhändlers näher betrachtet, der als Zwischenhändler zwischen Transportnetzbetreiber und Kunde auftritt. Er ist zwar ebenfalls ein Netzbetreiber, besitzt jedoch keine eigenen Transportressourcen zwischen seinen Standorten. Stattdessen mietet er sich, dynamisch angepasst an seinen Bedarf, Übertragungsressourcen von den Transportnetzbetreibern an und stellt sie in kleineren Einheiten seinen Kunden zur Verfügung.

Aufgrund der Tatsache, dass für die aufeinander aufbauenden Netzschichten unterschiedliche Betreiber verantwortlich sind, muss davon ausgegangen werden, dass der Bandbreitenhändler keine Zustands- und Routing-Informationen über das Transportnetz besitzt und sein Netz somit als Overlay-Netz angesehen werden kann. Auch der Transportnetzbetreiber hat kein Wissen über die Verbindungen und deren Routing im Netz des Bandbreitenhändlers. Über das Preismodell für die Miete der Transportkanäle kann der Transportnetzbetreiber jedoch indirekt Einfluss auf das Mietverhalten des Bandbreitenhändlers nehmen.

Aus diesem Grund wurde in dieser Arbeit ein einfaches aber funktionales Mietpreismodell definiert, bestehend aus einer Gebühr je Kanalaufbau und einem Preisanteil, der linear abhängig von der Mietzeit der Kanäle ist. Damit schafft der Transportnetzbetreiber Anreize für den Bandbreitenhändler, so dass dieser die Transportressourcen effizient nutzt aber zugleich eine zu häufige Anpassung der Link-Ressourcen vermeiden wird.

Basierend auf diesem Preismodell wurden im ersten Teil dieser Arbeit nicht vernetzte, logische Linksysteme mit dynamischer Ressourcenanpassung betrachtet. Für das betrachtete Verkehrsmodell mit gedächtnislosem Erlang-Verkehr wurde dabei ein Kanalmietverhalten entwickelt, um das Verkehrsangebot bedienen und gleichzeitig die Kanalmietkosten minimieren zu können. Anhängig von den Verkehrsklassen-, Kanalklassen- und Preismodellparametern werden hierbei Verbindungszustände für die jeweiligen Kanäle bestimmt, die den Abbau der zugehörigen Kanäle auslösen.

Mit den Ergebnissen umfangreicher Analysen wurde der Zusammenhang zwischen den verschiedenen Parametern, der Linkdynamik und den daraus resultierenden,

mittleren Mietkosten aufgezeigt. Durch einen proaktiven Kanalaufbau konnte zudem nicht nur die Wartewahrscheinlichkeit und die mittlere Wartezeit bei einem verzögerten Kanalaufbau reduziert werden, sondern es konnte damit auch die Robustheit gegenüber Verkehrsfehlschätzungen verbessert werden. Der Vergleich mit einem optimalen Kanalmietverhalten bei einer exakten Verkehrsvorhersage zeigt, dass in den betrachteten Szenarien das entwickelte Kanalmietverhalten maximal fünf Prozent von der theoretischen, unteren Grenze entfernt ist.

Im nächsten Schritt wurden im zweiten Teil dieser Arbeit die einzelnen Linksysteme zu einem Overlay-Netz zusammengefügt. Durch die Entwicklung eines dezentralen Routing-Verfahrens konnten vorhandene freie Kapazitäten im Overlay-Netz so für die Verbindungen nutzbar gemacht werden, dass die dynamischen Link-Ressourcen stärker ausgelastet und deren Mietkosten weiter reduziert wurden. Das Routing der Verbindungen im Overlay-Netz basiert dabei auf einer auslastungsabhängigen Gewichtung der logischen Links.

Die Ergebnisse ausführlicher Simulationen haben ergeben, dass in den untersuchten Szenarien bis zu 20 Prozent der Mietkosten durch das entwickelte Routing-Verfahren eingespart werden konnte. Zusätzlich wurde eine einfache Abschätzung entworfen, mit dessen Hilfe die Anzahl der Kanalschnittstellen an den Standorten des Bandbreitenhändlers so dimensioniert werden können, dass eine maximal zulässige Blockierungswahrscheinlichkeit für die Verbindungen nicht überschritten wird. In den zugehörigen Untersuchungen stellte sich heraus, dass mit einer proaktiven Kanalaufbaustrategie und einer Begrenzung der Routing-Pfade durch eine maximale Anzahl an Hops die Blockierungswahrscheinlichkeit zum Teil erheblich verringert werden konnte.

Weitere Untersuchungen haben sich mit dem Einfluss der Overlay-Netzgröße und der Verkehrsangebotsaufteilung im Overlay-Netz befasst. Bei homogenen Verkehrsmatrizen haben sich ab einer Anzahl von sieben Overlay-Knoten die mittleren Kosten für ein Linksystem nur noch wenig verändert und auch eine inhomogene Verkehrsaufteilung lieferte sehr ähnliche Gesamtnetzkosten im Vergleich zu einer homogenen Verkehrmatrix mit gleichem Gesamtverkehrsangebot.

Um die Performanz der Routing-Heuristik einschätzen zu können, wurden in der Arbeit mathematische Optimierungsmodelle entwickelt, mit deren Hilfe das Routing der Verbindungen gemeinsam mit dem Kanalmietverhalten bei einer exakten Verkehrsvorhersage kostenminimal bestimmt wird. In den untersuchten Szenarien war die heuristische Lösung im Mittel nur 10 bis 15 Prozent von der theoretischen, optimalen Grenze entfernt.

Der letzte Teil der Arbeit hat sich mit der Ausfallsicherheit in mehrschichtigen Netzen beschäftigt. Bedingt durch das stetige Wachstum der Netze und die immer komplexer werdenden Systeme steigt die Wahrscheinlichkeit, dass im Transportnetz mehrere Ausfälle zur gleichen Zeit auftreten. Um die Verbindungen im Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers dagegen abzusichern, wurden in der Arbeit vier verschiedene mehrschichtige Ausfallsicherheitskonzepte ausgearbeitet und miteinander verglichen.

Die Konzepte unterscheiden sich dabei in der Regelung, welcher Betreiber abhängig vom Netzzustand verantwortlich für die Sicherung der Verbindungen ist. Je mehr der Bandbreitenhändler für die Ausfallsicherheit zuständig ist, um so größer ist zwar der notwendige Informationsaustausch zwischen den Netzschichten, jedoch um so besser können die Verbindungen in verschiedene Ausfallsicherheitsklassen aufgeteilt werden. Damit lässt sich der Transportressourcenbedarf durch die Ausfallsicherung senken, wodurch im Allgemeinen die Mietkosten für den Bandbreitenhändler reduziert werden.

Für die Evaluation der Konzepte anhand der Kapazitätsanforderungen an das Transportnetz ist in der Arbeit eine neue Methode verwendet worden, die sich aus einer Kombination von Simulation und mehreren Optimierungsschritten zusammensetzt. Sollen alle Verbindungen im Overlay-Netz jegliche Zweifach-Transportleitungsausfälle überstehen können, sind die Kapazitätsanforderungen der Konzepte sehr ähnlich. Den geringsten Ressourcenbedarf hatte dabei ein 1+1-Pfadschutz mit Rekonfiguration im Overlay-Netz. Dieses Konzept erfordert jedoch, dass der Transportnetzbetreiber SRLG-Informationen für die logischen Links bereitstellt.

In der Arbeit wurden so gut wie keine technologie- und anwendungsspezifischen Eigenschaften berücksichtigt, um nahezu allgemeingültige Aussagen treffen zu können. Damit werden im konkreten Anwendungsfall eventuell Anpassungen an der Modellierung und der Realisierung notwendig, die neue Untersuchungen nach sich ziehen werden. Ein weiterer Aspekt, der in zukünftiger Analysen betrachtet werden sollte, ist die Robustheit des Routing-Verfahrens bei veralteten Linkzustandstabellen. Sind bei einer Verbindungsanfrage die Auslastungen der Links wegen kurzfristigen Änderungen oder Übertragungsfehlern bei der Signalisierung nicht aktuell, kann dies negative Auswirkungen auf die Performanz und die mittleren Kanalmietkosten haben.

Mit Bezug auf die vorgestellten, mehrschichtigen Ausfallsicherheitskonzepte könnten zukünftige Untersuchungen zeigen, welche konkreten Auswirkungen auf die Mietkosten eine Aufteilung der Verbindungen in die verschiedenen Ausfallsicherheitsklassen haben. Zusätzlich sollte bei den Konzepten auch der Informationsaustausch zwischen den Transportnetzbetreibern betrachtet werden, sofern die Transportpfade über mehrere Tansportnetze verlaufen.

Abkürzungen und Symbole

Abkürzungen

ASON *Automatic Switched Optical Network*
ASTN *Automatic Switched Transport Network*
ATM *Asynchronous Transfer Mode*
BoD *Bandwidth on Demand*
CAC *Call Admission Control*
CAPEX *CAPital EXpenditure*
CCAMP *Common Control And Measurement Plane*
CCI *Connection Controller Interface*
CR-LDP *ConstRaint-based Label Distribution Protocol*
CSPF *Constrained Shortest Path First*
E-NNI *External Network-Network Interface*
EXC *Electronic Cross Connect*
GbE *Gigabit-Ethernet*
GFP *Generic Framing Procedure*
GMPLS *Generalized Multi-Protocol Label Switching*
GSMP *General Switch Management Protocol*
IEEE *Institute of Electrical and Electronics Engineers*
IETF *Internet Engineering Task Force*
I-NNI *Internal Network-Network Interface*
IP *Internet Protocol*
IS-IS *Intermediate System to Intermediate System*
ITU *International Telecommunication Union*
L1VPN *Layer 1 Virtual Private Network*
LCAS *Link Capacity Adjustment Scheme*
LMP *Link Management Protocol*

LSA *Link State Advertisement*
MPLS *Multi-Protocol Label Switching*
NMI *Network Management Interface*
NMS *Network Management System*
OCC *Optical Connection Controller*
OEO *Optical-to-Electrical-to-Optical*
OIF *Optical Internetworking Forum*
OPEX *OPerational EXpenditure*
OSPF *Open Shortest Path First*
OTN *Optical Transport Network*
OXC *Optical Cross Connect*
PDH *Plesiochronous Digital Hierarchy*
PI *Physical Interface*
QoS *Quality of Service*
ROADM *Reconfigurable Optical Add-Drop Multiplexer*
RSVP *Resource reSerVation Protocol*
SAN *Storage Area Network*
SBPP *Shared Backup Path Protection*
SDH *Synchronous Digital Hierarchy*
SDM *Space Division Multiplexing*
SLA *Service Level Agreement*
SM *Statistical Multiplexing*
SRLG *Shared Risk Link Group*
SRLG-ID *SRLG-Identifier*
TDM *Time Division Multiplexing*
TE *Traffic Engineering*
UNI *User Network Interface*
VBP Verkehrsangebot-Bitraten-Produkt
VCAT *Virtual conCATenation*
VoIP *Voice-over-IP*
WDM *Wavelength Division Multiplexing*

Symbole

$\mathbf{0}$	Nullmatrix
$A = \lambda/\epsilon$	Verkehrsangebot
A_i	Abbauzustand von Kanal i
$\mathcal{A}_i$	Virtueller Abbauzustand von Kanal i bei mehreren Verkehrsklassen
B	Versatz der Kanalaufbaugrenze
$B(v)$	Versatz der Kanalaufbaugrenze bei Knoten v
$\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$	Mittlere Kosten für das ungenutze Halten von Kanal i
C_{S}	Kosten für den Aufbau eines Kanals
$\overline{c_{\mathrm{K}}}(i)$	Mittlere Mietkosten pro Zeit für den Kanal i
$\overline{c_{\mathrm{N}}}$	Mittlere Kanalmietkosten pro Zeit für ein Netz
$\overline{c_{\mathrm{E}}}$	Mittlere Kanalmietkosten pro Zeit für einen Link
c_{t}	Kostenanteil pro Zeit für die Miete eines Kanals
$\mathcal{D}$	Menge der Verbindungen
$\mathcal{D}^*$	Menge der betroffenen Verbindungen
$\mathcal{D}_e$	Aktive Verbindungen nach dem Ereignis e
d	Index für die Verbindungen
$\boldsymbol{E}$	Einheitsmatrix
$\mathcal{E}$	Menge der betrachteten Ereignisse
$\mathcal{E}^{\uparrow}$	Menge der Verbindungsaufbauereignisse
$\mathcal{E}^{\downarrow}$	Menge der Verbindungsabbauereignisse
e	Index für die Ereignisse
f	Relativer Schätzfehler
$f_{\mathrm{u}}^{(i)}(t)$	Wahrscheinlichkeitsdichte, dass Kanal i genau die Zeitspanne t ungenutzt ist
$g = k/r$	Granularität, Verhältnis der Kanalkapazität zur Verbindungsbitrate
GE	Universelle Geldeinheit
G_i	Maximaler Verbindungszustand, der mit Kanal i bedient werden kann; Grenzzustand von Kanal i
$\mathcal{G}_i$	Menge der Grenzzustände von Kanal i bei mehreren Verkehrsklassen
$\mathcal{G}_i\,(m)$	Menge der Grenzzustände von Kanals i für Verkehrsklasse m
$\boldsymbol{g}_q^{(i)}$	Grenzzustandsvektor an der Grenze zu Kanal i
$H_i = G_{i-1} + 1$	Minimaler Verbindungszustand, der den Kanal i erfordert
$\mathcal{H}_i$	Virtueller Zustand oberhalb der Kapazitätsgrenze zu Kanal i bei mehreren Verkehrsklassen
h	Anzahl der Hops eines Pfads
h_{max}	Maximal erlaubte Anzahl an Hops für einen Umweg
i	Index für die Kanäle
j	Index für die Kanalklassen
$K\,(C_{\mathrm{S}}\|c_{\mathrm{t}}\|k)$	Kanalklasse mit den Parametern C_{S}, c_{t} und k
KB	Kanalzustand „Kanal belegt“

KE	Universelle Kapazitätseinheit
KF	Kanalzustand „Kanal frei“
k	Übertragungskapazität eines Kanals
$k(l)$	Aktuelle Gesamtkapazität auf Link l
k_i	Übertragungskapazität von Kanal i
L	Anzahl der Links im Netz
$L = A \cdot r$	Verkehrsangebot-Bitraten-Produkt (VBP)
$\mathcal{L}$	Menge der Links
$\mathcal{L}^*$	Menge der verwundbaren Links nach einem Ausfall
$\mathcal{L}'$	Menge der weiterhin geschützten Links nach einem Ausfall
$\mathcal{L}^+$	Menge der ungeschützten Links für temporäre Overlay-Schutzpfade
l	Index für die Links
l_{D}	Direkter Link zwischen den Endknoten einer Verbindung
m	Index für die Verkehrsklassen
N	Maximale Anzahl an aktiven Verbindungen
$\mathcal{O}$	Menge der Transportleitungen
o	Index für die Transportleitungen
$\boldsymbol{P}$	Übergangsmatrix einer Markoff-Kette
$\mathcal{P}_d$	Mögliche Overlay-Pfade für die Verbindung d
$P_{\mathrm{A}}(A_i)$	Absorptionswahrscheinlichkeit von Abbauzustand A_i
P_{B}	Blockierungswahrscheinlichkeit
$P_{\mathrm{H}}(A_i)$	Absorptionswahrscheinlichkeit von Zustand H_i abhängig vom Abbauzustand A_i
$P_{\mathrm{k}}(i)$	Wahrscheinlichkeit für den Kanalzustand KB
$P_{\mathrm{on},i}$	Wahrscheinlichkeit für den aktiven Kanal i
$P_{\mathrm{u}}^{(i)}(t)$	Wahrscheinlichkeit, dass Kanal i innerhalb der Zeit t frei ist; Nebenbedingung: Zum Zeitpunkt $t = 0$ existiert Verbindungszustand G_{i-1}
$P_{\mathrm{v}}(x)$	Wahrscheinlichkeit für einen Verbindungszustand x
$P_{\mathrm{w}}(t_{\mathrm{S}},B)$	Wartewahrscheinlichkeit einer Verbindung abhängig von der Kanalaufbauzeit t_{S} und der um B Zustände herabgesetzten Kanalaufbaugrenze
p	Index für die Pfade
Q	Anzahl der Grenzzustände an der Kapazitätsgrenze eines Kanals
$\boldsymbol{Q}$	Fundamentalmatrix einer Markoff-Kette
q	Index für die Grenzzustände an der Kapazitätsgrenze eines Kanals
q_l	Transportpfad von Link l
qq_l	Kantendisjunktes Transportpfadpaar von Link l
R	Reservierte Kapazität auf den Links für deren Hauptverkehr
$R(l)$	Reservierte Kapazität auf Link l für dessen Hauptverkehr
r	(Effektive) Bitrate einer Verbindung
S	Anzahl der Schnittstellen an einem Standort
s	Skalierungsfaktor
$\boldsymbol{S}$	Übergangsmatrix in die absorbierenden Zustände
$\boldsymbol{T}$	Übergangsmatrix in die inneren Zustände

$t_{\mathrm{a}}^{(i)}$	Anfangszeitpunkt der Wartezeit der Verbindung i
$t_{\mathrm{e}}^{(i)}$	Endzeitpunkt der Wartezeit der Verbindung i
t_e	Zeitpunkt von Ereignis e
t_{ein}	Einschwingzeit der Simulation ohne Auswirkungen auf die Simulationsergebnisse
$t_{\mathrm{g}} = C_{\mathrm{S}}/c_{\mathrm{t}}$	Zeitspanne festgelegt durch die Parameter des Mietpreismodells
$t_{\mathrm{h}}^{(i)}$	Maximal ungenutzte Haltezeit von Kanal i
$t_{\mathrm{h,opt}}^{(i)}$	Haltezeit von Kanal i, optimiert an das Mietpreismodell
$\bar{t}_{\mathrm{h}}^{(i)}(A_i)$	Mittlere Haltezeit von Kanal i abhängig vom Abbauzustand A_i
t_{S}	Aufbauverzögerung eines Kanals
t_{sim}	Simulationszeitraum, relevant für die Simulationsergebnisse
t_{test}	Intervall der periodischen Ausfalltests
$\bar{t}_{\mathrm{w}}\,(t_{\mathrm{S}},B)$	Mittlere Wartezeit einer Verbindung abhängig von der Kanalaufbauzeit t_{S} und der um B Zustände herabgesetzten Kanalaufbaugrenze
$u(l)$	Aktuell freie Kapazität auf Link l
$u^*(l)$	Verfügbare Kapazität auf Link l für die aktuelle Verbindungsanfrage
V	Anzahl der Overlay-Knoten im Netz
$V\,(\lambda\|\epsilon\|r)$	Verkehrsklasse mit den Parametern λ, ϵ und r
v	Index für die Knoten
$W(q_l)$	Anzahl der Transportkapazitäten für einen Kanal auf Link l mit Transportpfad q_l
$W(qq_l)$	Anzahl der Transportkapazitäten für einen Kanal auf Link l mit Transportpfadpaar qq_l
$w(l)$	Linkgewicht für Link l abhängig vom aktuellen Netzzustand
$X(t)$	Verbindungszustandsvariable
x	Verbindungszustand
$Y(t)$	Linkzustandsvariable
y	Linkzustand
ZE	Universelle Zeiteinheit
z	Anzahl der Simulationen für einen dargestellten Wert
$z_q^{(i)}$	Gewichtete Wahrscheinlichkeit für den Grenzzustandsvektor $\boldsymbol{g}_q^{(i)}$ von Kanal i
$\boldsymbol{z}$	Anfangszustandsvektor
γ_i	Übergangsrate vom Kanalzustand KB in den Zustand KF
ϵ	Mittlere Bedienrate der Verbindungen
$\varepsilon_{d,p}$	Fiktive Kosten für den Pfad p von Verbindung d
η_l	Optimierungsvariable (Kanalanzahl) von Link l
$\eta_{l,e}$	Optimierungsvariable (Kanalanzahl) von Link l nach dem Ereignis e
$\vartheta_{l,e}$	Optimierungsvariable (Kanalaufbau) von Link l nach dem Ereignis e
κ_i	Mittlere Kanalaufbaurate von Kanal i
λ	Mittlere Ankunftsrate der Verbindungen
$\nu_{d,p}$	Optimierungsvariable (Pfadwahl) von Pfad p der Verbindung d

Abbildungsverzeichnis

1.1 Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers und die Zuordnung der Transportpfade zu den Ressourcen der logischen Links 2
1.2 Übersicht über den Aufbau der Dissertation 5

2.1 Multiplexhierarchie in heutigen Transportnetzen 9
2.2 Vereinfachte Knotenarchitekturen in Transportnetzen mit (a) einer OEO-Wandlung bei Transitwellenlängenkanälen, (b) mit statischen, transparenten Wellenlängenkanälen, (c) mit flexibel rekonfigurierbaren, transparenten Wellenlängenkanälen 10
2.3 Netzarchitektur von intelligenten Transportnetzen am Beispiel von ASON 12
2.4 Unterschiedliche Interaktionsmodelle bei mehrschichtigen Netzen: (a) Peer-Modell, (b) Overlay-Modell 15
2.5 Routing-Möglichkeiten in mehrschichtigen Netzen 16
2.6 Modell einer Wertkettenanalyse nach Michael E. Porter [Por85] 21
2.7 Beispiele für neue Geschäftsmodelle mit intelligenten Transportnetzen: (a) virtueller Netzbetreiber, (b) Bandbreitenvertriebspartner, (c) Bandbreitenhändler 23
2.8 Das Overlay-Netz des Bandbreitenhändlers und die zugehörige Netzstruktur (vereinfacht) 24

3.1 Markoff-Kette für ein $\mathrm{M/M}/N/0/\infty$-Verlustsystem mit der Verkehrsklasse $V\,(\lambda|\epsilon|r)$ 27
3.2 Markoff-Kette für ein System mit den Verkehrsklassen $V\,(\lambda_1|\epsilon_1|r_1)$ und $V\,(\lambda_2|\epsilon_2|r_2)$ 28
3.3 Knotenarchitektur für ein Linksystem 30
3.4 Markoff-Kette für einen Link mit gemieteten Kanälen und Verkehr der Verkehrsklasse $V(\lambda,\epsilon,r)$ 31
3.5 Grafische Bestimmung der Kanalschnittstellen S für verschiedene Obergrenzen der Blockierungswahrscheinlichkeit P_B 33
3.6 Kanalmietpreis abhängig von der Nutzungsdauer 34
3.7 Beispielhaftes Mietverhalten für den Kanal i 35
3.8 Visualisierung der beiden Fälle für die Berechnung der mittleren Mietkosten $\overline{C}_\mathrm{h}^{(i)}$ für den Kanal i bei einer maximalen Haltezeit $t_\mathrm{h}^{(i)}$ 38
3.9 Visualisierung des Integranden von $p_\downarrow(\Delta t,x)$ 40
3.10 Veranschaulichung des Verfahrens zur numerischen Berechnung der optimalen Haltezeit $\tilde{t}_\mathrm{h,opt}^{(i)}$ mit minimalen Kosten $\tilde{C}_\mathrm{h}^{(i)}$ 41

3.11 Veranschaulichung der Erweiterung für das Verfahren zur numerischen Berechnung der optimalen Haltekosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ für mehrere Verkehrsklassen am Beispiel mit zwei Verkehrsklassen 42
3.12 Visualisierung der beiden Fälle für die Berechnung der mittleren Mietkosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ für den Kanal i mit dem Abbauzustand A_i 43
3.13 Absorbierende Markoff-Kette für das ungenutzte Halten des Kanals i . 44
3.14 Absorbierende Markoff-Kette für das ungenutzte Halten des Kanals i bei zwei Verkehrsklassen 47
3.15 Visualisierung der beiden Fälle für die Berechnung der mittleren Mietkosten $\overline{C}_{\mathrm{h}}^{(i)}$ für den Kanal i bei vorausgeplantem Verkehr 48
3.16 Optimierte Haltezeiten für die unterschiedlichen Kanäle 50
3.17 Optimierte Abbauzustände für die unterschiedlichen Kanäle 51
3.18 Relative Mehrkosten der Verfahren bezogen auf die minimalen Linkmietkosten nach exakter Verkehrsvorhersage 52
3.19 Linkmietkosten, die im Mittel pro Verbindung und Zeit entstehen, abhängig von den Systemparametern 54
3.20 Mittlere Linkauslastung abhängig von den Systemparametern 55
3.21 Mittlere Kanalaufbaurate abhängig von den Systemparametern 55
3.22 Linkmietkosten pro Zeit bei konstantem Verkehrsangebot-Bitraten-Produkt L in Abhängigkeit von den Verkehrsparametern 57
3.23 Relative mittlere Mehrkosten durch Fehlschätzung der Verkehrsparameter bezogen auf die Linkmietkosten mit korrekter Schätzung 59
3.24 Definition der Kanalaufbaugrenze 60
3.25 Relative mittlere Mehrkosten durch Fehlschätzung der Verkehrsparameter mit um $B = 1$ verschobener Kanalaufbaugrenze bezogen auf die Linkmietkosten mit korrekter Schätzung und $B = 0$ 61
3.26 Mittlere Linkmietkosten für ein Linksystem mit begrenzter Anzahl an Kanalschnittstellen, dimensioniert für eine maximal zulässige Blockierungsrate 62
3.27 Linkmietkosten, die im Mittel pro Zeit und Verbindung für ein Linksystem mit Kanälen aus drei möglichen Kanalklassen entstehen 64
3.28 Zusammensetzung der dynamischen Linkkapazität aus Kanälen der verschiedenen Kanalklassen und Aufteilung in statische und dynamische Kanäle 64
3.29 Linkmietkosten pro Zeit abhängig von der Verkehrsklasse und VBP normiert auf VBP 66
3.30 Vergleich der Linkmietkosten pro Zeit in Abhängigkeit von der Verkehrslastaufteilung L_1/L_{ges} zwischen einem System mit einem gemeinsamen Link und einem System mit getrennten Links für die beiden Verkehrsklassen 67
3.31 Beispielhafter Verlauf der Verbindungszustände in der Kanalaufbauphase 69

3.32 Visualisierung für das Berechnungsschema zur numerischen Bestimmung der Wartewahrscheinlichkeit $\tilde{P}_{\mathrm{w}}^{(i)}(t_{\mathrm{S}},B)$ und der mittleren Wartezeit $\tilde{t}_{\mathrm{w}}^{(i)}(t_{\mathrm{S}},B)$ für das Beispiel $B = 2$ 70
3.33 Wartewahrscheinlichkeit und mittlere Wartezeit in Abhängigkeit von der Kanalaufbauzeit bei einem Verkehrsangebot von $A = 25\,\mathrm{Erl}$ 74
3.34 Wartewahrscheinlichkeit und mittlere Wartezeit in Abhängigkeit von dem Verkehrsangebot bei einer Kanalaufbauzeit von $t_{\mathrm{S}} = 1\,\mathrm{ZE}$ 76
3.35 Relative Mehrkosten durch das Herabsetzen der Kanalaufbaugrenze um $B \in \{1; 2; 3; 4\}$ Zustände in Abhängigkeit des Verkehrsangebots . . . 77

4.1 Knotenarchitektur für ein Netz mit dynamischen Link-Ressourcen . . . 81
4.2 Routing-Algorithmus mit reaktivem Kanalaufbau 85
4.3 Vereinfachte Struktur des Simulators 87
4.4 Relative Abweichung der simulierten Linkmietkosten von der Berechnung, abhängig vom Verkehrsangebot 91
4.5 Relative Kostenersparnis durch das Routing abhängig von den Routing-Parametern und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar 92
4.6 Aufteilung der Verbindungen anhand ihrer Pfadlänge in Hops abhängig von den Routing-Parametern und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar 94
4.7 Mittlere Kanalaufbaurate abhängig von den Routing-Parametern und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar 95
4.8 Relative Wartehäufigkeit der Verbindungen abhängig von der Kanalaufbaustrategie und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar bei einer Kanalaufbauzeit von $t_{\mathrm{S}} = 1\,\mathrm{ZE}$ 96
4.9 Mittlere Wartezeit der betroffenen Verbindungen abhängig von der Kanalaufbaustrategie und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar bei einer Kanalaufbauzeit von $t_{\mathrm{S}} = 1\,\mathrm{ZE}$ 97
4.10 Relative Blockierungshäufigkeit der Verbindungsanfragen abhängig von der maximalen Pfadlänge in Hops h_{max} und der Kanalaufbaustrategie bei einer begrenzten Kanalschnittstellenanzahl pro Knoten, abgeschätzt für eine gewünschte maximale Blockierungswahrscheinlichkeit von $P_{\mathrm{B,max}} = 10^{-4}$ 100
4.11 Mittlere Kanalaufbaurate abhängig von der Netzgröße und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar 102
4.12 Relative Kostenersparnis durch das Routing abhängig von der Netzgröße und dem Verkehrsangebot pro Knotenpaar 102
4.13 Mittlere Kosten pro Verbindung und Zeit ohne ($h_{\mathrm{max}} = 1$) und mit Routing ($h_{\mathrm{max}} = 10$) abhängig von der Verkehrsmatrix und dem Skalierungsfaktor 104
4.14 Betrachteter Zeitraum für die Optimierung und relevanter Zeitraum für den fairen Vergleich der Optimierung mit der Heuristik 109
4.15 Mittlere Mietkosten pro Zeit für kostenoptimale Netze mit statischen Link-Ressourcen bei exakter Verkehrsvorhersage, sowie für Netze mit dynamischen Link-Ressourcen ohne Verkehrsvorhersage (Heuristik) . . 111

4.16 Mittlere relative Mehrkosten für Netze mit dynamischen Link-Ressourcen ohne Verkehrsvorhersage (Heuristik) gegenüber kostenoptimalen Netzen mit dynamischen Link-Ressourcen bei exakter Verkehrsvorhersage . . . 112

5.1 Beispiel für einen Pfadschutz. Die Kante B-D benötigt bei dediziertem Pfadschutz vier, bei SBPP eine (wenn ausgelegt für einen Kantenfehler) beziehungsweise zwei Ressourcen (wenn optimiert für Doppelkantenfehler). . . . 118
5.2 Zweischichtiges Kommunikationsnetz . . . 120
5.3 Beispiel für einen zweifachen Pfadschutz im Transportnetz durch drei disjunkte Transportpfade je Link-Ressource . . . 126
5.4 Beispiel für einen Pfadschutz im Transportnetz mit Wiederherstellung durch das Overlay-Netz beim Ausfall einer Link-Ressource . . . 127
5.5 Beispiel für einen Pfadschutz im Transportnetz mit zusätzlichem temporäreren Overlay-Schutzpfad für die verwundbare Verbindung . . . 128
5.6 Beispiel für einen rekonfigurierbaren Pfadschutz im Overlay-Netz basierend auf SRLG-IDs der Link-Ressourcen . . . 130
5.7 Vereinfachte Struktur des erweiterten Simulators . . . 134
5.8 Transportnetztopologie mit den physikalischen Längen der Transportleitungen aus [BCD+99] . . . 142
5.9 Vergleich der benötigten Transportkapazitäten im fehlerfreien Betrieb für die unterschiedlichen Ausfallsicherheitskonzepte abhängig von dem Skalierungsfaktor der Verkehrsmatrix . . . 143
5.10 Vergleich der maximal benötigten Transportkapazitäten bei Zweifach-Transportleitungsausfällen für die unterschiedlichen Ausfallsicherheitskonzepte abhängig von dem Skalierungsfaktor der Verkehrsmatrix . . . 144

Tabellenverzeichnis

3.1 Systemparameter für die Berechnungen 49
3.2 Kanalklassenparameter für die Berechnungen 63
3.3 Verkehrsklassenparameter für die Berechnungen 65
3.4 Mittlere Linkmietkosten pro Zeit $\overline{c_{\mathrm{E}}}$ bei tatsächlichen Kanalaufbaukosten von $C_{\mathrm{S}} = 10\,\mathrm{GE}$ 73

4.1 Externe Systemparameter für die Simulationen, soweit nicht anders angegeben 90
4.2 Interne Systemparameter für die Simulationen, soweit nicht anders angegeben 90
4.3 Simulationsablaufparameter 90
4.4 Inhomogene und homogene Verkehrsmatrix, angegeben durch das Verkehrsangebot je Knotenpaar in Erl 103

5.1 Eigenschaften der vorgestellten, mehrschichtigen Ausfallsicherheitskonzepte bei Mehrfachfehlern im Transportnetz 132

Literaturverzeichnis

Veröffentlichungen des Autors

[AIK+03] AUTENRIETH, Achim ; ISELT, Andreas ; KIRSTÄDTER, Andreas ; EDMAIER, Bernd ; PRINZ, Robert G. ; SCHUPKE, Dominic A.: Cost structures of transport networks. In: *Tagungsband des ITG NetWorkshops 2003*, 2003

[AIK+05] AUTENRIETH, Achim ; ISELT, Andreas ; KIRSTÄDTER, Andreas ; EDMAIER, Bernd ; PRINZ, Robert G. ; SCHUPKE, Dominic A.: Business models for next generation transport networks. In: *Photonic Network Communications* 10 (2005), November, Nr. 3, S. 283 – 296

[PAS05] PRINZ, Robert G. ; AUTENRIETH, Achim ; SCHUPKE, Dominic A.: Dual failure protection in multilayer networks based on overlay or augmented model. In: *Proceedings of the 5th International Workshop on Design of Reliable Communication Networks (DRCN)*, 2005, S. 1–8

[PI04a] PRINZ, Robert G. ; ISELT, Andreas: A multilayer-routing-strategy with dynamic link resource adaptation. In: *Proceedings of the 1st Optical Networks & Technologies Conference (OpNeTec)*, 2004, S. 221–228

[PI04b] PRINZ, Robert G. ; ISELT, Andreas: Eine Multilayer-Routingstrategie für GMPLS-Netze mit dynamischer Linkressourcenanpassung. In: *Tagungsband der 5. ITG-Fachtagung Photonische Netze*, 2004, S. 53–57

[Pri07] PRINZ, Robert G.: Leasing cost optimizations for networks with on-demand leased lines. In: *Proceedings of the 6th International Conference on Information, Communications and Signal Processing (ICICS)*, 2007, S. 1–5

[SGSP06] SCHEFFEL, Matthias C. ; GRUBER, Claus G. ; SCHWABE, Thomas ; PRINZ, Robert G.: Optimal multi-topology routing for IP resilience. In: *AEÜ-International Journal of Electronics and Communications* 60 (2006), Nr. 1, S. 35–39

[SP03] SCHUPKE, Dominic A. ; PRINZ, Robert G.: Performance of path protection and rerouting for WDM networks subject to dual failures. In: *Proceedings of the Optical Fiber Communications Conference (OFC 2003)*, 2003, S. 209–210

[SP04] SCHUPKE, Dominic A. ; PRINZ, Robert G.: Capacity efficiency and restorability of path protection and rerouting in WDM networks subject to dual failures. In: *Photonic Network Communications* 8 (2004), Nr. 2, S. 191–207

[SPG+06] SCHEFFEL, Matthias C. ; PRINZ, Robert G. ; GRUBER, Claus G. ; AUTENRIETH, Achim ; SCHUPKE, Dominic A.: Optimal routing and grooming for multilayer networks with transponders and muxponders. In: *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM '06)* Bd. NGL01-6, 2006, S. 1–6

Allgemeine Veröffenlichungen

[802.3ae] IEEE STANDARD FOR INFORMATION TECHNOLOGY: *Telecommunications and information exchange between systems - Local and metropolitan area networks - Specific requirements part 3: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) access method and physical layer specifications amendment: Media Access Control (MAC) parameters, physical layers, and management parameters for 10 Gb/s operation*. IEEE Std 802.3ae-2002 (Amendment to IEEE Std 802.3-2002). Institute of Electrical and Electronics Engineers, Inc., August 2002

[802.3ba] IEEE DRAFT STANDARD FOR INFORMATION TECHNOLOGY: *Telecommunications and information exchange between systems–Local and metropolitan area networks–Specific requirements part 3: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) access method and physical layer specifications amendment: media access control parameters, physical layers and management parameters for 40 Gb/s and 100 Gb/s operation*. IEEE Unapproved Draft Std P802.3ba/D2.0. Institute of Electrical and Electronics Engineers, Inc., März 2009

[Aut03] AUTENRIETH, Achim: *Differentiated resilience in IP-based multilayer transport networks*, Technische Universität München, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Dissertation, 2003

[BCD+99] BATCHELOR, Peter ; CAENEGEM, Bart van ; DAINO, Benedetto ; HEINZMANN, Peter ; HJELME, Dag R. ; INKRET, Robert ; JÄGER, Hubert A. ; JOINDOT, Michel ; KUCHAR, Anton ; COQUIL, Emile L. ; LEUTHOLD, Peter ; MARCHIS, Giancarlo de ; MATERA, Francesco ; MIKAC, Branko ; NOLTING, Hans P. ; SPÄTH, Jan ; TILLEROT, François ; WAUTERS, Nico ; WEINERT, Carl: *Ultra high capacity optical transmission networks. Final report of action COST 239*. Faculty of Electrical Engineering and Computing, University of Zagreb, Januar 1999

[Ber06] BERNSTEIN, Greg M.: IP bandwidth on demand and traffic engineering via multi-layer transport networks. In: *Proceedings of the 1st IEEE International Workshop on Bandwidth on Demand*, 2006, S. 44–48

[BG92] BERTSEKAS, Dimitri ; GALLAGER, Robert: *Data networks*. Second edition. Prentice Hall International, 1992

[Bha99] BHANDARI, Ramesh: *Survivable networks: algorithms for diverse routing*. Kluwer Academic Publishers, 1999

[CDD+02] COLLE, Didier ; DE MAESSCHALCK, Sophie ; DEVELDER, Chris ; VAN HEUVEN, Pim ; GROEBBENS, Adelbert ; CHEYNS, Jan ; LIEVENS, Ilse ; PICKAVET, Mario ; LAGASSE, Paul ; DEMEESTER, Piet: Data-centric optical networks and their survivability. In: *IEEE Journal on Selected Areas in Communications* 20 (2002), Januar, Nr. 1, S. 6–20

[CDG+03] COLLE, Didier ; DE MAESSCHALCK, Sophie ; GROEBBENS, Adelbert ; PUYPE, Bart ; YAN, Qian ; LIEVENS, Ilse ; PICKAVET, Mario ; DEMEESTER, Piet: Cost-efficient deployment of survivable next-generation IP-over-optical networks. In: *Proceedings of SPIE International Symposium ITCom 2003* Bd. 5247, 2003, S. 215–229

[CF07] CHEN, Chunfeng ; FAN, Ge: A novel backup multiplexing scheme for surviving double-link failures in mesh optical networks without wavelength conversion capability. In: *Photonic Network Communications* 13 (2007), Nr. 3, S. 257–266

[CG02] CLOUQUEUR, Matthieu ; GROVER, Wayne D.: Availability analysis of span-restorable mesh networks. In: *IEEE Journal on Selected Areas in Communications* 20 (2002), Nr. 4, S. 810–821

[CLR90] CORMEN, Thomas H. ; LEISERSON, Charles E. ; RIVEST, Ronald L.: *Introduction to algorithms*. Cambridge, MA : The MIT Press, 1990

[CMP+03] COMELLAS, Jaume ; MARTÍNEZ, Ricardo ; PRAT, Josep ; SALES, Vicente ; JUNYENT, Gabriel: Integrated IP/WDM routing in GMPLS-based optical networks. In: *IEEE Network* 17 (2003), Nr. 2, S. 22–27

[CSW06] COURCOUBETIS, Costas ; SOURSOS, Sergios ; WEBER, Richard: Pricing resources on demand. In: *Proceedings of the 1st IEEE International Workshop on Bandwidth on Demand*, 2006, S. 12–18

[DCG+02] DE MAESSCHALCK, Sophie ; COLLE, Didier ; GROEBBENS, Adelbert ; DEVELDER, Chris ; LIEVENS, Ilse ; LAGASSE, Paul ; PICKAVET, Mario ; DEMEESTER, Piet ; SALUTA, Fausto ; QUAGLIOTTI, Marco: Intelligent optical networking for multilayer survivability. In: *IEEE Communications Magazine* 40 (2002), Januar, Nr. 1, S. 42–49

[DGA+99] DEMEESTER, Piet ; GRYSEELS, Michael ; AUTENRIETH, Achim ; BRIANZA, Carlo ; CASTAGNA, Laura ; SIGNORELLI, Giulio ; CLEMENTE, Roberto ; RAVERA, Mauro ; JAJSZCZYK, Andrzej ; JANUKOWICZ, Dariusz ; VAN DOORSELAERE, Kristof ; HARADA, Yohnosuke: Resilience in multilayer networks. In: *IEEE Communications Magazine* 37 (1999), August, Nr. 8, S. 70–76

[Dij59] DIJKSTRA, Edsger W.: A note on two problems in connexion with graphs. In: *Numerische Mathematik* 1 (1959), Juni, Nr. 1, S. 269–271

[Ebe02] EBERSPÄCHER, Jörg ; JUNG, Volker (Hrsg.) ; WARNECKE, Hans-Jürgen (Hrsg.): *Handbuch für die Telekommunikation*. Springer, 2002. – Kapitel: Systemtechnische Grundlagen, Abschnitt 1.7.3

[EKW09] *Kapitel* Optimierung von Kommunikationsnetzen. In: EBERSPÄCHER, Jörg ; KIESE, Moritz ; WESSALY, Roland: *Produktionsfaktor Mathematik*. Springer, 2009

[Erl17] ERLANG, Agner K.: Solution of some problems in the theory of probabilities of significance in automatic telephone exchanges. In: *The Post Office Electrical Engineers' Journal* 10 (1917), S. 189–197

[G.7042a] ITU TELECOMMUNICATION STANDARDIZATION SECTOR: *Link Capacity Adjustment Scheme (LCAS) for virtual concatenated signals*. ITU-T Recommendation G.7042/Y.1305. International Telecommunication Union, Februar 2002

[G.7042b] ITU TELECOMMUNICATION STANDARDIZATION SECTOR: *Generic Framing Procedure (GFP)*. ITU-T Recommendation G.7041/Y.1303. International Telecommunication Union, Februar 2003

[G.707] ITU TELECOMMUNICATION STANDARDIZATION SECTOR: *Network Node Interface for the Synchronous Digital Hierarchy (SDH)*. ITU-T Recommendation G.707/Y.1322. International Telecommunication Union, November 2003

[G.807] ITU TELECOMMUNICATION STANDARDIZATION SECTOR: *Requirements for the Automatic Switched Transport Network (ASTN)*. ITU-T Recommendation G.807/Y.1302. International Telecommunication Union, September 2001

[G.8080] ITU TELECOMMUNICATION STANDARDIZATION SECTOR: *Architecture for the Automatic Switched Optical Network (ASON)*. ITU-T Recommendation G.8080/Y.1304. International Telecommunication Union, November 2001

[G.872] ITU TELECOMMUNICATION STANDARDIZATION SECTOR: *Architecture of Optical Transport Networks (OTN)*. ITU-T Recommendation G.872. International Telecommunication Union, November 2001

[GDW00] GHANI, Nasir ; DIXIT, Sudhir ; WANG, Ti-Shiang: On IP-over-WDM integration. In: *IEEE Communications Magazine* 38 (2000), Nr. 3, S. 72–84

[Gro04] GROVER, Wayne D.: *Mesh-based survivable networks: options and strategies for optical, MPLS, SONET, and ATM networking*. Prentice Hall PTR, 2004

[GS97] GRINSTEAD, Charles M. ; SNELL, J. L.: *Introduction to probability*. American Mathematical Society, 1997

[GS03] GUPTA, Maruti ; SINGH, Suresh: Greening of the Internet. In: *Proceedings of the 2003 conference on applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications* Association for Computing Machinery (ACM), 2003, S. 19–26

[IKC04] ISELT, Andreas ; KIRSTADTER, Andreas ; CHAHINE, Rayane: Bandwidth trading-a business case for ASON? In: *Proceedings of the 11th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium (NETWORKS 2004)*, 2004, S. 63–68

[ISS03] IOVANNA, Paola ; SABELLA, Roberto ; SETTEMBRE, Marina: A traffic engineering system for multilayer networks based on the GMPLS paradigm. In: *IEEE Network* 17 (2003), März, Nr. 2, S. 28–37

[KGRB06] KIRSTÄDTER, Andreas ; GRUBER, Claus G. ; RIEDL, Johannes ; BAUSCHERT, Thomas: Carrier-grade ethernet for packet core networks. In: *Proceedings of SPIE Asia Pacific Optical Communications (APOC)*, 2006, S. 3–7

[KL01] KODIALAM, Murali ; LAKSHMAN, T. V.: Integrated dynamic IP and wavelength routing in IP over WDM networks. In: *Proceedings of the 20th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM)* Bd. 1, 2001, S. 358–366

[KL06] KIM, Sun-il ; LUMETTA, Steven S.: Multiple failure survivability in WDM mesh networks / University of Illinois. 2006 (UILU-ENG-06-2205). – Forschungsbericht

[KZL07] KIM, Sun-il ; ZHANG, Xiaolan J. ; LUMETTA, Steven S.: Minimizing vulnerability with end-to-end protection schemes for optical networks. In: *Proceedings of the Conference on Optical Fiber Communication (OFC 2007)*, 2007, S. 1–3

[Lic06] LICHTINGER, Bernhard: *Einfluss eines Mietpreismodells für Transportkapazitäten auf Netze mit einer dynamischen Ressourcenanpassung*, Technische Universität München, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Diplomarbeit, Juli 2006. – Betreuer: Robert G. Prinz

[Lin94] LINDBERGER, Karl: Dimensioning and design methods for integrated ATM networks. In: *Proceedings of the 14th International Teletraffic Congress (ITC 14)* Bd. 1b, 1994, S. 897–906

[MME+09] MACHUCA, Carmen M. ; MOE, Øyvind ; EBERSPACHER, Jörg ; JAEGER, Monika ; GLADISCH, Andreas: Service cost model and cost comparative studies. In: *info* 11 (2009), Mai, Nr. 3, S. 19 –30

[MMM+04] MUSCARIELLO, Luca ; MELLIA, Marco ; MEO, Michela ; MARSAN, Marco A. ; LO CIGNO, Renato: An MMPP-based hierarchical model of Internet traffic. In: *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC '04)* Bd. 4, 2004, S. 2143–2147

[OIF-E-NNI] ARCHITECTURE WORKING GROUP ; SIGNALING WORKING GROUP: *OIF E-NNI signaling specification*. OIF-E-NNI-Sig-02.0. Optical Internetworking Forum, April 2009

[OIF-UNI] ARCHITECTURE WORKING GROUP ; SIGNALING WORKING GROUP: *User Network Interface (UNI) 2.0 signaling specification*. OIF-UNI-02.0-Common. Optical Internetworking Forum, Februar 2008

[OW04] ORLOWSKI, Sebastian ; WESSÄLY, Roland: An integer programming model for multi-layer network design / Konrad-Zuse-Zentrum für Informationstechnik Berlin. 2004 (04-49). – Forschungsbericht

[OW05] ORLOWSKI, Sebastian ; WESSÄLY, Roland: Comparing restoration concepts using optimal network configurations with integrated hardware and routing decisions. In: *Journal of Network and Systems Management* 13 (2005), März, Nr. 1, S. 99–118

[PCPD06] PUYPE, Bart ; COLLE, Didier ; PICKAVET, Mario ; DEMEESTER, Piet: Multilayer traffic engineering performance in overlay networks. In: *Proceedings of the European Conference on Optical Communications (ECOC 2006)*, 2006, S. 1–2

[Por85] PORTER, Michael E.: *Competitive advantage: creating and sustaining superior performance*. London : Collier Macmillan Publishers, 1985

[Pre05] PREM KUMAR, Anne: *Optimization of multilayer MPLS routing*. Technische Universität München, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Master's Thesis, April 2005. – Betreuer: Robert G. Prinz

[PYC+03] PUYPE, Bart ; YAN, Qiang ; COLLE, Didier ; DE MAESSCHALCK, Sophie ; LIEVENS, Ilse ; PICKAVET, Mario ; DEMEESTER, Piet: Multi-layer traffic engineering in data-centric optical networks. In: *COST266-IST OPTIMIST Workshop on Optical Networks*, 2003, S. 211–226

[PYD+04] PUYPE, Bart ; YAN, Qiang ; DE MAESSCHALCK, Sophie ; COLLE, Didier ; PICKAVET, Mario ; DEMEESTER, Piet: Resilient multilayer traffic engineering through dynamic path restoration. In: *Proceedings of the 8th IFIP Working Conference on Optical Network Design and Modelling (ONDM 2004)*, 2004, S. 327–342

[QY99] QIAO, Chunming ; YOO, Myungsik: Optical Burst Switching (OBS)–a new paradigm for an optical Internet. In: *Journal of high speed networks* 8 (1999), Nr. 1, S. 69–84

[RFC3386] LAI, Wai S. ; MCDYSAN, Dave: *Network hierarchy and multilayer survivability*. IETF RFC 3386. The Internet Society, November 2002

[RFC3472] ASHWOOD-SMITH, Peter ; BERGER, Lou: *Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) signaling Constraint-based Routed Label Distribution Protocol (CR-LDP) extensions*. IETF RFC 3472. The Internet Society, Januar 2003

[RFC3473] BERGER, Lou: *Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) signaling Resource ReserVation Protocol-Traffic Engineering (RSVP-TE) extensions*. IETF RFC 3473. The Internet Society, Januar 2003

[RFC3604] KHOSRAVI, Hormuzd ; KULLGREN, Georg ; SADLER, Jonathan ; SHEW, Stephen ; WATANABE, Atsushi: *Requirements for adding optical support to the General Switch Management Protocol version 3 (GSMPv3)*. IETF RFC 3604. The Internet Society, Oktober 2003

[RFC3630] KATZ, Dave ; YEUNG, Derek M. ; KOMPELLA, Kireeti: *Traffic Engineering (TE) extensions to OSPF version 2*. IETF RFC 3630. The Internet Society, September 2003

[RFC3945] MANNIE, Eric: *Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) architecture*. IETF RFC 3945. The Internet Society, Oktober 2004

[RFC4139] PAPADIMITRIOU, Dimitri ; DRAKE, John ; ASH, Gerald R. ; FARREL, Adrian ; ONG, Lyndon: *Requirements for Generalized MPLS (GMPLS) signaling usage and extensions for Automatically Switched Optical Network (ASON)*. IETF RFC 4139. The Internet Society, Juli 2005

[RFC4203] KOMPELLA, Kireeti ; REKHTER, Yakov: *OSPF extensions in support of Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS)*. IETF RFC 4203. The Internet Society, Oktober 2005

[RFC4204] LANG, Jonathan P.: *Link Management Protocol*. IETF RFC 4204. The Internet Society, Oktober 2005

[RFC4205] KOMPELLA, Kireeti ; REKHTER, Yakov: *Intermediate System to Intermediate System (IS-IS) extensions in support of Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS)*. IETF RFC 4205. The Internet Society, Oktober 2005

[RFC4847] TAKEDA, Tomonori: *Framework and requirements for Layer 1 Virtual Private Networks*. IETF RFC 4847. The IETF Trust, April 2007

[RFTC05] RÉTVÁRI, Gábor ; FODOR, Péter ; TAPOLCAI, János ; CINKLER, Tibor: Multi-layer traffic engineering schemes in GMPLS networks. In: *Proceedings of the 7th International Conference Transparent Optical Networks (ICTON)* Bd. 1, 2005, S. 197–200

[RH06] RABBAT, Richard ; HAMADA, Takeo: Revisiting bandwidth-on-demand enablers and challengers of a bandwidth Market. In: *Proceedings of the 10th IEEE/IFIP Network Operations and Management Symposium (NOMS 2006)*, 2006, S. 1–12

[RS02] RAMASWAMI, Rajiv ; SIVARAJAN, Kumar N. ; ADAMS, Rick (Hrsg.): *Optical networks: a practical perspective*. Morgan Kaufmann, 2002

[SAF01] SCHUPKE, Dominic A. ; AUTENRIETH, Achim ; FISCHER, Thomas: Survivability of multiple fiber duct failures. In: *Proceedings of the third International Workshop on the Design of Reliable Communication Networks (DRCN)*, 2001, S. 7–10

[SDMS07] SPADARO, Salvatore ; D'ALESSANDRO, Alessandro ; MANZALINI, Antonio ; SOLÉ-PARETA, Josep: TRIDENT: An automated approach to traffic engineering in IP/MPLS over ASON/GMPLS networks. In: *Computer Networks* 51 (2007), Nr. 1, S. 207–223

[SRM02] SAHASRABUDDHE, Laxman ; RAMAMURTHY, S. ; MUKHERJEE, Biswanath: Fault management in IP-over-WDM networks: WDM protection versus IP restoration. In: *IEEE Journal on Selected Areas in Communications* 20 (2002), Januar, Nr. 1, S. 21–33

[VBA+05] VIGOUREUX, Martin ; BERDE, Bela ; ANDERSSON, Loa ; CINKLER, Tibor ; LEVRAU, Lieven ; ONDATA, Marconi ; COLLE, Didier ; FDEZ-PALACIOS,

Juan ; JÄGER, Monika: Multilayer traffic engineering for GMPLS-enabled networks. In: *IEEE Communications Magazine* 43 (2005), Juli, Nr. 7, S. 44–50

[YADA01] YE, Yinghua ; ASSI, Chadi ; DIXIT, Sudhir ; ALI, Mohamed A.: A simple dynamic integrated provisioning/protection scheme in IP over WDM networks. In: *IEEE Communications Magazine* 39 (2001), November, Nr. 11, S. 174–182

[ZD02] ZHANG, Hongwei ; DURRESI, Arjan: Differentiated multi-layer survivability in IP/WDM networks. In: *Proceedings of the IEEE/IFIP Network Operations and Management Symposium (NOMS 2002)*, 2002, S. 681–694

[ZG03a] ZHENG, Qin ; GURUSAMY, Mohan: An efficient dynamic protection scheme in integrated IP/WDM networks. In: *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC '03)* Bd. 2, 2003, S. 1494–1498

[ZG03b] ZHENG, Qin ; GURUSAMY, Mohan: Protection approaches for dynamic traffic in IP/MPLS-over-WDM networks. In: *IEEE Communications Magazine* 41 (2003), Mai, Nr. 5, S. S24–S29

[ZHLL04] ZHEMIN, Ding ; HAMDI, Mounir ; LEE, Jack Y. B. ; LI, Victor O. K.: Integrated routing and grooming in GMPLS-based optical networks. In: *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC '04)* Bd. 3, 2004, S. 1584–1588

[Zik08] ZIK, James: Enabling highly survivable automated on-demand dynamic network services with intelligent optical control planes. In: *IEEE Communications Magazine* 46 (2008), Juli, Nr. 7, S. 154–157

[Zim80] ZIMMERMANN, Hubert: OSI reference model–The ISO model of architecture for Open Systems Interconnection. In: *IEEE Transactions on Communications* 28 (1980), Nr. 4, S. 425–432

[ZM06] ZHENG, Qin ; MOHAN, Gurusamy: Multi-layer protection in IP-over-WDM networks with and with no backup lightpath sharing. In: *Computer Networks* 50 (2006), Nr. 3, S. 301–316

Webseiten

[GRAPH] GRUBER, Claus: *C++ Bibliothek GRAPH*. `http://www.layonics.com/`, Abruf: 2009

[ILOG] ILOG INC.: *CPLEX*. `http://www.ilog.com/`, Abruf: 2009

[SCIP] KONRAD-ZUSE-ZENTRUM FÜR INFORMATIONSTECHNIK BERLIN: *SCIP: Solving Constraint Integer Programs*. `http://scip.zib.de/`, Abruf: 2009