

Diss. ETH Nr. 15042

Vergleich der Effizienz von Schutzstrategien in photonischen Transportnetzen

ABHANDLUNG
zur Erlangung des Titels
DOKTOR DER TECHNISCHEN WISSENSCHAFTEN
der
EIDGENÖSSISCHEN TECHNISCHEN HOCHSCHULE ZÜRICH

vorgelegt von
HANS-PETER CHRISTIAN MAUZ
Diplom-Physiker, Universität Karlsruhe (TH)
geboren am 25. Januar 1971
in Esslingen am Neckar, Deutschland

Angenommen auf Antrag von
Prof. Dr. Peter E. Leuthold, Referent
Prof. Dr. Harmen R. van As, Korreferent
Prof. Dr. Thomas Erlebach, Korreferent

2003

Abstract

The topic of this thesis is the systematical investigation of different protection schemes for photonic networks and the development of their efficient planning methods. Due to the high aggregation of large traffic streams, protection against losses is of central importance. The direct routing of a light path results in an optical path layer (OPL). Efficient protection schemes apply directly to the OPL. As a comparison criterion between the protection schemes, the figure of the total required capacity for the network with respect to working and protection traffic is used.

After a short introduction and motivation for the investigation at hand, important methods and terms for the network planning process are explained by illustrating the routing and wavelength assignment of light paths. It follows a description of the Pan-European networks which have been used for the comparison.

First, protection schemes for mesh networks are considered. Such networks are based on optical cross connects (OXC) and enable the use of very flexible routing schemes. Span and path based methods for dedicated and shared protection have been investigated. For the case of dedicated protection, it is possible to find optimal solutions with simple and exact methods by the separation into sub-problems.

For shared protection, a novel, unified integer linear programming (ILP) formulation has been used. For networks with wavelength conversion (virtual wavelength path, VWP), the corresponding system of equations may be solved directly. For larger networks or in the case where a light path uses the same wavelength throughout the whole network (wavelength path, WP), heuristics are required to solve the problem which reduce the complexity significantly. Corresponding approaches for shared path protection and protection with so called p -cycles are developed.

Ring structures depend on simple optical add-drop multiplexers (OADM) and are simpler to realize than mesh networks from a technological point of view. On the other hand, the planning of multi-ring-networks with several interweaved rings is very complex. It is shown that an effective graph for ring-networks with dedicated protection rings (DPRing) and

shared protection rings (SPRing) can be developed. For DPRing-networks, this allows to deduce an optimal ring-coverage. For SPRing-networks, the ring-identification may be formulated as an ILP-problem. For this case, a novel method for the ring-routing and -dimensioning based on the effective graph is proposed. This method has been used for the iterative ring-identification.

Finally, the impact of uncertainties in the planning-process and the lack of knowledge of the exact traffic pattern on the required capacity is studied.

A summary and outlook for further research work concludes the thesis.

Zusammenfassung

Gegenstand der vorliegenden Arbeit ist die systematische Untersuchung von Schutztechniken für photonische Netze und die Entwicklung von effizienten Methoden für deren Planung. Durch die Aggregation von grossen Verkehrsströmen hat der Schutz gegen Ausfälle zentrale Bedeutung. Die direkte Vermittlung von optischen Pfaden führt zu einer optischen Pfadschicht (Optical Path Layer, OPL). Ein effizienter Schutz setzt direkt in der OPL an. Als Vergleichskriterium zwischen den Schutzstrategien wird die für das Netz benötigte Gesamtkapazität für Betrieb und Schutz herangezogen.

Nach einer kurzen Einführung und der Motivation für die vorliegende Untersuchung werden wichtige Methoden und Begriffe für die Netzplanung am Beispiel des Routings und der Wellenlängenzuteilung von Lichtpfaden erläutert. Es folgt eine Darstellung der für den Vergleich verwendeten paneuropäischen Netze.

Als erstes werden Schutzstrategien für Maschentopologien betrachtet. Maschennetze, die auf optischen Kreuzvermittlern (Optical Cross Connect, OXC) basieren, ermöglichen den Einsatz sehr flexibler Vermittlungsverfahren. Untersucht werden teilstrecken- und pfadbasierte Methoden jeweils für dedizierten und gemeinsamen Schutz. Für den dedizierten Schutz können aufgrund der Aufspaltung in Unterprobleme einfache und schnelle Methoden angegeben werden, die zu optimalen Lösungen führen.

Für den gemeinsamen Schutz wird eine neuartige, einheitliche Formulierung mit Hilfe der ganzzahligen linearen Programmierung (Integer Linear Programming, ILP) verwendet. Für Netze mit Wellenlängenkonzersion (virtueller Wellenlängenzuteilung, VWP) kann das entsprechende Gleichungssystem direkt gelöst werden. Bei grösseren Netzen oder im Falle, dass ein Lichtpfad durchgehend dieselbe Wellenlänge belegt (Wellenlängenzuteilung, WP), sind zur Bewältigung des Problems Heuristiken notwendig, mit denen sich die Komplexität wesentlich reduzieren lässt. Entsprechende Verfahren für geteilten Pfadschutz und Schutz mittels sogenannten p -Zyklen werden entwickelt.

Ringe beruhen auf einfachen „Optical Add Drop Multiplexern“

(OADM) und sind daher technologisch leichter zu realisieren als Maschennetze. Allerdings ist die Planung eines Mehrfachringnetzes mit mehreren ineinander verwobenen Ringen sehr komplex. Ihre Erzeugung in einer vorgegebenen Topologie wird untersucht. Es zeigt sich, dass ein effektiver Graph für Ringnetze mit dediziertem Schutz (Dedicated Protection Ring, DPRing) und gemeinsamem Schutz (Shared Protection Ring, SPRing) entwickelt werden kann. Für DPRing-Netze lässt sich hieraus eine optimale Ringüberdeckung ableiten. Für SPRing-Netze kann die Ringidentifikation als ILP-Problem formuliert werden. Im letzteren Fall wird ein neuartiges Verfahren für das Ringrouting und die -dimensionierung mittels des effektiven Graphen vorgeschlagen. Dieses kommt dann bei der iterativen Ringidentifikation zum Einsatz.

Schliesslich werden die Auswirkungen der Unsicherheiten im Planungsprozess und der Unkenntnis des genauen Verkehrsmusters auf die zu installierende Kapazität behandelt.

Eine Zusammenfassung und ein Ausblick auf weitere Forschungsaktivitäten bilden den Abschluss der Arbeit.

Inhaltsverzeichnis

1	Grundlagen	1
1.1	Die faseroptische Übertragung	2
1.2	Die optische Schicht	4
1.3	Routing und Wellenlängenzuweisung	13
1.3.1	ILP-Formulierung	14
1.3.2	Wellenlängengraph	18
1.3.3	Heuristik für die Wellenlängenzuordnung	19
1.3.4	Färbungsproblem und Wellenlängenzuordnung	20
1.4	Schutz und Wiederherstellung	21
1.5	Test-Szenarien	24
1.5.1	Europäisches COST-Projekt 239	24
1.5.2	Europäisches COST-Projekt 266	25
1.5.3	Generelle Eigenschaften der Netze	31
1.6	Aufbau der Arbeit	33
2	Schutzstrategien in Maschennetzen	35
2.1	Einführung	35
2.2	Dedizierter Schutz auf Pfadebene	36
2.3	Gemeinsamer Schutz auf Pfadebene	40
2.3.1	„ $m : n$ “-Schutz	41
2.3.2	Allgemeiner Fall	43
2.3.3	Heuristik für den allgemeinen Fall	49
2.3.4	Verwandte Lösungsansätze	59
2.4	Dedizierter Schutz auf Teilstreckenebene	59
2.5	Gemeinsamer Schutz auf Teilstreckenebene	61
2.6	Schutz mittels p -Zyklen	65
2.6.1	Grundlagen	66
2.6.2	Netze mit virtuellen Wellenlängenzuordnungen (VWP)	68
2.6.3	Netze mit Wellenlängenzuordnungen (WP)	71
2.6.4	Heuristik für gemeinsame Wellenlängenzuordnung und p -Zyklenidentifikation	74
2.7	Vergleich der verschiedenen Ansätze	77

3	Schutzstrategien in Ringnetzen	83
3.1	Architekturen von optischen Ringen	84
3.1.1	Dedizierter Schutz	84
3.1.2	Geteilter Schutz	87
3.2	Ringdimensionierung	88
3.2.1	Ringe mit dediziertem Schutz (DPRinge)	88
3.2.2	Ringe mit gemeinsamem Schutz (SPRinge)	89
3.3	Multi-Ringnetze	91
3.4	Erzeugen von Zyklen	92
3.4.1	Reguläre Gitter	92
3.4.2	Allgemeine Topologien	95
3.4.3	Konstruktion von Zyklen aus Gebieten	96
3.5	ILP-Formulierung für SPRing-Netze	99
3.6	Heuristik für schnelles Routing und für die Ringdimensionierung	103
3.6.1	DPRing-Netze	104
3.6.2	SPRing-Netze	107
3.7	Die Heuristik „Ringbuilder“	111
3.8	Schrittweise Ringidentifikation	112
3.8.1	Vorgegebene Menge an Ringen	113
3.8.2	Aus Gebieten zusammengesetzte Ringe	113
3.8.3	Beschränkung der Zahl der Ringe	114
3.9	Zusammenfassung	116
4	Unsicherheit im Planungsprozess	119
4.1	Modell für die Unbestimmtheit	120
4.2	Kapazitätsbetrachtungen	123
5	Schlussbemerkungen	127
5.1	Ergebnisse	127
5.2	Ausblick	130
 Anhang		
A	Optimierungsverfahren	131
A.1	Hill-Climbing-Algorithmus	131
A.2	Simulated Annealing (SA)	131

A.3 Alternativen zu SA	133
Literaturverzeichnis	135
Symbolverzeichnis	149
Abkürzungen	149
Symbole	153
Variablen, Konstanten	153
Graphen	156
ILP-Indikatorfunktionen	156
Mengen	157
Schreibweisen	158
Dankeswort	159
Lebenslauf	161

Kapitel 1

Grundlagen

Bei den Transport- bzw. Weitverkehrsnetzen, basierend auf Glasfasertechnik, hat sich in den letzten Jahren eine stürmische Entwicklung vollzogen [96, 87]. Dabei verlagert sich der Schwerpunkt von einer reinen Punkt-zu-Punkt-Transportfunktionalität immer mehr zu volloptischen Netzkonzepten.

Vieles hängt heute in unserer Informationsgesellschaft von den zur Verfügung stehenden Kommunikationsmitteln ab. Die Unterbrechung einer Verbindung hat meist weitreichende Folgen. Dies gilt in besonderem Mass für ein Transportnetz, bei dem sehr viele Datenströme zusammenkommen und daher bei einem Ausfall viele Verbindungen betroffen sind. Ein Netzbetreiber sieht aus diesem Grund Massnahmen vor, die auch im Fehlerfall den weiteren Betrieb ermöglichen. Ein solches Netz bezeichnet man als überlebensfähig (survivable).

Zu Beginn der faseroptischen Übertragung wurden die Netze noch „von Hand“ geplant. Heutzutage ist dies schon lange nicht mehr möglich. Rechnerbasierte Planungstools, die auf ausgefeilten Algorithmen beruhen, unterstützen die Betreiber bei der Dimensionierung, Planung und Optimierung der immer komplexer werdenden Architekturen. Hiermit kann eine effiziente Nutzung der teuren Ressourcen erzielt werden.

Verschiedenste Schutzkonzepte für optische Netze existieren bereits. Ziel der vorliegenden Untersuchung ist der Vergleich der Effizienz verschiedener Strategien und die Entwicklung geeigneter Planungsmethoden. Die hierzu notwendigen Grundlagen sollen in diesem Kapitel eingeführt werden. Ferner wird eine Übersicht über den Aufbau der Arbeit gegeben.

1.1 Die faseroptische Übertragung

Die faseroptische Übertragung bildet die Grundlage vieler Kommunikationsnetze [96, 107]. Erste Experimente für eine Nutzung der Glasfaser für die Datenübertragung fanden Mitte der sechziger Jahre des letzten Jahrhunderts statt [66]. Forscher bei Corning und den Bell Labs entwickelten Anfang der siebziger Jahre die Methoden für eine industrielle Fertigung von Fasern mit niedriger Dämpfung. Seitdem hat die Glasfaser ihren Siegeszug in den Weitverkehrsnetzen (Wide Area Network, WAN) angetreten. Sie ist ein nahezu ideales Übertragungsmedium, da sie grosse Bandbreiten bei niedriger Dämpfung, geringe Beeinträchtigungen des Signals, Unempfindlichkeit gegenüber elektromagnetischen Feldern und hohe Alterungsbeständigkeit bietet [8].

Die ersten Systeme arbeiteten in den Übertragungsfenstern bei $0.8\ \mu\text{m}$ und $1.3\ \mu\text{m}$. Anfänglich kamen *Multimode*-Fasern mit einer LED (Light Emitting Diode) als Lichtquelle bei Datenraten von einigen Megabits pro Sekunde zum Einsatz. Die Intensität der Lichtquelle wurde dabei direkt mit einem „Non Return to Zero“-Signal (NRZ) moduliert. Der Empfänger verwendete eine Photodiode und Direktdetektion für die Rückwandlung der optischen in elektrische Signale. Fabry-Pérot-Laser erzielten eine höhere Leistung und damit eine grössere Reichweite, d.h., der Abstand, bis das Signal wieder elektrisch regeneriert werden musste, vergrösserte sich auf ca. 10 km.

Bei der nächsten Generation optischer Übertragungssysteme ab 1984 kamen Fasern mit Kerndurchmessern in der Grössenordnung von $8 \dots 10\ \mu\text{m}$ zum Einsatz, die als „Standard Single Mode Fibers“ (SSMF) [3] bezeichnet werden. Hierbei tritt keine *Modendispersion* mehr auf, so dass sich die Verstärkerabstände auf 40 km vergrössern liessen.

Mit dem Wechsel der Wellenlänge zu $1.55\ \mu\text{m}$, wo sich das Dämpfungsminimum bei SSMF von typischerweise $0.25\ \text{dB/km}$ befindet, wurde die *chromatische Dispersion* wichtig. Um die dadurch bedingte Verbreiterung der Pulse aufgrund der Wellenlängenabhängigkeit der Gruppengeschwindigkeiten zu vermeiden, wurden mehrere Wege verfolgt. Zum einen wurden neue Fasertypen wie z.B. die DSF (Dispersion Shifted Fiber) entwickelt, die eine verschwindende Dispersion im dritten Fenster besitzt.

Zum anderen wurde die Bandbreite des übermittelten Signals, wel-

che im wesentlichen durch die spektrale Breite der Lichtwelle gegeben ist, durch die Entwicklung neuer Lasertypen wie z.B. des „Distributed Feedback Laser“ (DFB) drastisch verkleinert. Hierdurch ist eine Nutzung der SSMF bis zu Datenraten von 1 Gbit/s ohne Dispersionskompensation möglich.

Mit der Erfindung des „Erbium Doped Fiber Amplifier“ (EDFA) Ende der achtziger und Anfang der neunziger Jahre war es möglich, mehrere verschiedene Wellenlängen auf der selben Faser gleichzeitig und unabhängig von dem verwendeten Datenformat zu verstärken. Der EDFA besteht aus einer mit seltenen Erden dotierten Glasfaser. Diese wird durch einen Pumplaser angeregt und verstärkt die einkommenden Signale, ohne eine Regeneration der Signalform durchzuführen.

Daneben sind auch optische Verstärker (Optical Amplifier, OA) auf Halbleiterbasis gebräuchlich, die „Semiconductor Optical Amplifier“ (SOA). Sie bieten die Möglichkeit zur Integration mit anderen Komponenten wie Lasern oder Schaltstrukturen, erzielen momentan aber noch nicht die niedrigen Rauschzahlen und die grossen Ausgangsleistungen der Faserverstärker. Daher werden sie eher in den Netzknoten eingesetzt. Desweiteren bereiten Nichtlinearitäten bei SOAs grosse Probleme.

Der Wellenlängenmultiplex (Wavelength Division Multiplexing, WDM) ist eine spezielle Form des Frequenzmultiplex (Frequency Division Multiplexing, FDM). Licht von Lasern mit unterschiedlichen Wellenlängen wird mit einem optischen Multiplexer gebündelt und gemeinsam über eine Faser übertragen. Der Empfänger trennt die Signale durch einen Demultiplexer, d.h. eine optische Filterbank. Jede Wellenlänge kann ein Signal transportieren, die gegenseitige Beeinflussung bleibt bei nicht zu hohen Bitraten und Lichtleistungen der Kanäle gering. Mit WDM kann damit die Bandbreite der Glasfaser besser ausgenutzt werden, so dass seit Mitte der neunziger Jahre Systeme mit mehr als 1 Tbit/s über eine einzige Faser möglich sind.

Um bei so hohen Bitraten Repeaterstrecken von mehreren hundert Kilometern überbrücken zu können, ist es aber nötig, eine Dispersionskompensation, beispielsweise mit DCF (Dispersion Compensating Fiber), durchzuführen. Heutige Systeme sind in der Lage, Distanzen von mehreren tausend Kilometern bei Datenraten von 10 Gbit/s pro Kanal und bei Kanalabständen von 50 GHz ohne elektrische Regeneration zu überbrücken.

Systeme mit 40 Gbit/s und 12.5 GHz Kanalabstand, d.h. bis zu 10 Tbit/s Bandbreite, wurden schon labormässig aufgebaut [47, 25] bzw. man erzielte eine Reichweite von 5200 km bei 80 Kanälen mit je 42.7 Gbit/s [130]. Es kommen dabei meist „Return to Zero“-Signale (RZ) zum Einsatz.

Die Forschung bezüglich der Übertragungsaspekte [98, 9] konzentriert sich heute vermehrt auf

- Nichtlinearitäten der Faser: die Brechzahl der Glasfaser ist intensitätsabhängig. Daher kommt es zur Selbstphasenmodulation und Übersprechen zwischen den WDM-Kanälen (Kreuzphasenmodulation, Vierwellenmischen).
- Polarisationsmodendispersion (Polarization Mode Dispersion, PMD): die Ausbreitungsgeschwindigkeit des Lichts hängt von der Polarisationsrichtung ab [93].
- Streuung an Gitterschwingungen (Phononen), namentlich Raman- und Brillouinstreuung.

Mehr und mehr begrenzt die Bandbreite des OA die Übertragung mit Glasfasern. Mit neuartigen Verstärkerkonzepten und Fasern ist mittlerweile sogar ein durchgängiges Wellenlängenfenster von 1260 nm bis 1675 nm möglich. Die Faser wird dabei als verteilter Verstärker eingesetzt (Ramanverstärker).

Die weitere Entwicklung bei den Übertragungssystemen verläuft in sehr unterschiedlichen Richtungen. Beispielsweise wird WDM vermehrt in die „Metropolitan Area Network“ (MAN) und Zugangsnetze vordringen. Neuartige Signalformate und Modulationsarten wie z.B. der Einsatz von Solitonen werden untersucht [60, 84]. Mittels einer „Forward Error Correction“ (FEC) kann die Reichweite erhöht werden.

1.2 Die optische Schicht

Als treibende Kraft bei der Entwicklung von optischen Netzen lässt sich der wachsende Bedarf nach Bandbreite bei möglichst geringen Kosten anführen. Um die stetig wachsenden Datenströme zu transportieren, sind die Netzbetreiber gezwungen, die Kapazität im Transportnetz zu erhöhen. Das Verlegen neuer Fasern (Space Division Multiplexing, SDM) ist in der Regel bei einem Weitverkehrsnetz mit grossen Kosten verbunden.

Eine Alternative stellt die Erhöhung der Datenrate dar, die eine Bündelung mehrerer Verkehrsströme (Time Division Multiplexing, TDM) ermöglicht. Allerdings bedingt dies eine Anpassung bzw. einen Austausch der betroffenen Infrastruktur wie z.B. der Zwischenverstärker (Repeater), der Kreuzvermittler (Digital Cross Connect, DXC) usw. Auch dafür sind grosse Investitionen erforderlich.

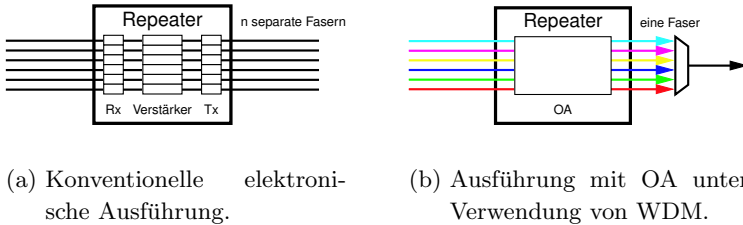


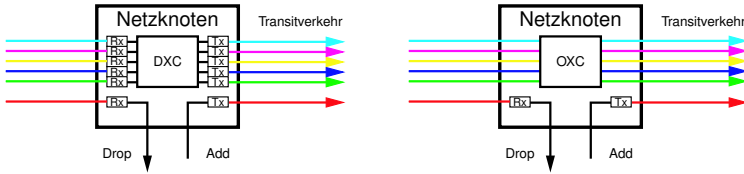
Abbildung 1.1: Einführung von optischen Verstärkern (Optical Amplifier, OA).

Dank dem Einsatz eines OA, z.B. eines EDFA, vereinfacht sich die notwendige Wiederaufbereitung der Signale zwischen den Netzknoten (Abbildung 1.1) drastisch. Die Verstärkung ist weitgehend unabhängig vom verwendeten Datenformat. So ist sogar die gleichzeitige Übertragung von analogen und digitalen Signalen möglich [98]. Diese Eigenschaft fasst man unter dem Begriff der *Transparenz* zusammen.

Allerdings ist in einem elektrischen Zwischenverstärker nicht nur wie beim OA die Anhebung des Signalpegels (Resizing), sondern auch die Wiederherstellung der Signalform (Reshaping) und Beseitigung des Jitters (Retiming) möglich. Daher hat es sich eingebürgert, von 1R- bei einem OA und 3R-Regeneration bei einem elektrischen Verstärker zu sprechen.

Eine ähnliche Situation, wie sie bei den Zwischenverstärkern vor Einführung der OA herrschte, besteht heute bei den Netzknoten. Die ankommenden Signale werden zuerst in den elektrischen Bereich gewandelt. Dort erfolgt die Wegeleitung. Die Signale, welche am Netzknoten terminieren, werden ausgekoppelt und die vom Netzknoten stammenden hinzugefügt (Abbildung 1.2(a)).

Ein Grossteil der Datenströme passiert mehrere Netzknoten, bevor sie ihr Ziel erreichen. Jedesmal erfolgt eine kostspielige Wandlung. Hier liegt



(a) Konventionelle elektronische Ausführung.

(b) Ausführung mit OXC.

Abbildung 1.2: Optische Vermittlungstechnik im Netzknoten.

die Idee nahe, die Vermittlung direkt im optischen Bereich durchzuführen (Abbildung 1.2(b)). Die nicht für den Knoten bestimmten Signale umgehen den elektrischen Bereich des Knotens (Optical Bypassing).

Die Einführung eines „Optical Cross Connect“ (OXC) hat ähnliche Folgen wie die Einführung der OA bei der WDM-Übertragung, nämlich eine Kostenreduktion und Transparenz bezüglich dem verwendeten Datenformat, aber eben auch den Verlust der Möglichkeit für die Wiederaufbereitung des Signals. Des weiteren sprechen auch der verringerte Platzbedarf und die Skalierbarkeit für eine volloptische Signalverarbeitung. Das Durchschalten der optischen Verbindungen kann beispielsweise mit Mikrospiegeln (Micro Electro Mechanical System, MEMS) erfolgen.

Ebenfalls diskutiert werden Ansätze, zwar nicht eine volloptische Signalverarbeitung, aber zumindest eine drastische Vereinfachung des DXC durchzuführen. Die Struktur der Vermittlungseinrichtung ist nach aussen nicht sichtbar, man spricht von einem opaken Kern. Die Vermittlung erfolgt elektrisch, allerdings ohne Verwendung des Transportprotokolls.

Betrachtet man eine Verbindung im Netz, so ergeben sich bei Vermittlung von Wellenlängen im Netzknoten sogenannte Lichtpfade (lp), d.h. Pfade, die rein in der optischen Schicht verlaufen [101]. In Abbildung 1.3 sind drei solche Verbindungen $\{lp_1, lp_2, lp_3\}$ auf zwei Wellenlängen (durchgezogene und gestrichelte Linie) eingezeichnet. Falls ein lp stets die gleiche Wellenlänge besitzt, so spricht man von einem Wellenlängenpfad (WP). In der Abbildung 1.3 trifft dies auf lp_1 und lp_2 zu. Falls in den Knoten eine Wellenlängenkonversion möglich ist und sich die dem Pfad zugeordnete

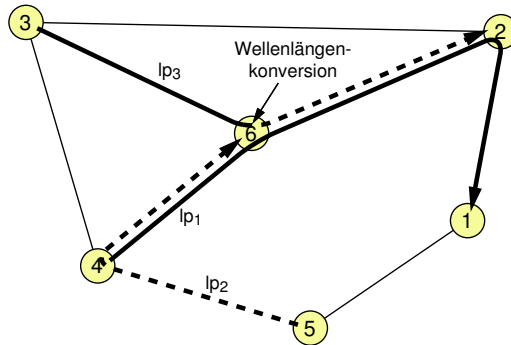


Abbildung 1.3: WP und VWP in einem optisch geleiteten Netz.

Wellenlänge ändert, so wird dieser als virtueller Wellenlängenpfad (VWP) bezeichnet.

Ein Beispiel für einen VWP ist lp_3 , bei dem im Knoten 6 die Wellenlänge gewechselt wird, um eine Wellenlängenblockierung in der Faser von Knoten 6 nach Knoten 2 aufzulösen. Eine Wellenlängenkonversion kann volloptisch oder aber mittels Umweg über die elektrische Schicht durch Verwendung eines Transponders erfolgen.

Die ersten volloptischen Netze basierten auf regulären Strukturen, wie z.B. Ringen oder Gittern. Deutlich weniger komplex als ein OXC ist ein „Optical Add Drop Multiplexer“ (OADM). Hier können eine oder mehrere Wellenlängen aus einem Bündel ausgekoppelt und andere hinzugefügt werden. Damit lassen sich optisch vermittelte Einfachring- oder überlagerte Mehrfachringnetze bilden. Ein Beispiel eines volloptischen Netzes für eine Gitterstruktur ist der von Jäger [65] entwickelte Gridconnect, der als zentrales Vermittlungselement ein „Arrayed Waveguide Grating“ (AWG) verwendet. Ein AWG permutiert die Wellenlängen auf den Eingangsfasern.

Durch die direkte Vermittlung von lp erweitert sich das Modell für das Transportnetz, wie in Abbildung 1.4 dargestellt, um die optische Pfadschicht (Optical Path Layer, OPL) [123]. Sie steht in einer Client-Server-Beziehung zu der darüberliegenden Schicht der Transportprotokolle. Die OPL liefert Verbindungsfähigkeit (connectivity) und stellt Bandbreite zur Verfügung [72]. Allerdings müssen bei der Planung der OPL die physi-

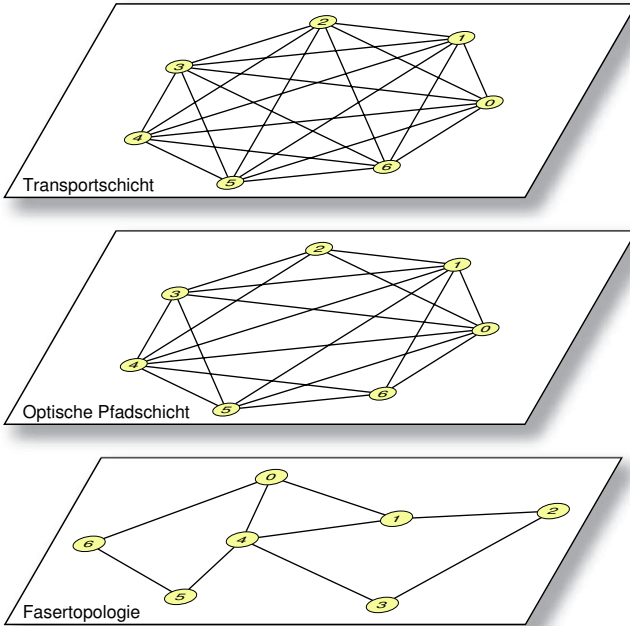


Abbildung 1.4: Schichten im Transportnetz.

kalischen Eigenschaften der lp berücksichtigt werden [116]. Der Grad der Knoten, d.h. die Zahl der abgehenden Kanten, in der OPL ist höher als bei den Knoten der zugrundeliegenden Fasertopologie. Dadurch wird das Transportprotokoll entlastet, welches die Aufgabe hat, eine Vollvermaschung der Netzknoten zu gewährleisten, d.h., es ist möglich, zwischen je zwei beliebigen Knoten Daten auszutauschen.

In Abbildung 1.4 ist in der OPL je ein lp zum nächsten und zum übernächsten Nachbarknoten geschaltet.

Von der International Telecommunications Union (ITU) wurde von dem für die Telekommunikation zuständigen Bereich (ITU Telecommunication Standardization Sector, ITU-T) die Funktionalität der optischen Transportschicht (Optical Transport Network, OTN) in drei Schichten aufgeteilt [7], wie in Abbildung 1.5 dargestellt:

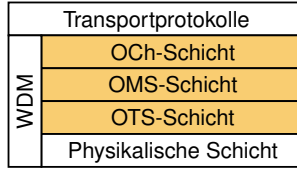


Abbildung 1.5: Funktionalität des OTN nach ITU-T G.872 [7].

Optische Kanalschicht (Optical Channel, OCh) Bietet Funktionen für die Behandlung von Wellenlängenkanälen, d.h. für deren Schaltung, Steuerung, Überwachung und Management.

Optische Multiplexschicht (Optical Multiplex Section, OMS)
Methoden für das Multiplexsignal bestehend aus mehreren Wellenlängenkanälen, insbesondere für dessen Überwachung.

Optische Übertragungsschicht (Optical Transport Section, OTS)
Funktionen für die Übertragung des OMS-Signals über die Faser.

Für die Interaktion des Transportnetzes und des OTN gibt es zwei extreme Ansätze: das „Overlay“- und das „Peer“-Modell. Beim „Overlay“-Modell haben die optische Schicht und die darüber liegenden Protokolle jeweils eine eigene und voneinander unabhängige Kontrollebene. Die optische Schicht bietet ein „User Network Interface“ (UNI) an, über das Verbindungsanfragen erfolgen. Mehrere optische Netze können über ein „Network Network Interface“ (NNI) miteinander gekoppelt werden. Dies ermöglicht die spezifische Anpassung der Steuerung an die Bedürfnisse des OTN. Die Struktur des darunter liegenden Netzes bleibt den angebotenen Diensten verborgen. Beide Schichten können leicht ohne gegenseitige Abhängigkeiten den jeweiligen Bedürfnissen angepasst werden. Dies führt zu einer direkten Einrichtung von Ip durch die Transportprotokolle [128]. Eine Standardisierung von der ITU wird bereits vorbereitet [6].

Im Peer-Modell dagegen wird keine Unterscheidung zwischen beispielsweise einem OXC und einem Router für IP (Internet Protocol) getroffen. Alle Netzelemente werden durch eine Kontrollebene verwaltet. Daher besteht hier eine viel engere Kopplung der beiden Schichten. Ein Mittelweg zwischen diesen beiden extremen Ansätzen ist das „Augmented“-Modell,

bei dem eine begrenzte Sicht des jeweils anderen Layers zugelassen wird.

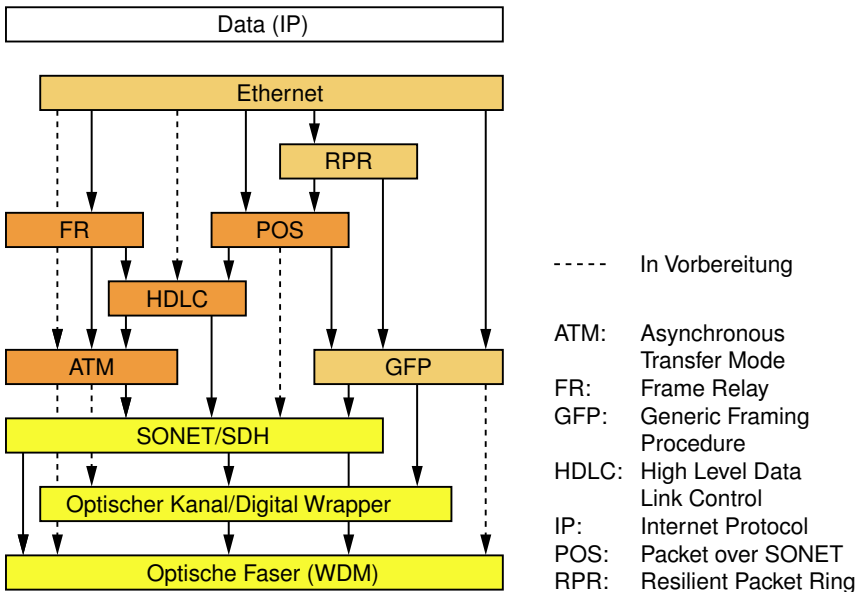


Abbildung 1.6: Möglichkeiten für den Transport von IP-Paketen in einem WDM-Netz (nach [61]).

Die optische Schicht wird vermehrt mit Funktionalität und Intelligenz ausgestattet [28] mit dem Ziel eines „Intelligent Optical Networks“ (ION) [32]. Im WAN spielt der Datenverkehr eine immer grössere Rolle. Dies ändert dessen Architektur wesentlich, und die Zusammenarbeit der verschiedenen Schichten gewinnt zunehmend an Bedeutung [30]. An den Netzgrenzen werden die Daten bei den Eintrittsknoten für den Transport in der optischen Schicht vorbereitet (siehe Abbildung 1.6).

Als Transportprotokolle sind insbesondere SDH (Synchronous Digital Hierarchy) und SONET (Synchronous Optical Network) von Bedeutung [108, 16]. Beide sind eng miteinander verwandt und unterscheiden sich nur in Details, SONET ist der amerikanische und SDH der internationale Standard der ITU.

Die Daten werden bei beiden in synchronen Rahmen mit einer definier-

Optische Stufe	Elektrische Stufe	Datenrate (Mbit/s)	Nutzdaten (Mbit/s)	Zusatzdaten (Mbit/s)	SDH-Äquivalent
OC-1	STS-1	51.840	50.112	1.728	-
OC-3	STS-3	155.520	150.336	5.184	STM-1
OC-12	STS-12	622.080	601.344	20.736	STM-4
OC-48	STS-48	2488.320	2405.376	82.944	STM-16
OC-192	STS-192	9953.280	9621.504	331.776	STM-64
OC-768	STS-768	39813.120	38486.016	1327.104	STM-256

Tabelle 1.1: Hierarchiestufen bei SDH und SONET.

ten Länge transportiert. Bei SDH heissen diese „Synchronous Transport Module“ (STM), bei SONET auf der optischen Stufe „Optical Carrier“ (OC) und auf der elektrischen „Synchronous Transport Signal“ (STS). Durch eine angehängte Ziffer wird die jeweilige Hierarchiestufe bezeichnet (siehe Tabelle 1.1).

Es gibt verschiedene Verfahren für die Adaption der gebräuchlichsten Protokolle an SDH/SONET. Dabei wird ATM (Asynchronous Transfer Mode) zunehmend von IP verdrängt. Für die Vereinheitlichung der Anpassungsschicht an bestehende SDH/SONET-Netze wird das standardisierte „Generic Framing Procedure“ (GFP) vorgeschlagen [61]. IP direkt über den optischen Träger zu transportieren, erweist sich aufgrund der Standardisierung von Gigabit-Ethernet (GbE) und seit kurzem von 10GbE, welches ein Rahmenformat ganz ähnlich zu STM-64 verwendet, auch für das WAN attraktiv.

Von der ITU wurde für die optische Schicht ein neues Rahmenformat, der „Digital Wrapper“, standardisiert [4]. Hiermit ist es möglich, verschiedene Protokolle einheitlich zusammen mit den notwendigen Kontrollinformationen zu transportieren. Auf eine zusätzliche Adaptionsschicht kann hierbei verzichtet werden. Eine einheitliche Schnittstelle bietet die Möglichkeit für eine direkte Kopplung verschiedener Netze, was heute in der Regel noch auf der Basis von SDH und SONET geschieht.

Die OPL bietet ihren Nutzern Verbindungen hoher Kapazität. Diese sind heutzutage statisch, da es sehr lange dauert, bis ein lp eingerichtet und in Betrieb ist. Hier wird die Dynamik in nächster Zeit stark zuneh-

men. Durch die grossen Fortschritte bei den optischen Schaltern [124, 91] wird sich die optische Schicht an die Bedürfnisse der Client-Schicht adaptieren können und ihr geschaltete Ip ohne manuelle Interaktion anbieten, ganz ähnlich wie dies heute im Telefonnetz der Fall ist. Dies führt zum „Automatic Switched Optical Network“ (ASON) [6, 5].

Die notwendigen Strukturen für die Verwaltung der optischen Schicht, insbesondere im Zusammenspiel mit IP-Netzen, sind momentan noch ein offenes Problem [69]. Heutige Transportnetze sind zentral organisiert, zwischen Transport- und optischer Schicht findet keine direkte Interaktion statt. Beide nehmen aber zum Teil ähnliche Aufgaben wahr, wie z.B. den Schutz und die Wiederherstellung von Verbindungen. Dies wird durch eine dezentralisierte Kontrollebene erleichtert. Für deren Verwaltung und Management setzt sich eine modifizierte Version von MPLS (Multi Protocol Label Switching) durch [15], nämlich „Generalized Multi Protocol Label Switching“ (GMPLS) [17].

Bei MPLS werden am Rand des Netzes die Daten klassifiziert und mit einem Kennzeichen (Label) versehen. Innerhalb der MPLS-Domäne erfolgt die Weiterleitung nur noch anhand dieses Kennzeichens (Label Switched Path, LSP) durch die „Label Switched Router“ (LSR). Die Komplexität eines LSR ist im Vergleich zu einem konventionellen IP-Router drastisch reduziert. MPLS bietet verschiedene Mechanismen für Kontrolle und Management des Verkehrs (Traffic Engineering) und die Gewährleistung einer Dienstgüte (Quality of Service, QoS).

Die Erweiterung zu wellenlängenvermittelten Netzen führte zu MP λ S (Multi Protocol Lambda Switching). Bei GMPLS kommen zu dem elektrischen Label weitere Labels mit beispielsweise der Spezifikation der Wellenlänge, einer bestimmten Faser oder eines spezifischen Zeitschlitzes in einem TDM-System. Daher ist ein OXC einem LSR in einem MPLS-Netz sehr ähnlich. Von der IETF (Internet Engineering Task Force) gibt es mehrere Aktivitäten, um bestehende Signalisierungsprotokolle für die Unterstützung von GMPLS anzupassen [128].

In Abbildung 1.7 ist die mögliche weitere Entwicklung in optischen Transportnetzen zusammengefasst [51, 28]. Hierbei gibt es zwei Dimensionen, die den Wandel prägen [96]:

- Der Übergang von opaken Strukturen zu volloptischer Signalverarbeitung und

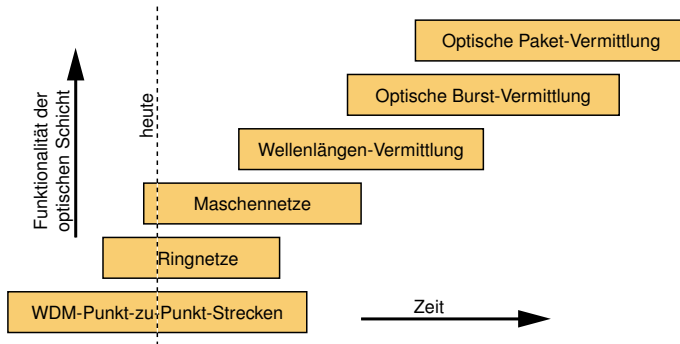


Abbildung 1.7: Die weitere Entwicklung bei optischen Transportnetzen.

- die Einführung von Dynamik, um von statischen zu agilen und intelligenten Netzen zu kommen.

Heutige Punkt-zu-Punkt-Verbindungen werden zunehmend von Ringstrukturen abgelöst. Bald wird sich der Übergang zu Maschentopologien mit ihren höheren Freiheitsgraden vollziehen. Die Vermittlung wird auf der Basis der Wellenlänge und eventuell in ferner Zukunft im Zeitbereich mit optischer Burst- und Paketvermittlung erfolgen [42, 89, 20].

1.3 Routing und Wellenlängenzuweisung

In einem WDM-Netz muss jeder Verbindung der Verkehrsmatrix ein λ zugewiesen werden, d.h., es muss

1. ein Weg vom Quell- zum Zielknoten gefunden werden und
2. diesem Pfad eine Wellenlänge zugewiesen werden (Wellenlängenzuordnung, WA).

Oft wird beides als Problem des Routings und der Wellenlängenzuweisung (Routing and Wavelength Assignment, RWA) zusammengefasst. Im Folgenden werden mehrere Ansätze für die Lösung dieser Aufgabe kurz skizziert. Eine gute Übersicht zu diesem Thema findet sich beispielsweise in [129, 59]. In den Übersichtsartikeln von Gargano und Vaccaro [48]

und Beauquier *u. a.* [21], die das RWA-Problem von graphentheoretischer Seite her betrachten, finden sich Abschätzungen der Komplexität sowie Approximationsalgorithmen.

Die verschiedenen Techniken bei der Netzplanung können in zwei Gruppen eingeteilt werden: heuristische Verfahren und exakte Methoden. Heuristiken liefern mit geringem Rechenaufwand zwar suboptimale Lösungen, die in vielen Fällen aber völlig ausreichend sind. Exakte Verfahren sind oft deutlich komplexer, der Aufwand nimmt mit wachsender Netzgröße oft überproportional zu. Daher sind diese Verfahren meist nur auf die Behandlung kleiner und mittlerer Netze beschränkt, wo sie aber eine wichtige Rolle zur Überprüfung der heuristischen Methoden spielen.

Das Netz wird durch einen Graphen $G(V, E)$ beschrieben. Hierbei bezeichnet V die Knoten- und E die Kantenmenge des Graphen. Eine Kante $e = (\nu_1, \nu_2)$ zwischen den Knoten ν_1 und ν_2 besitzt stets eine Richtung. In optischen Netzen ist dies beispielsweise durch den notwendigen Einsatz von optischen Isolatoren in OA zur Vermeidung von Rückkopplungen bedingt. Einzelheiten für die Modellierung eines optischen Netzes finden sich beispielsweise in [24].

Für die Implementierung der Algorithmen wurde häufig das Programmpaket LEDA (Library of Efficient Data Types and Algorithms) verwendet [83]. Es ist eine C++ Bibliothek, welche am Max-Planck-Institut in Saarbrücken entwickelt wurde, und die effiziente Datenstrukturen und Algorithmen für Probleme aus der diskreten Mathematik anbietet. Sie war ursprünglich für wissenschaftliche Anwendungen frei erhältlich. Heute wird sie von der Firma „Algorithmic-Solutions“ kommerziell vertrieben.

1.3.1 ILP-Formulierung

Unter den exakten Verfahren für die Netzoptimierung ist insbesondere eine Formulierung als lineares Problem mit ganzzahligen Variablen (Integer Linear Programming, ILP) oft äusserst erfolgreich. Hierbei wird eine in den Variablen lineare Funktion unter vorgegebenen Randbedingungen minimiert (oder maximiert). Die Beschränkung auf ganze Zahlen resultiert beispielsweise aus der Unteilbarkeit einer Wellenlänge und erschwert die Lösungsfindung erheblich.

Um eine Lösung für ein ILP-Problem zu finden, wird es auf das zugehörige lineare Problem (Linear Programming, LP), ohne die Einschrän-

kung auf eine ganzzahlige Lösung, relaxiert. LP-Probleme sind polynomial lösbar, wohingegen ILP-Probleme nicht-deterministisch polynomial (NP) vollständig sind. Das LP-Problem kann daher, auch bei sehr grossen Gleichungssystemen, effizient mit dem Simplex-Algorithmus angegangen werden. Hierbei wird mit einer zulässigen Basislösung gestartet. Es wird geprüft, ob eine benachbarte Basislösung auf den Eckpunkten des erlaubten Bereichs mit einer besseren Zielfunktion existiert, und wenn ja, diese als neuer Startpunkt verwendet. Falls sich die Lösung nicht verbessern lässt, ist die optimale Lösung gefunden oder das Problem unbeschränkt. Einzelheiten findet man z.B. in [105, 27].

Aus der entsprechenden kontinuierlichen Lösung wird versucht, eine ganzzahlige Lösung mit dem „Branch and Bound“-Verfahren abzuleiten. Hierbei werden einzelne Variablen auf ganzzahlige Werte festgesetzt, und in diesem eingeschränkten Lösungsraum wird mit dem Simplex-Algorithmus weiter gesucht. Auf diese Weise bildet sich ein Suchbaum aus, der das Auffinden einer optimalen Lösung mit ganzzahligen Werten erlaubt. Von Vorteil hierbei ist, dass mit der Lösung des relaxierten Problems schon eine untere Schranke für das ILP-Problem angegeben werden kann. Weiterhin kann die Optimalität einer gefundenen Lösung garantiert werden. Auch der maximale Abstand einer suboptimalen Lösung vom Optimum bei vorzeitigem Abbruch des Verfahrens ist bestimmbar.

Für die Lösung von ILP- bzw. LP-Problemen existieren leistungsfähige Programmpakete mit ausgereiften Algorithmen und Heuristiken, die die Lösungsfindung beschleunigen. In dieser Arbeit kam hauptsächlich CPLEX in der Version 7.0 zum Einsatz [2], welche ausgefeilte Methoden und Heuristiken für die Regularisierung des Gleichungssystems und die Unterstützung des „Branch and Bound“-Verfahrens bei der Lösungsfindung bietet. Hiermit lassen sich auf einem handelsüblichen Rechner Probleme mit mehreren tausend bis zehntausend Variablen innerhalb weniger Minuten bzw. Stunden lösen. Wenn in dieser Arbeit absolute Rechenzeiten angegeben werden, so beziehen sich diese auf eine Sun-Blade-100-Maschine mit einem 500 MHz UltraSPARC-IIe-Prozessor und 256 MB Speicher unter Solaris 8.

Bei einer ILP-Formulierung des RWA-Problems sind verschiedene Zielsetzungen denkbar. Zum einen können die Kosten für die benötigte Infra-

struktur, d.h. die Anzahl der Fasern, minimiert werden:

$$\min \sum_{i=1}^{|E|} f_i. \quad (1.1)$$

Hier ist f_i die Zahl der installierten Fasern auf der Kante i . Dieser Ansatz wurde von Tornatore *u. a.* [118] modifiziert, so dass weniger Variablen für die Beschreibung dieses Lokalisierungsproblems nötig sind.

Eine andere Möglichkeit ist die Maximierung des Durchsatzes für eine gegebene Menge W an Pfaden, eine Menge Λ an verfügbaren Wellenlängen sowie für eine feste Zahl an Fasern f_i . Die neue Gütefunktion lautet:

$$\max \sum_{\lambda=1}^{|\Lambda|} \sum_{j=1}^{|W|} n_{j,\lambda}. \quad (1.2)$$

Hierzu muss später in (1.4a) das Gleichheitszeichen durch kleinergleich ersetzt werden. Die Konvergenz kann verbessert werden [123], falls kurze Pfade durch eine entsprechende Wichtung favorisiert werden, nämlich

$$\max \sum_{\lambda=1}^{|\Lambda|} \sum_{j=1}^{|W|} n_{j,\lambda} \cdot \left(1 - \frac{l(p_j)}{2 \cdot w_{\text{tot}} \cdot l_{\text{max}}} \right), \quad (1.3)$$

wobei $l(p_j)$ die Länge des Pfades p_j angibt.

Im Allgemeinen wird in dieser Arbeit stets eine „Hop“-Metrik verwendet, d.h. Distanzen bzw. Kosten werden in Anzahl Teilstrecken gemessen. Fasern unterschiedlicher Länge haben dabei die gleichen Kosten. Etwas realistischer ist die Längenmetrik, bei der die Kosten einer Faser proportional zu deren Länge sind.

Die Gesamtlast im Netz ist mit $w_{\text{tot}} = \sum_{i=1}^{|E|} w_i$ die Summe der Lasten w_i auf den einzelnen Kanten i . Die Last ist stets als Zahl der über eine Kante laufenden Verbindungen bzw. lp definiert. Die Länge des längsten Pfades ist mit l_{max} bezeichnet. Die minimale Zahl an benötigten Wellenlängen findet man beispielsweise, indem Λ so lange vergrößert wird, bis für alle Verbindungen ein lp aufgebaut werden kann.

Von zentraler Bedeutung bei der Optimierung sind die vorgegebenen Randbedingungen, ohne die (1.1) bis (1.3) unvollständig sind. Alle Ver-

bindungen müssen geroutet werden, d.h., es soll

$$\sum_{\lambda=1}^{|\Lambda|} \sum_{j=1}^{|\mathcal{W}|} n_{j,\lambda} \cdot \Phi_{\alpha,j}^{\text{P}} = T_{\alpha}, \quad \forall \alpha \in V \times V, \quad (1.4a)$$

gelten, wobei $n_{j,\lambda} \in \mathbb{N}_0$ die Zahl der Pfade j bei der Wellenlänge λ angibt. Für das Knotenpaar α zeigt die Indikatorfunktion

$$\Phi_{\alpha,j}^{\text{P}} = \begin{cases} 1, & \text{Pfad } j \text{ gültig für } \alpha, \\ 0, & \text{sonst,} \end{cases} \quad (1.4b)$$

an, ob der Pfad verwendet werden kann. Indikatorfunktionen haben stets den Wertebereich $\mathbb{B} = \{0, 1\}$. Die Zahl der benötigten Verbindungen ist mit T_{α} bezeichnet.

Falls die Teilstrecke i mit f_i Fasern ausgerüstet ist, muss

$$\sum_{j=1}^{|\mathcal{W}|} n_{j,\lambda} \cdot \Gamma_{i,j}^{\text{P}} \leq f_i, \quad \forall i \in E, \quad \forall \lambda \in \Lambda \quad (1.4c)$$

sein, um Wellenlängenblockierungen zu vermeiden. Hierbei zeigt $\Gamma_{i,j}^{\text{P}} = 1$ an, dass der Pfad j die Teilstrecke i verwendet. Andernfalls ist $\Gamma_{i,j}^{\text{P}} = 0$.

In der Regel wird die Schreibweise $i \in E$ für $e_i \in E$ zur Vereinfachung verwendet, d.h., Elemente einer Menge werden mit ihren Indexen identifiziert.

Relaxiert man das ILP-Problem zu einem linearen Problem, so ergibt sich eine untere Schranke für das RWA. Ramaswami und Sivarajan [97] zeigten, dass diese für WP- und VWP-Netze identisch ist. Weiter wurde gezeigt, dass diese untere Schranke für ein WP-Netz sich durch eine andere Formulierung des ILP-Problems mit Hilfe des Graphen G_{wc} (siehe später in Abschnitt 1.3.4) verbessern lässt.

Für das RWA-Problem ist neben dieser Pfad- auch eine Flussformulierung möglich [123]. Diese benötigt weniger Variablen, dafür sind mehr Randbedingungen notwendig. Die Komplexität beider Formulierungen ist vergleichbar. RWA gehört zu der Klasse der „Multi Commodity Flow“-Probleme (Fluss mehrerer Güterströme).

1.3.2 Wellenlängengraph

Das RWA-Problem kann auf das Finden eines kürzesten Pfades mit Hilfe des Wellenlängengraphen abgebildet werden [59]. Dieser enthält für jede betrachtete Wellenlänge eine Schicht mit einer Kopie der ursprünglichen Fasertopologie. Wellenlängenkonversion in den Knoten kann durch Verbindungen zwischen den einzelnen Wellenlängenschichten modelliert werden. Deren Metrik muss dabei dem in der Regel hohen Ressourcenaufwand von Wellenlängenkonvertern Rechnung tragen.

Um einer Verbindung einen Pfad p und eine Wellenlänge zuzuweisen, muss der kürzeste freie Pfad zwischen einer der Kopien des Start- und einer des Endknotens im Wellenlängengraph bestimmt werden, wobei alle Kopien äquivalent behandelt werden.

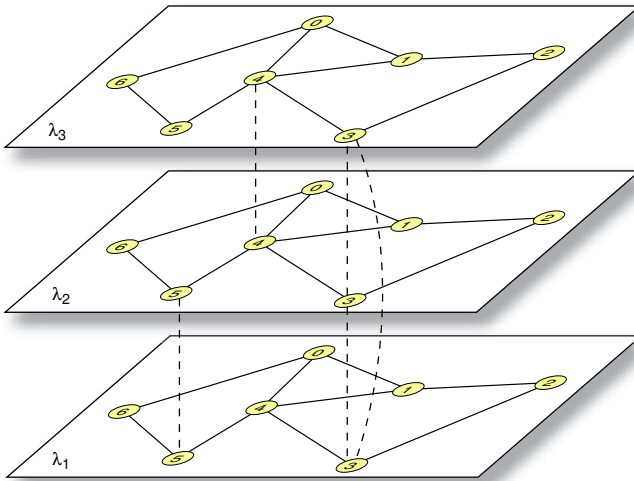


Abbildung 1.8: Wellenlängengraph bei drei Wellenlängen.

In Abbildung 1.8 ist der Wellenlängengraph für ein Netz mit den drei Wellenlängen $\lambda_1 \dots \lambda_3$ gezeigt. Der Knoten 3 kann Wellenlängenkonversion (gestrichelte Linien) zwischen allen Wellenlängen durchführen, wohingegen Knoten 4 und 5 je nur über die Konversionsmöglichkeit zwischen zwei Wellenlängen verfügen.

Dieser Ansatz funktioniert natürlich auch mit mehreren Fasern oder einer unterschiedlichen Anzahl an Wellenlängen pro Faser. Um allen Verbindungen einen gültigen Pfad und Wellenlänge zuzuweisen, werden diese sukzessive im Wellenlängengraph durchgeleitet und die entsprechende Verbindung danach als belegt markiert. Verschiedene Heuristiken für eine optimale Reihenfolge der Zuweisung wurden vorgeschlagen, z.B. ein Ordnen nach der Zahl der verwendeten Teilstrecken. In der Regel ist es schwieriger, eine durchgehende freie Wellenlänge für lange Pfade als für kurze zu finden. Es ist daher besser, den langen Pfaden zuerst eine Wellenlänge zuzuweisen.

Es zeigt sich, dass Wellenlängenkonversion in der Regel nur geringe Vorteile bei statischem Verkehr bringt [119]. Für bestimmte Topologien und Wahl des jeweils kürzesten Pfades zwischen Quell- und Zielknoten kann dies sogar bewiesen werden [45].

1.3.3 Heuristik für die Wellenlängenzuordnung

Das RWA-Problem kann man auch in zwei getrennten Schritten durchführen: erst das Routing und dann die Zuweisung einer Wellenlänge zu jedem Pfad, so dass Wellenlängenblockierungen vermieden werden. Hierbei ist das Ziel, die Zahl der verwendeten Wellenlängen zu minimieren. Allerdings hängt die Güte der gefundenen Lösung von der verwendeten Wegeleitung ab.

Die Last der Teilstrecke, über die die meisten Pfade führen, stellt eine einfache Schranke für die Zahl der mindestens benötigten Wellenlängen dar. Daher bietet es sich an, beim Routing die Last auf den Teilstrecken zu minimieren.

Ein sehr einfaches Vorgehen für die Wellenlängenzuordnung beruht darauf, die Pfade der Reihe nach zu betrachten und jeweils verschiedene Wellenlängen auf ihre Verwendbarkeit zu überprüfen, d.h., festzustellen, ob sie auf allen zu durchlaufenden Teilstrecken des Pfades verfügbar sind. Methoden dafür werden in [59] beschrieben. Die wichtigsten sind:

First Fit Die Wellenlängen werden durchnummeriert. Es wird die niedrigste mögliche Wellenlänge für einen Pfad gewählt.

Most Used Die Wellenlängen werden bei jedem Schritt gemäss ihrer bisherigen Verwendung geordnet. Es wird versucht, eine möglichst bis-

her schon oft verwendete Wellenlänge wiederzuverwenden.

Random Eine zufällige Wellenlänge wird ausgewählt.

Hierbei erzielt man mit den beiden ersten Methoden bei geringem Rechenaufwand gute Ergebnisse. Die Möglichkeit zur Wellenlängenkonversion in den Netzknoten oder die Vorgabe einer maximalen Zahl an Wellenlängen pro Faser lässt sich mit diesem Verfahren nicht berücksichtigen.

Die mit heuristischen Methoden gefundenen Lösungen können optimiert werden. Hierzu werden einige der zugewiesenen lp abgebaut und neu, beispielsweise auf einem anderen Pfad, wieder aufgebaut. Dabei kommen erneut heuristische Kriterien zum Einsatz. Dies wird auch als *deterministische Heuristik* bezeichnet [115, 18, 31]. Eine andere Möglichkeit sind die an physikalische oder biologische Vorgänge angelehnten Verfahren (*stochastische Heuristiken*) wie Simulated Annealing (SA) [119] oder genetische Optimierung [110, 22] (siehe Anhang A für eine Übersicht verschiedener Optimierungsverfahren).

1.3.4 Färbungsproblem und Wellenlängenzuordnung

Die Zuweisung der Wellenlängen für die Pfade ist äquivalent zum Färbungsproblem für Graphen [87], wie man anhand folgender Transformation leicht sieht:

1. Erzeuge einen ungerichteten Graphen G_{wc} bei dem jeder lp durch einen Knoten dargestellt wird. Falls zwei lp eine gemeinsame physikalische Faser passieren, so werden die beiden entsprechenden Knoten durch eine Kante in G_{wc} verbunden.
2. Weise den Knoten von G_{wc} Farben zu, so dass je zwei Nachbarknoten unterschiedliche Farben erhalten.

Die minimale Zahl an Farben mit der eine Färbung möglich ist, heisst die *chromatische Zahl* $\chi(G)$ des Graphen. Man kann leicht zeigen, dass höchstens $\chi(G) \leq \delta_{\max}(G) + 1$ Farben benötigt werden. Hier ist δ_{\max} der maximale Grad des Graphen.

Es wurde gezeigt, dass das Färbungsproblem, bei dem G_{wc} mit $\chi(G_{wc})$ Farben koloriert wird, NP vollständig ist [35]. Dies gilt im Allgemeinen

auch für die Wellenlängenzuweisung und RWA [97, 48]. Für bestimmte Topologien lassen sich allerdings polynomiale Algorithmen angeben.

Es gibt einige sehr effiziente Heuristiken für die Färbung, die den Knoten sequentiell Farben zuweisen und dabei versuchen, mit möglichst wenigen auszukommen. Bei einer dem Verfahren „Most-Used“ ähnlichen Heuristik verfährt man wie folgt.

1. Ordne die Knoten ihrem Grad nach. Nummeriere die Farben und beginne mit der ersten.
2. Weise dem nichtgefärbten Knoten mit dem höchsten Grad die aktuelle Farbe zu.
3. Gehe alle unkolorierten Knoten der Reihe nach durch. Einen Knoten, der zu keinem mit der momentanen Farbe benachbart ist, färbe mit dieser.
4. Fahre mit Schritt 2 mit der nächsten Farbe fort, bis allen Knoten eine Farbe zugewiesen wurde.

1.4 Schutz und Wiederherstellung

In einem WDM-System werden über eine einzige Faser grosse Datenströme transportiert. In einem Kabel zwischen zwei Netzknoten liegen teilweise bis zu einigen hundert oder tausend Fasern. Von einer Störung wie z.B. einem Kabelbruch durch einen Bagger sind daher grosse Verkehrsströme betroffen.

Unsere Informationsgesellschaft ist auf eine zuverlässige Kommunikationsinfrastruktur angewiesen. Dem Schutz von Verbindungen gegen Ausfälle kommt in einem Transportnetz eine zentrale Bedeutung zu. Bei der oft geforderten Verfügbarkeit von 99.999 % ist dies ohne geeignete Massnahmen für den Fall eines auftretenden Fehlers nicht möglich. Voraussetzung für Schutzmassnahmen ist eine gewisse Redundanz im Netz, d.h., es werden mehr Ressourcen installiert, als für den eigentlichen Betrieb notwendig sind. Fällt beispielsweise eine Teilstrecke im Netz aus, so werden die betroffenen Verbindungen auf einen alternativen Pfad umgeleitet. Ausserdem muss jeder Knoten mindestens den Grad zwei haben, ansons-

ten kann dieser durch den Ausfall einer Verbindung von den restlichen Knoten abgeschnitten sein.

Zur Erzielung von Ausfallsicherheit (Resilience) in einem Netz werden zwei verschiedene Ansätze verfolgt:

Schutz (Protection) Schon beim Verbindungsaufbau werden die Massnahmen für den Fehlerfall vorbereitet. Somit kann bei der Detektion einer Störung sofort auf die bereitgestellten Ressourcen umgeschaltet werden.

Wiederherstellung (Restoration) Ausgehend von den aktuell verfügbaren Netzressourcen wird versucht, die unterbrochene Verbindung wiederherzustellen. Dies benötigt meist deutlich mehr Zeit als der Schutz, da hier aufwendige Signalisierungs- und Schaltvorgänge notwendig werden [95].

In der Regel werden heutzutage beide Verfahren kombiniert, um eine hohe Verfügbarkeit zu gewährleisten. Bei SDH/SONET muss beispielsweise der Schutzpfad innerhalb von 50 ms wirksam werden [108]. Andernfalls wird eine Wiederherstellung der Verbindung versucht.

Bisher waren die Transportprotokolle für die Ausfallsicherheit der Verbindungen zuständig. Die optische Schicht übernahm reine Transportdienste und stellte Datenkanäle zwischen den einzelnen Netzknoten zur Verfügung. Aufgrund der immer grösseren Datenströme und deren teilweiser Verarbeitung direkt in der OPL ist es vorteilhaft, auch in dieser Schicht Schutzmassnahmen vorzusehen [72]. Hierdurch kann auf Fehler wie z.B. Kabelbrüche oder Ausfälle von OA in der betreffenden Schicht und bei der richtigen Granularität, d.h. Grösse der Verkehrseinheit wie z.B. auf Basis eines Ip, einer OMS oder gar eines Kabels, direkt reagiert werden. Für das darüberliegende Transportprotokoll würde sich eine solche Störung als gleichzeitiger Ausfall sehr vieler verschiedener Verbindungen äussern und umfangreiche Wiederherstellungsmassnahmen nach sich ziehen.

Da das Transportprotokoll in der Regel keine Kenntnis über die Realisierung der ihm vom OTN angebotenen Datenkanäle hat, können keine gemeinsamen Abhängigkeiten (z.B. Verwendung des gleichen OA) entdeckt werden. Daher ist unter Umständen die Wiederherstellung bestimmter Verbindungen nicht möglich, vor allem dann, wenn die vorgesehenen

Schutzressourcen vom Fehler ebenfalls betroffen sind. Ein wesentlicher Aspekt ist auch das Zusammenspiel der verschiedenen Schichten bei den Schutzmechanismen [34, 39]. Hierbei führt ein redundanter Schutz in mehreren Schichten zu unnötigem Ressourcenbedarf. Die Rekonfiguration der optischen Schicht bei ASON hilft hierbei, kapazitätseffiziente Lösungen zu realisieren [32].

Dienstklasse	RC1	RC2	RC3	RC4
Ausfallsicherheit	Hoch	Mittel	Niedrig	Nicht vorhanden
Zeit für Wiederherstellung	10 – 100 ms	100 ms – 1 s	1 – 10 s	beliebig
Schutzschema	Schutz	Wiederherstellung	Umleitung	Bevorzugung
Aufbau des Wiederherstellungspfades	Vorkonfiguriert	Nach Bedarf sofort	Nach Bedarf verzögert	Kein Aufbau vorgesehen
Ressourcenbelegung	Reserviert	Nach Bedarf (garantiert)	Nach Bedarf (falls verfügbar)	Keine
QoS nach Wiederherstellung	Gleich	kurzzeitig schlechter	evtl. schlechter	Keine

Tabelle 1.2: Dienstklassen für Ausfallsicherheit im OTN (gemäss [14]).

Mit Einführung des OTN bietet dieses an die Transportschicht optische Dienste mit einer bestimmten Dienstgüte QoS an [23, 120]. Der wichtigste QoS-Parameter ist die Garantie auf eine bestimmte Ausfallsicherheit [50]. Ein Vorschlag für mögliche Dienstklassen für das Transportnetz ist nach Autenrieth und Kirstadter [14] in Tabelle 1.2 aufgeführt. Hierbei bietet RC1 die höchste und RC4 die niedrigste Ausfallsicherheit. Diese Dienstklassen sind insbesondere im Zusammenspiel mit MPLS für „Internet Service Provider“ (ISP) und „Network Service Provider“ (NSP) von Interesse [39].

1.5 Test-Szenarien

Für den Test von Algorithmen zur Netzplanung ist es unerlässlich, entsprechende Topologien und Verkehrsmodelle zur Hand zu haben. In den folgenden Abschnitten werden die aus den COST-Aktionen (European Cooperation in the Field of Scientific and Technical Research) 239 und 266 stammenden Modelle kurz vorgestellt.

1.5.1 Europäisches COST-Projekt 239

Die Aktion COST 239 (Ultra-High Capacity Optical Transmission Networks), welche 1998 auslief, beschäftigte sich mit verschiedenen Netzkonzepten für ein pan-europäisches Transportnetz. Es wurden sowohl die Übertragungseigenschaften auf der Faser als auch Aspekte der höheren Schichten untersucht. Um die verschiedenen Ansätze zu vergleichen, einigten sich die Teilnehmer nach langer Diskussion auf ein gemeinsames Referenznetz [19].

Die Netzknoten wurden anhand der teilnehmenden Länder ausgewählt. Da das Netz ausgedehnt ist, und damit die Übertragungsdistanzen lang sind, wurde es in ein Kernnetz und vier Satellitennetze unterteilt. In Abbildung 1.9 ist die gewählte Topologie des Kernnetzes zu sehen. Die Untersuchungen in dieser Arbeit beschränken sich, wenn nicht anders erwähnt, stets auf das Kernnetz.

Um eine Abschätzung für den auftretenden Verkehrsbedarf zwischen einem Knotenpaar $\alpha = (i, j)$ zu erhalten, wurde das von O'Mahony *u. a.* [90] entwickelte Population Distance (PD)-Modell verwendet:

$$T_\alpha = T_{i,j} = K P_i P_j D_{i,j}^{-1}. \quad (1.5)$$

Hier entsprechen P_i und P_j den Bevölkerungen, welche zum Netzknoten i bzw. j gehören, und $D_{i,j}$ der Distanz zwischen den beiden Knoten. Mit der Konstanten K kann das Modell an das Gesamtverkehrsaufkommen angepasst werden. Das Verkehrsaufkommen ist proportional zur Anzahl Gesprächspartner und invers zur Entfernung zwischen ihnen. Das PD-Modell hat sich insbesondere für die Beschreibung der Charakteristik von Telefonverkehr sehr bewährt. Das Verkehrsmuster ist stets symmetrisch.

Von Sinclair [109] wurde das Modell noch um einen Durchdringungsfaktor (Penetration Factor) F_i ergänzt, der der unterschiedlichen techno-

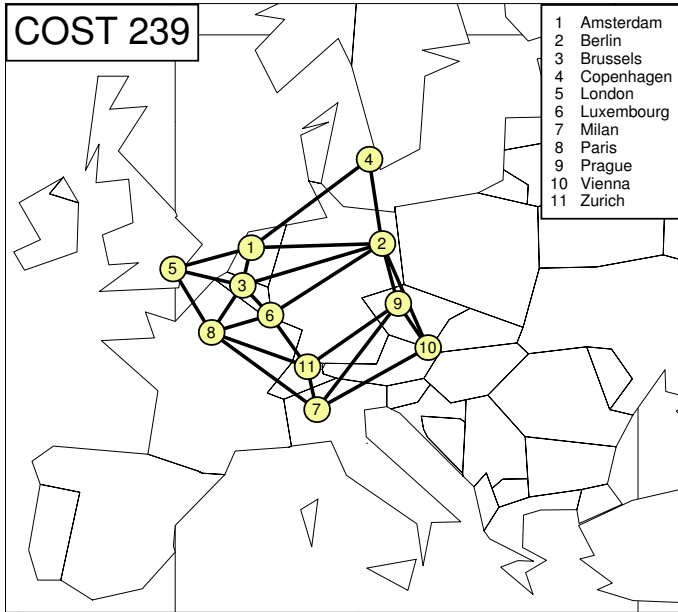


Abbildung 1.9: Topologie des COST-239-Referenznetzes (gemäss [19]).

logischen Entwicklung in den einzelnen Ländern Rechnung trägt:

$$T_{i,j} = KP_i F_i P_j F_j D_{i,j}^{-1}. \quad (1.6)$$

Dieser wurde anhand einer Anpassung an Daten der ITU für den Telefonverkehr, soweit verfügbar, bestimmt und entspricht einer Skalierung der Bevölkerungszahlen. In Tabelle 1.3 ist der sich aus dem Modell ergebende Verkehrsbedarf zwischen den Knoten aufgeführt.

1.5.2 Europäisches COST-Projekt 266

In der Aktion COST 266 (Advanced Infrastructure for Photonic Networks) werden die in COST 239 begonnenen Arbeiten fortgesetzt. Hier verlagerte sich der Schwerpunkt des Interesses mehr auf die höheren Schichten. Insbesondere das Durchdringen des Weitverkehrsnetzes mit Datenverkehr, der eine völlig andere Charakteristik aufweist, und die Verfügbarkeit neuer

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
1		8	4	1	5	1	2	5	1	1	3
2	8		6	3	8	2	9	11	2	9	11
3	4	6		1	4	1	2	6	1	1	6
4	1	3	1		1	1	1	1	1	1	1
5	5	8	4	1		1	3	10	1	2	3
6	1	2	1	1	1		1	1	1	1	1
7	2	9	2	1	3	1		5	1	3	6
8	5	11	6	1	10	1	5		1	2	6
9	1	2	1	1	1	1	1	1		1	1
10	1	9	1	1	2	1	3	2	1		3
11	3	11	6	1	3	1	6	6	1	3	

Tabelle 1.3: Verkehrsmatrix für das COST-239-Netz (in Anzahl STM-16-Verbindungen, gemäss [19]).

Technologien legte die Anpassung des Referenzmodells nahe. Die Grundzüge des neuen Referenzszenarios sollen hier kurz erläutert werden, Einzelheiten findet man in [33].

Ähnlich dem COST-239-Netz wurde ausgehend von heutigen, real existierenden pan-europäischen Transportnetzen ein Basisnetz mit einer Grundtopologie (Basic Topology, BT) definiert (siehe Abbildung 1.10). Um verschiedene Aspekte der betrachteten Ansätze im Projekt und deren spezifische Vor- und Nachteile besser untersuchen zu können, wurde dieses in zwei Dimensionen variiert:

1. Anzahl der Knoten und
2. Anzahl Kanten bzw. Vermaschungsgrad.

Hieraus ergeben sich insgesamt fünf Netze, deren wichtigste Eigenschaften in Tabelle 1.4 zu finden sind. Graphisch ist dies in Abbildung 1.11 verdeutlicht. Die entsprechenden Topologien sind in Abbildung 1.12 und Abbildung 1.13 dargestellt.

Die Entfernung zwischen zwei Knoten wird über die Luftlinie bestimmt. Diese lässt sich sehr einfach aus den Koordinaten über die Ha-

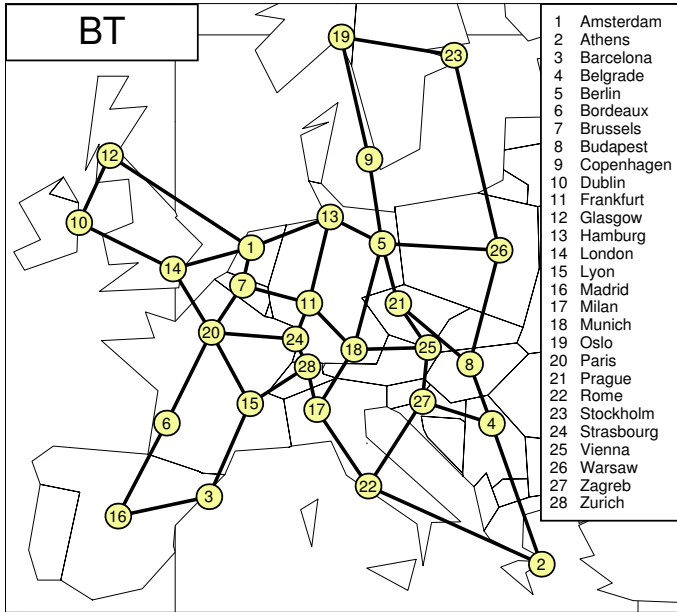


Abbildung 1.10: Topologie des Grundnetzes von COST 266 nach [33] (Basic Topology, BT).

versine-Formel [111] berechnen:

$$D = 2R \arcsin \left(\min \{1, \sqrt{a}\} \right), \quad (1.7)$$

$$a = \sin^2 \left(\frac{\phi_2^g - \phi_1^g}{2} \right) + \cos(\phi_1^g) \cos(\phi_2^g) \sin^2 \left(\frac{\lambda_2^g - \lambda_1^g}{2} \right). \quad (1.8)$$

Hierbei ist $R = 6371.01$ km der Radius der Erde nach dem WGS-84-Standard (World Geodetic System 1984). Die geographische Länge und Breite werden mit λ^g bzw. ϕ^g bezeichnet. Durch die min-Funktion werden eventuelle Rundungsfehler bei der arcsin-Funktion abgefangen.

Die Länge der Faser $L_{i,j}$ wird entsprechend dem ETSI-Standard (European Telecommunications Standards Institute) [1] in Abhängigkeit der

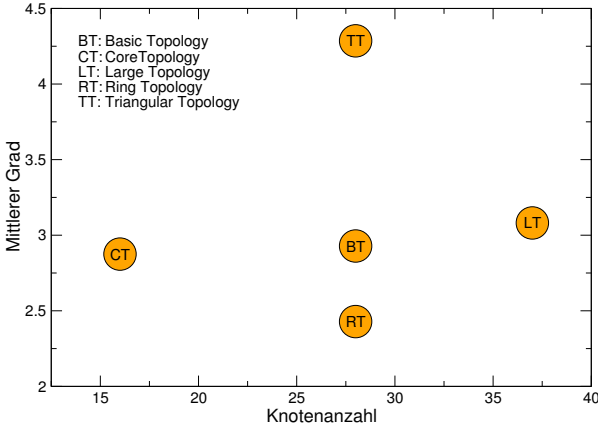


Abbildung 1.11: Variation des Grundnetzes von COST 266 in zwei Dimensionen.

Luftlinie wie folgt angenommen:

$$L_{i,j}(D_{i,j}) = \begin{cases} 1.5D_{i,j}, & D_{i,j} < 1000 \text{ km}, \\ 1500 \text{ km}, & 1000 \text{ km} \leq D_{i,j} < 1200 \text{ km}, \\ 1.25D_{i,j}, & D_{i,j} \geq 1200 \text{ km}. \end{cases} \quad (1.9)$$

Durch diese sehr generelle Festlegung der Entfernungen lässt sich das Modell beispielsweise leicht um weitere Knoten erweitern.

Ein zentraler Punkt für ein Referenzszenario ist das zugrundeliegende Verkehrsmodell. Es ist ausserordentlich schwierig, entsprechende Daten von den Netzbetreibern zu erhalten. Auf jeden Fall sollte die starke Zunahme des Datenverkehrs und die damit verbundene Verlagerung von

Topologie	N	$ E $	$\bar{\delta}$	δ_{\min}	δ_{\max}	\bar{L}	L_{\min}	L_{\max}
BT (Basic Topology)	28	41	2.93	2	5	625	218	1500
CT (Core Topology)	16	23	2.86	2	4	487	218	783
LT (Large Topology)	37	57	3.08	2	5	648	218	1977
RT (Ring Topology)	28	34	2.43	2	4	630	218	1500
TT (Triangular Topology)	28	60	4.29	2	6	643	218	1500

Tabelle 1.4: Eigenschaften der COST-266-Topologien (Längen in km).

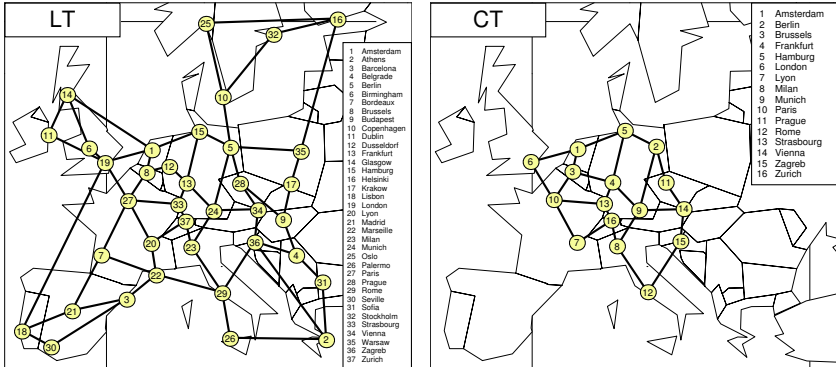


Abbildung 1.12: Variation des Grundnetzes in der Anzahl Knoten ergibt die „Large Topology“ (LT) und die „Core Topology“ (CT).

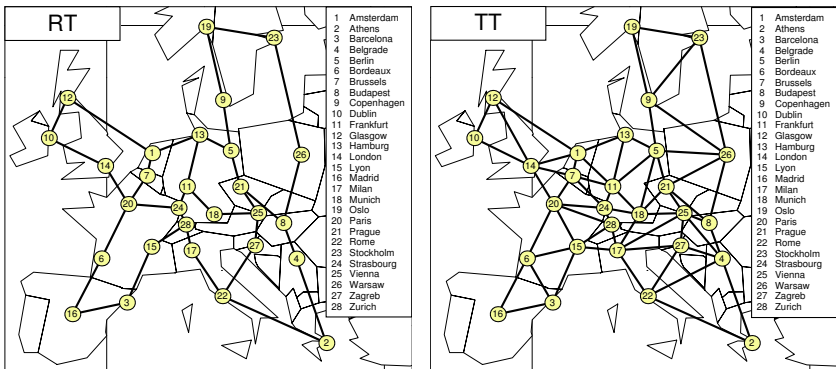


Abbildung 1.13: Die „Ring Topology“ (RT) und die „Triangular Topology“ (TT) als Variation des Grundnetzes.

sprach- zu datenzentrierten Diensten des Transportnetzes widergespiegelt werden.

Für das Verkehrsmuster werden, wie von Dwivedi und Wagner [41] vorgeschlagen, drei Verkehrstypen mit unterschiedlicher Charakteristik betrachtet (Tabelle 1.5). Bezugnehmend auf die Herkunft des Verkehrs sind E_i die Anzahl der nicht in der Produktion arbeitenden Angestellten und H_i die Zahl der Internetnutzer. Die Entfernungsabhängigkeit für Daten-

verkehr ist nicht so ausgeprägt wie für Telefonverkehr. Für den Internetverkehr besteht keine Korrelation mehr mit der Distanz der Kommunikationspartner (global village scenario).

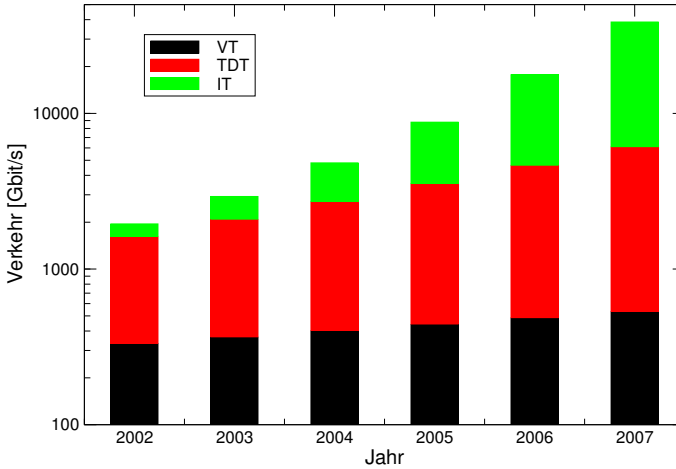


Abbildung 1.14: Entwicklung des Gesamtverkehrs im Grundnetz.

Es wird ein Referenzzeitraum von 2001–2006 betrachtet, bei dem der Anteil von VT abnimmt und das Verkehrsmuster immer stärker vom Datenverkehr (TDT und IT) dominiert wird. Die Zunahme ist durch zwei Faktoren bestimmt. Zum einen nimmt die Zahl der Nutzer (P_i, E_i, H_i) zu; der Verkehr wächst gemäss (1.6) bzw. den Charakteristiken der Verkehrs-

Verkehrsart	Charakteristik	Wachstumsrate	
		Nutzer	K
Telefonverkehr (voice traffic, VT)	$K_V P_i P_j D_{i,j}^{-1}$	0.2 %	9.5 %
Datenverkehr für Transaktionen (transaction data traffic, TDT)	$K_T E_i E_j D_{i,j}^{-1/2}$	4 %	24 %
Internetverkehr (Internet traffic, IT)	$K_I H_i H_j$	40 %	27 %

Tabelle 1.5: Verkehrstypen im COST-266-Referenzszenario (Wachstum pro Jahr).

arten in Tabelle 1.5 quadratisch. Andererseits ändert sich auch das Nutzungsverhalten, welches sich in einer Zunahme der entsprechenden Konstanten K widerspiegelt. Insgesamt vervielfacht sich beispielsweise der IT (Internet traffic) jedes Jahr um einen Faktor von 2.5. Für das BT ist die Entwicklung des Verkehrs in Abbildung 1.14 illustriert (man beachte die logarithmische Skala).

1.5.3 Generelle Eigenschaften der Netze

In diesem Abschnitt sollen kurz einige grundlegende Eigenschaften der verschiedenen Netze untersucht werden.

Von Baroni *u. a.* [18] wurde der Verbindungsfaktor $\beta = 2 \cdot |E| / (N \cdot (N - 1))$ eingeführt. Hier wird die Zahl der Kanten mit denen bei einem vollvermaschten Netz (Full Mesh, FM) verglichen, wobei eine Faser zwischen jedem Knotenpaar vorausgesetzt wird. Je höher der Verbindungsfaktor ist, desto mehr gleicht das Netz einem FM.

In Bezug auf Faserlänge und Hop-Metrik wäre ein FM optimal. Als ein Mass für die Adaption der Topologie an den Verkehr bietet sich die relative gewichtete Pfadlänge an:

$$\gamma = \frac{\sum_{\alpha \in V^2} T_{\alpha} \cdot l(p_{\alpha})}{\sum_{\alpha \in V^2} T_{\alpha} \cdot l(p_{\alpha, FM})}, \quad (1.10)$$

wobei $l(p_{\alpha, FM})$ die Länge im entsprechenden FM ist. Hierbei bezeichnen p_{α} bzw. $p_{\alpha, FM}$ einen kürzesten Pfad für das Knotenpaar α in der jeweiligen Topologie.

	BT	CT	LT	RT	TT	COST 239
β	0.108	0.192	0.086	0.090	0.159	0.400
γ_{Faser}	1.33	1.20	1.34	1.54	1.19	1.07
γ_{Hop}	3.00	2.42	3.17	3.59	2.53	1.56

Tabelle 1.6: Verbindungsfaktor und relative Pfadlänge der Netze in Bezug auf Faserlänge und Hop-Metrik.

In Tabelle 1.6 sind der Verbindungsfaktor und die relativen Pfadlängen für beide Metriken angegeben. Hierbei müssen bei den schwach vermaschten Netzen wie dem RT um 54%, beim TT nur um 19% längere Wege in

Kauf genommen werden. Ähnliches gilt für die mittlere Zahl von Teilstrecken, die zwischen 2.53 und 3.59 liegt.

Unter Kapazität

$$C = \sum_{p \in W} B(p) \cdot l(p) \quad (1.11)$$

wird stets die Summe der Längen der Pfade multipliziert mit der Bandbreite $B(p)$ eines Pfades oder eines Kanals verstanden. Es ist die für das Netz benötigte Kapazität, um den Verkehr abzuwickeln. Falls Schutzmassnahmen ergriffen werden, so wird zusätzliche Kapazität benötigt. In der Regel wird $B(p) = 1$ gesetzt, da nur die Zahl der Kanäle von Interesse ist bzw. relative Grössen betrachtet werden.

Die für den Betrieb notwendige Kapazität ist mit der Arbeitslast w_i der Kanten über

$$C_w = \sum_{i=1}^{|E|} w_i \quad (1.12)$$

verknüpft. Für die Schutzstrukturen muss zusätzliche Kapazität s_i auf jeder Kante zur Verfügung stehen. Das heisst im Netz steht insgesamt

$$C_s = \sum_{i=1}^{|E|} s_i \quad (1.13)$$

an Schutzkapazität für den Störfall bereit. Die für das Netz notwendige Gesamtkapazität ist somit $C_t = C_w + C_s$.

In Abbildung 1.15 ist die benötigte Kapazität für die Arbeitspfade der betrachteten Netze in Abhängigkeit von der Bandbreite pro lp dargestellt. Für die Arbeitspfade wurde der kürzeste Pfad gewählt. Normiert wurde auf die Kapazität bei kontinuierlichen Strömen.

Mit zunehmender Bandbreite eines lp wird immer mehr Kapazität benötigt. Dies liegt an der nur teilweisen Ausnutzung eines Kanals. Das ausgedehntere LT-Netz ist hiervon deutlich stärker betroffen als die eng begrenzten Netze CT und COST 239. Bis zu STM-16 sind die Wellenlängen noch relativ gut ausgelastet. Daher wurde im Folgenden meist die entsprechende Bandbreite für einen lp gewählt. Hierbei ist die Übertragung bei heutigen Systemen auch (nahezu) noch nicht durch physikalische Begrenzungen eingeschränkt. In einem realen Netz würde eine Bündelung (Grooming) von nur teilweise genutzten Kanälen die Effizienz deutlich steigern.

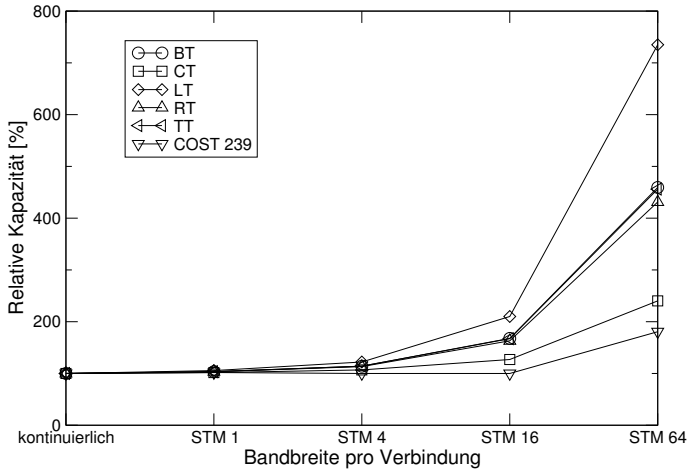


Abbildung 1.15: Relative Kapazität für verschiedene Bandbreiten pro Kanal.

1.6 Aufbau der Arbeit

Nachdem in diesem Kapitel wichtige Begriffe der optischen Übertragung eingeführt und am Beispiel von RWA einige Methoden und Vorgehensweisen bei der Netzplanung erläutert wurden, wird im Folgenden die Gliederung der Arbeit kurz skizziert.

Mit einem OXC lassen sich allgemeine Maschennetze realisieren. Den Schwerpunkt von Kapitel 2 bildet die Realisierung und der Vergleich verschiedener Schutzstrategien in solchen Netzen. Hierbei steht der Ressourcenbedarf im Vordergrund.

Im dritten Kapitel wird die Planung von Ringnetzen untersucht. Ringe waren dank ihrer einfachen Struktur die ersten Netze, bei denen volloptische Signalverarbeitung eingeführt wurde. Allerdings sind die Topologien in der Realität meistens nicht ringartig. Daher stellt sich das Problem, Ringnetze in reale Netze einzubetten. Hierzu werden effiziente Algorithmen eingeführt.

Die Dynamik des Verkehrs im WAN nimmt stetig zu. Vorhersagen für das zukünftige Verkehrsmuster sind mit grossen Unsicherheiten behaftet.

Der Schwerpunkt von Kapitel 4 liegt auf der systematischen Berücksichtigung von Ungewissheiten bei der Dimensionierung des Netzes.

Am Ende folgt eine Zusammenfassung und ein Ausblick auf weitere Forschungsaktivitäten.

Kapitel 2

Schutzstrategien in Maschennetzen

2.1 Einführung

In diesem Kapitel werden verschiedene Schutzmechanismen in Maschennetzen untersucht. Als Transporteinheit wird der Pfad betrachtet. Hierbei wird angenommen, dass Verbindungen zwischen Start- und Endknoten bestehen, die gegen Ausfall einer Netzkomponente geschützt werden sollen [94].

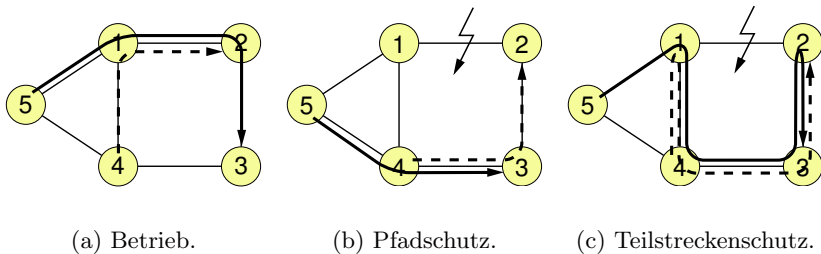


Abbildung 2.1: Netz im Betrieb und im Schutzfall.

Die verschiedenen Ansätze sollen anhand des Beispielnetzes in Abbildung 2.1 erläutert werden. In (a) ist der Betriebszustand mit zwei geschalteten Verbindungen gezeigt.

Ein naheliegender Ansatz ist der Schutz aller Verbindungen auf Pfadenebene. Hierbei muss neben dem Arbeitspfad auch ein Schutzpfad für jede der Verbindungen zur Verfügung gestellt werden. Im Fehlerfall (b) werden alle betroffenen Verbindungen auf den dazugehörigen Schutzpfad umgeleitet.

Statt auf Pfadenebene ist es auch möglich, die Teilstrecken der Pfade einzeln zu schützen (Fall (c)). Als Teilstrecke („Span“ oder „Link“) wird hier der Abschnitt zwischen zwei Netzknoten mit all seinen Netzelementen (Fasern, Verstärker, usw.) bezeichnet. Bei Auftreten eines Fehlers müssen nur die beiden die Teilstrecke begrenzenden Knoten dies detektieren und entsprechend reagieren.

Falls die Schutzkapazität einem Pfad oder einer Teilstrecke fest zugeteilt wird, spricht man von dediziertem Schutz. Dieser ist in der Regel relativ ressourcenintensiv, garantiert aber eine hohe Verfügbarkeit und ist meist leicht zu implementieren. Oft erzielt man dadurch sogar eine Immunität gegen mehrere gleichzeitig auftretende Fehler. Die Schutzressourcen können eventuell für Verkehr mit niedriger Priorität im Betriebsfall zusätzlich genutzt werden.

Deutlich kapazitätseffizienter ist es allerdings, wenn die Schutzkapazität für mehrere voneinander unabhängige Fehlerfälle zum Einsatz kommt. Hierbei spricht man von gemeinsamem Schutz auf Pfad- bzw. Teilstreckenebene. Allerdings ist die Planung und das Netzwerkmanagement hier wesentlich aufwendiger.

Für den im Weitverkehrsnetz sich vollziehenden Übergang von Ring- zu Maschentopologien werden verschiedene neuartige Schutzmechanismen diskutiert [55]. Eine sehr erfolgversprechende Methode ist der Schutz mittels sogenannter p -Zyklen [56].

Als Qualitätsmass für die einzelnen Schutzvarianten wird generell die notwendige Kapazität für die Realisierung des Netzes betrachtet. Je nach Art des Schutzes ist die Komplexität des Netzes und des dazugehörigen Netzwerkmanagement allerdings stark unterschiedlich.

2.2 Dedizierter Schutz auf Pfadenebene

Als Arbeitspfad wird häufig der kürzeste Pfad zwischen Start- und Zielknoten gewählt, für dessen Bestimmung der effiziente Algorithmus von Dijkstra [36] zum Einsatz kommt. Der dazugehörige Schutzpfad wird ermittelt, indem die Kanten bzw. Knoten des Arbeitspfades ausgeblendet werden und der kürzeste Pfad in diesem virtuellen Netz bestimmt wird. Hiermit wird eine Immunität gegen den Ausfall der jeweils ausgeblendeten Komponente erzielt. Auf den dann tatsächlich auftretenden Fehler wird bei

der Behebung keine Rücksicht genommen.

Allerdings kann es bei der Ermittlung des Schutzpfades zu Problemen in sogenannten „Trap“-Topologien kommen. Dies soll anhand der Netze in Abbildung 2.2 erläutert werden. Der kürzeste Pfad (fette Linie) in Abbil-

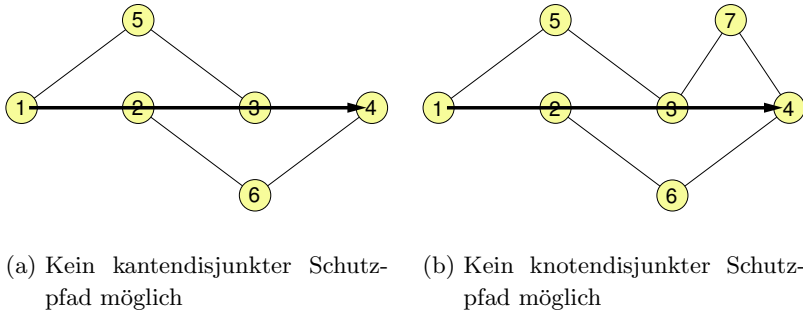


Abbildung 2.2: Trap-Topologien für kanten- und knotendisjunkte Pfade.

dung 2.2(a) von Knoten 1 zu Knoten 4 führt über die Knoten 2 und 3. Nun ist es nicht mehr möglich, einen kantendisjunkten oder gar knotendisjunkten Schutzpfad zu finden, da jeder Pfad von Knoten 1 zu 4 entweder Knoten 2 oder aber Knoten 3 passiert. Daher muss diese Blockierung des Schutzpfades bei der Bestimmung des Arbeitspfades berücksichtigt werden.

In Abbildung 2.2(a) hingegen würde zwar ein kantendisjunkter, aber kein knotendisjunkter Schutzpfad existieren. Allerdings wäre auch hier die Kombination des Arbeitspfades mit dem Schutzpfad über die Knoten 5, 3 und 7 nicht die optimale Konfiguration.

Für die Lösung dieser Probleme gibt es mehrere Ansätze [24]:

1. Erweiterung des Dijkstra-Algorithmus, so dass die k_w kürzesten Pfade zwischen den Knoten berechnet werden [126, 57]. Anschliessend bestimmt man zu jedem Arbeitspfad einen möglichen Schutzpfad. Unter allen diesen Paaren wird dasjenige mit der kürzesten Gesamtlänge ausgewählt. In der Regel findet man eine zufriedenstellende Lösung mit $k_w = 10 \dots 20$. Allerdings kann mit diesem Verfahren keine Optimalität garantiert werden.

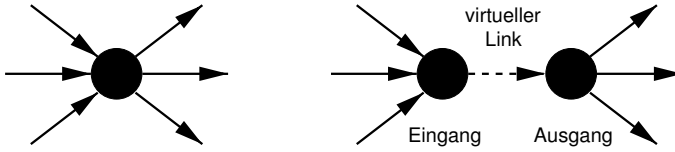
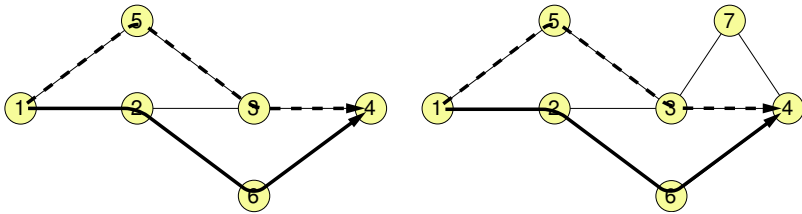


Abbildung 2.3: Aufspaltung eines Knotens in einen virtuellen Ein- und Ausgangsknoten.

2. Suurballe und Tarjan [117] gingen ebenfalls vom Dijkstra-Algorithmus aus. Aus dem kürzesten Pfad und der ursprünglichen Topologie wird ein Hilfsnetz abgeleitet. In diesem wird erneut der kürzeste Pfad bestimmt. Durch die Kombination der beiden Pfade lässt sich die Blockierung aufheben und Arbeits- und Schutzpfad ableiten. Der Algorithmus hat die gleiche Komplexität wie der Dijkstra-Algorithmus, die Erzeugung des Hilfsnetzes für den knotendisjunkten Fall ist allerdings relativ kompliziert. Er kann auch auf mehr als zwei Pfade erweitert werden.
3. Eine exakte Lösung lässt sich durch die Abbildung auf das Min-Cost-Flow-Problem [44, 68] bestimmen, für das effiziente Algorithmen existieren. Jeder Kante wird eine Kapazität eines Kanals und Kosten von einer Einheit zugewiesen. Die optimale Kombination aus Arbeits- und Schutzpfad ergibt sich für einen Fluss von zwei Einheiten vom Start- zum Zielknoten. Für knotendisjunkte Pfade müssen die Knoten in virtuelle Ein- und Ausgangsknoten gemäß Abbildung 2.3 aufgespalten werden. Der virtuelle Link hat ebenfalls eine Kapazität von einer Verbindung.

Für die Beispielnetze aus Abbildung 2.2 sind in Abbildung 2.4 die jeweils optimale Kombination von Arbeitspfad (fette Linie) und kanten- bzw. knotendisjunkttem Schutzpfad (gestrichelte Linie) dargestellt. Knotendisjunktheit impliziert Kantendisjunktheit, daher wird in der Regel etwas mehr Kapazität bei dieser stärkeren Forderung benötigt.

Ist der Schutzpfad fest einem Arbeitspfad zugeordnet und die zugehörige Kapazität hierfür fest reserviert, spricht man von *dediziertem Pfadschutz* (Dedicated Path, DP). Im Betrieb können die Daten über Arbeits-



(a) Kantendisjunkter Schutzpfad.

(b) Knotendisjunkter Schutzpfad.

Abbildung 2.4: Arbeitspfad (fett) und Schutzpfad (gestrichelt) für Trap-Topologie.

und Schutzpfad gleichzeitig gesendet werden, um kurze Reaktionszeiten zu ermöglichen. Im Falle einer Störung kann der Empfangsknoten ohne weitere Signalisierung auf den anderen Datenstrom umschalten. Diese Betriebsart wird in SDH auch als „1+1“-Schutz bezeichnet. Eine andere Möglichkeit ist, dass der Schutzpfad in Bereitschaft gehalten (hot-standby), aber bei Nichtbedarf für Verkehr mit niedriger Priorität verwendet wird. In SDH-Terminologie heisst dies „1 : 1“-Schutz. Im Fehlerfall muss der Sendeknoten auf den höher priorisierten Verkehr umschalten.

Für die untersuchten Beispielnetze wurden die optimalen Kombinationen aus Schutz- und Arbeitspfad bestimmt (siehe Abbildung 2.5). In der Abbildung wie auch im Folgenden wird stets auf die notwendige Kapazität für Shortest-Path-Routing (SPR) normiert, um die Ergebnisse für die verschiedenen Netze untereinander vergleichen zu können. Dargestellt ist die relative Kapazität für Betrieb und Schutz für einen kantendisjunkten (edge disjoint, ed) und knotendisjunkten (node disjoint, nd) Schutzpfad.

In der Regel ist mit ca. 3 % Kapazität, ein wenig mehr für die weniger vermaschten und ausgedehnten Topologien (RT, BT), für den Betrieb zu rechnen, um „Trap“-Konstellationen Rechnung zu tragen. Für den Schutz sind immerhin ca. 160 % zusätzliche Kapazität vorzusehen. Für das sehr stark vermaschte TT sind dies nur 135 %, für das RT über 180 %.

Die Forderung nach knotendisjunkten Pfaden wirkt sich nur unwesentlich auf die zusätzliche Kapazität aus.

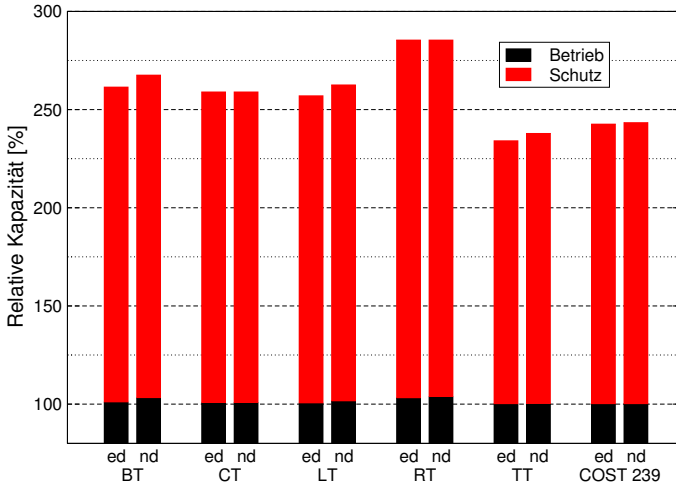


Abbildung 2.5: Erforderliche Zusatzkapazität bei dediziertem Schutz auf Pfadenebene (ed: kantendisjunkt, nd: knotendisjunkt).

2.3 Gemeinsamer Schutz auf Pfadenebene

Durch gemeinsame Nutzung von Schutzressourcen lässt sich signifikant Kapazität sparen. In diesem Abschnitt sollen verschiedene Schutzstrategien auf Pfadenebene näher beleuchtet werden.

Generell ist es günstig, die Arbeitspfade so zu wählen, dass sie nicht gleichzeitig von einem Fehler beeinträchtigt werden können. Dies führt in der Regel zu einer Lastverteilung.

In Abbildung 2.6 ist ein Netz mit zwei geschalteten Verbindungen von Knoten 1 zu Knoten 2 (durchgezogene Linien) abgebildet. Beide Pfade p_1, p_2 können über den einen eingezeichneten Schutzpfad p_3 (gestrichelte Linie) gegen Ausfall gesichert werden. Hierbei werden insgesamt nur 7 Kapazitätseinheiten benötigt. Wenn hingegen für die Arbeitspfade der kürzeste Pfad p_3 gewählt würde, bestünde keine Möglichkeit, die Schutzkapazität zu teilen, da beide Verbindungen bei einem Fehler von p_3 simultan ausfallen. Es wären 8 Kapazitätseinheiten notwendig.

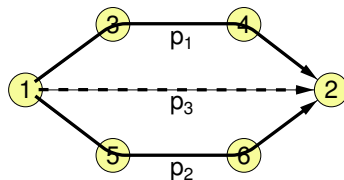


Abbildung 2.6: Optimale Konfiguration der Arbeitspfade (durchgezogene Linie) und des Schutzpfades (gestrichelte Linie) bei gemeinsamem Pfadschutz.

2.3.1 „ $m : n$ “-Schutz

Falls sich n Arbeitspfade zwischen denselben Endpunkten einen gemeinsamen Schutzpfad teilen, spricht man bei SDH/SONET von „ $n : n$ “-Schutz, bzw. allgemeiner, bei m Schutzpfaden, von $m : n$.

In Abschnitt 2.2 wurde der Min-Cost-Flow-Algorithmus verwendet, um mittels einer Quelle und Senke der Intensität 2 ein Paar kanten- bzw. knotendisjunkter Pfade vom Start- zum Zielknoten zu ermitteln. Ganz analog können mit dem Algorithmus k Pfade unter den gewünschten Randbedingungen mittels einer entsprechenden Quelle bzw. Senke der Intensität k ermittelt werden. Die maximale Zahl k_{\max} kanten- bzw. knotendisjunkter Pfade vom Start- zum Zielknoten ist durch den Grad der beiden Knoten begrenzt.

Da die Schutzkapazität nur zwischen Pfaden derselben Endpunkte geteilt wird, zerfällt das Problem der optimalen Wegeleitung und des Schutzes in voneinander unabhängige Teilprobleme. Für ein Knotenpaar lassen sich diese mit dem folgenden Algorithmus effizient lösen.

1. Bestimme für $k = 2 \dots k_{\max}$ die optimalen Pfade $p_{k,1} \dots p_{k,k}$ vom Start- zum Zielknoten.
2. Berechne für jedes k die notwendige Kapazität pro Verbindung

$$C(k) = \frac{1}{k-1} \sum_{i=1}^k l(p_{k,i}). \quad (2.1)$$

3. Von den T_α Verbindungen für das Knotenpaar α werden

$$n = (k_{\text{opt}} - 1) \cdot m \quad \text{und} \quad m = \left\lfloor \frac{T_\alpha}{(k_{\text{opt}} - 1)} \right\rfloor \quad (2.2)$$

mittels des optimalen k_{opt} und der damit verbundenen minimal notwendigen Kapazität $C(k_{\text{opt}})$ durch „ $m : n$ “-Schutz befriedigt.

4. Die restlichen $T_\alpha - n < k_{\text{opt}}$ Verbindungen werden durch Wiederholung des Verfahrens geroutet, wobei die Ergebnisse aus den ersten beiden Schritten wiederverwendet werden können.

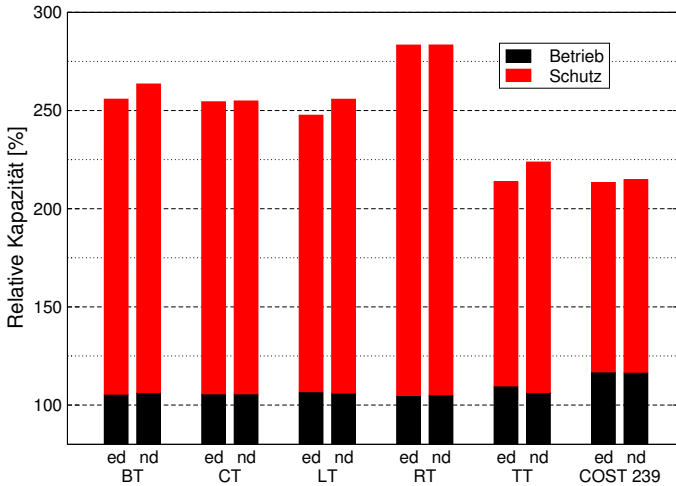


Abbildung 2.7: Zusatzkapazität bei „ $m : n$ “-Schutz auf Pfadenebene (ed: kantendisjunkt, nd: knotendisjunkt).

In Abbildung 2.7 sind die Resultate für die untersuchten Netze dargestellt. Für die Arbeitspfade wird ca. 5% mehr Kapazität benötigt. Dadurch wird es möglich, dass sich mehrere Verbindungen die Schutzkapazität teilen können und die benötigte Gesamtkapazität sich um 10% gegenüber dem dedizierten Schutz (vergleiche Abbildung 2.8) leicht reduzieren lässt.

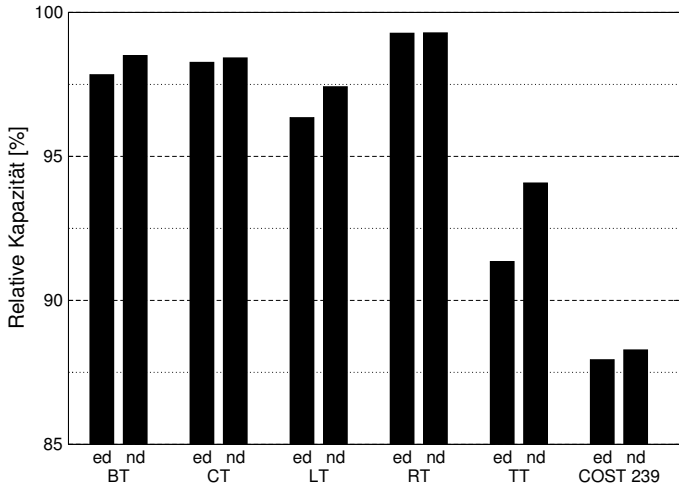


Abbildung 2.8: Ressourcenbedarf bei „ $m : n$ “-Schutz normiert auf den Kapazitätsbedarf bei dediziertem Schutz (ed: kantendisjunkt, nd: knotendisjunkt).

2.3.2 Allgemeiner Fall

In der Regel existieren in einem Netz zwischen zwei Knoten nur wenige knoten- bzw. kantendisjunkte Pfade. Daher ergeben sich nur geringe Einsparungen, wenn man, wie beim „ $m : n$ “-Schutz, eine gemeinsame Nutzung der Schutzressourcen nur für Verbindungen zwischen denselben Endpunkten zulässt. Können alle Verbindungen von einem Pool an Schutzkapazität Gebrauch machen, lässt sich die für einen vollständigen Schutz notwendige Zusatzkapazität drastisch reduzieren. Allerdings nimmt die Komplexität bei *geteiltem Pfadschutz* (Shared Path, SP) erheblich zu, da nun die vorher entkoppelten Teilprobleme nicht mehr getrennt betrachtet werden können.

Ziel ist es, für eine gegebene Wegeleitung der Arbeitspfade die dazugehörigen Schutzpfade so zu bestimmen, dass die notwendige Gesamtkapazität, d.h. die Summe der Kapazitäten für Betrieb und Schutz, minimiert

wird. Dies lässt sich als ein ILP-Problem formulieren. Die Zielfunktion

$$\min \sum_{i=1}^{|E|} s_i \quad (2.3a)$$

ist die Summe der für die Schutzpfade aufzuwendenden Schutzkapazitäten s_i auf den Kanten i . Hierbei müssen verschiedene Randbedingungen zur Lösung des Problems eingehalten werden. Für jeden Schutzpfad muss ausreichend freie Kapazität zur Verfügung stehen:

$$\sum_{j=1}^{|P_p|} m_j \cdot \Gamma_{i,j}^{\text{ps}} \cdot \Delta_{j,k}^{\text{ps}} \leq s_i, \quad \forall i \in E, \quad \forall k \in F. \quad (2.3b)$$

Die Indikatorfunktion

$$\Gamma_{i,j}^{\text{ps}} = \begin{cases} 1, & \text{Schutzpfad } j \text{ passiert Kante } i, \\ 0, & \text{sonst,} \end{cases} \quad (2.3c)$$

zeigt an, ob ein Schutzpfad eine Kante i verwendet. Die Menge P_p enthält die Kandidaten für mögliche Schutzpfade.

Als mögliche Fehlerszenarien F werden zum einen der Ausfall einer Teilstrecke oder aber zusätzlich noch der Ausfall eines Knotens betrachtet. Der gleichzeitige Ausfall mehrerer Verbindungen wird durch

$$\Delta_{j,k}^{\text{ps}} = \begin{cases} 1, & \text{Schutzpfad } j \text{ kommt bei Fehler } k \text{ zum Einsatz,} \\ 0, & \text{sonst,} \end{cases} \quad (2.3d)$$

berücksichtigt.

Alle Verbindungen müssen durch einen Schutzpfad gesichert sein:

$$\sum_{j=1}^{|P_p|} m_j \cdot \Psi_{\alpha,j}^{\text{ps}} = T_\alpha, \quad \forall \alpha \in V \times V. \quad (2.3e)$$

Falls Schutzpfad j den Arbeitspfad zwischen dem Knotenpaar α sichert, ist die Indikatorfunktion $\Psi_{\alpha,j}^{\text{ps}} = 1$, ansonsten $\Psi_{\alpha,j}^{\text{ps}} = 0$. Die Optimierungsvariablen

$$m_j \in \mathbb{N}_0, \quad \forall j \in P_p, \quad (2.3f)$$

geben an, wieviele Verbindungen den entsprechenden Schutzpfad verwenden.

Für P_p verwendet man z.B. die k_p kürzesten Schutzpfade zu jedem Arbeitspfad, die die Forderungen an Robustheit (knoten- oder kantendisjunkt) erfüllen.

Es stellt sich heraus, dass das verwendete Routing einen entscheidenden Einfluss auf die Güte der gefundenen Lösung hat. Daher ist es von Vorteil, Wegeleitung und Identifikation der notwendigen Schutzpfade gemeinsam durchzuführen. In der neuen Zielfunktion

$$\min \sum_{i=1}^{|E|} (w_i + s_i) \quad (2.4a)$$

kommt die für die Arbeitspfade notwendige Kapazität

$$w_i = \sum_{j=1}^{|W|} n_j \cdot \Gamma_{i,j}^p, \quad \forall i \in E, \quad (2.4b)$$

hinzu.

Hier zeigt $\Gamma_{i,j}^p$ die Nutzung der Kante i durch den Arbeitspfad j an. Die Menge der möglichen Pfade W besteht z.B. aus den k_w kürzesten Pfaden zwischen allen Netzknotenpaaren. Es müssen auch alle Verbindungen der Verkehrsmatrix befriedigt werden:

$$\sum_{j=1}^{|W|} n_j \cdot \Phi_{\alpha,j}^p = T_\alpha, \quad \forall \alpha \in V \times V, \quad (2.4c)$$

wobei $\Phi_{\alpha,j}^p$ als Indikatorfunktion angibt, ob Pfad j ein gültiger Arbeitspfad für das Knotenpaar α ist. Die Dimensionierung der Schutzkapazität

$$\sum_{j=1}^{|P_p|} m_j \cdot \Gamma_{i,j}^{ps} \cdot \Delta_{j,k}^{ps} \leq s_i, \quad \forall i \in E, \quad \forall k \in F, \quad (2.4d)$$

und der Zahl der Schutzpfade

$$\sum_{j=1}^{|P_p|} m_j \cdot \Psi_{i,j}^{ps} \geq n_i, \quad \forall i \in W, \quad (2.4e)$$

ist ganz analog zum vorherigen Fall. Hierbei ist zu beachten, dass Schutzpfade stets einem bestimmten Arbeitspfad i zugeordnet sind. Es kann

durchaus sein, dass derselbe Schutzpfad daher mehrere Variablen m_j erhält.

Zusätzlich kommen als neue Optimierungsvariablen die n_j hinzu, d.h. die Anzahl an Verbindungen, die durch Schutzpfad j gesichert werden, mit

$$m_j \in \mathbb{N}_0, \quad \forall j \in P_p \quad \text{und} \quad n_j \in \mathbb{N}_0, \quad \forall j \in W. \quad (2.4f)$$

Das Gleichungssystem von (2.4) wird von einem C++ Programm unter Verwendung von LEDA automatisch aufgestellt. Anschliessend versucht man, mit dem kommerziellen LP-Löser CPLEX eine Lösung zu finden. Hierbei wurde die maximale Programmlaufzeit auf 2h begrenzt. Für die möglichen Arbeitspfade W wurden die k_w kürzesten Pfade mit $k_w = 1, 2, 4, 8$ zwischen jedem Knotenpaar vorgegeben. Analog kamen die $k_p = 1, 2, 4, 8, 16$ kürzesten Schutzpfade (falls existent) für jeden Pfad als Beitrag zu P_p zum Einsatz.

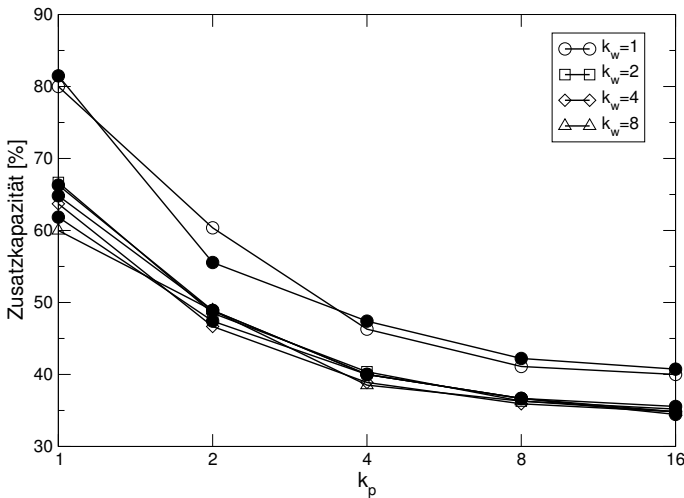


Abbildung 2.9: Notwendige Zusatzkapazität bei gemeinsamen Schutz auf Pfadenebene für das COST-239-Netz in Abhängigkeit der Anzahl k_p berücksichtigter Schutzpfade für ein Knotenpaar (Parameter: Anzahl k_w der berücksichtigten Pfadkandidaten für ein Knotenpaar).

In Abbildung 2.9 sind die Resultate für das COST-239-Netz in Abhängigkeit von k_w und k_p für die beiden Fälle eines kantendisjunkten (leere Symbole) und knotendisjunkten (volle Symbole) Schutzpfades zu sehen. Unter Zusatzkapazität wird hier immer die notwendige Kapazität für vollständigen Schutz verstanden, einschliesslich der Kapazität, die für längere Arbeitspfade gegenüber SPR benötigt wird.

Hierbei ist eine deutliche Reduktion der notwendigen Zusatzkapazität mit der Zahl der möglichen Schutzpfadalternativen bei der Optimierung zu erzielen. Das Netz kann mit knapp 35 % weiteren Ressourcen gegen beide möglichen Ausfälle gesichert werden. Um diese Lösung zu finden, reicht es aus, nur eine Alternative für den Arbeitspfad zu betrachten. Knotendisjunktheit führt zu keinem höheren Ressourcenbedarf, es wurden sogar teilweise bessere Lösungen aufgrund der eingeschränkten Suchmenge gefunden.

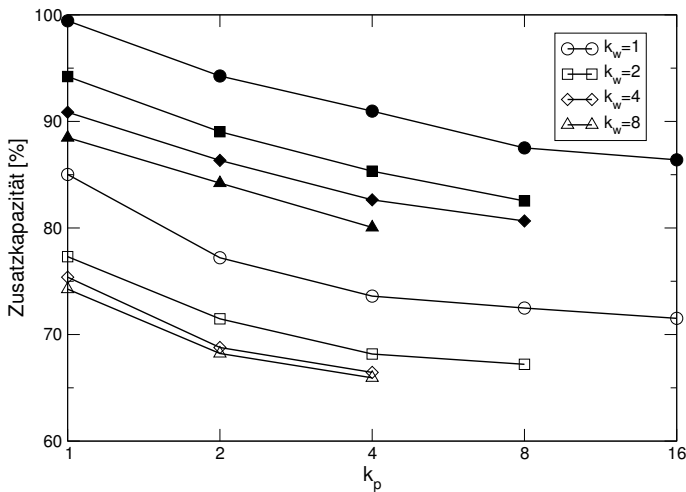


Abbildung 2.10: Notwendige Zusatzkapazität bei gemeinsamem Schutz auf Pfadebene für das BT-Netz in Abhängigkeit der Anzahl k_p berücksichtigter Schutzpfade für ein Knotenpaar (Parameter: Anzahl k_w der berücksichtigten Pfadkandidaten für ein Knotenpaar).

Da die Zahl der Variablen $|W| + |P_p| \sim N^2 \cdot k_w \cdot k_p$ proportional zu N^2 ist, können für grössere Netze normalerweise nur wenige mögliche Pfade bzw. Schutzpfade berücksichtigt werden, obwohl sich dadurch in der Regel nicht die optimale Lösung ergibt.

Für das BT-Netz ist die entsprechende Figur in Abbildung 2.10 dargestellt. Eine Lösung des Gleichungssystems wurde innerhalb der vorgegebenen Rechenzeit nur gefunden, falls ersteres nicht zu viele Variablen enthält. Hier ist für Knotendisjunktheit 80 % und für Kantendisjunktheit nur 66 % an zusätzlicher Kapazität vorzusehen.

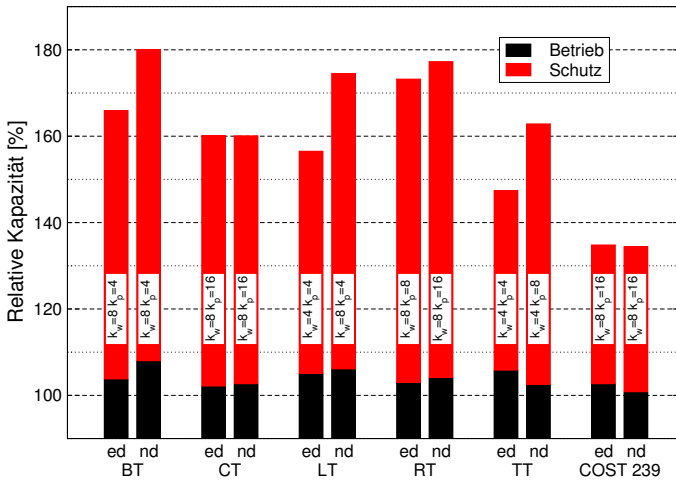


Abbildung 2.11: Kapazitätsbedarf bei gemeinsamem Schutz auf Pfadebene (ed: kantendisjunkt, nd: knotendisjunkt).

Die jeweils beste gefundene Lösung für die untersuchten Netze ist in Abbildung 2.11 mit den entsprechenden Parametern dargestellt. Für die kleineren Netze (CT und COST 239) wurde stets eine Lösung gefunden, wobei die Forderung nach Knotendisjunktheit keine zusätzliche Kapazität benötigt, hingegen sind bei den übrigen Netzen immerhin zwischen 3 % (RT) und 17 % (LT) mehr Kapazität zu veranschlagen.

Eine weitere Reduktion der Schutzkapazität ist möglich, indem die im Fehlerfall nicht mehr von den betroffenen Arbeitspfaden benötigten Ressourcen für die Nutzung durch Schutzpfade freigegeben werden [64]. Das

bedeutet, dass die Art des Fehlers in die Reaktion auf den Fehler einfließt. Dies führt direkt zur Wiederherstellung von Verbindungen (Restoration) und bedingt in der Regel komplizierte Schalt- und Signalisierungsvorgänge. Die für den Schutz oft vorgegebenen Reaktionszeiten von unter 50 ms können damit normalerweise nicht eingehalten werden.

2.3.3 Heuristik für den allgemeinen Fall

Von der Effizienz her ist SP sehr attraktiv, allerdings wird die Planung bei grossen Netzen schnell sehr komplex, und es ergeben sich Probleme, um eine zufriedenstellende Lösung des Gleichungssystems (2.4) zu finden. Weiterhin ist es für WP-Netze notwendig, die Wellenlängenkontinuität bei der Planung der Schutzressourcen zu berücksichtigen.

Daher soll in diesem Abschnitt eine einfache Heuristik entwickelt werden, die häufig zufriedenstellende Lösungen ergibt [75]. Hierbei wird das Problem in zwei Schritten angegangen:

1. Einteilung der Pfade in Gruppen, die gemeinsame Ressourcen nutzen können (Protection Share Group, PSG).
2. Zuweisung der Schutzkapazität für jede der PSG.

Durch die Separierung verringert sich die Komplexität beträchtlich, allerdings auf Kosten der Optimalität. Hier wird davon ausgegangen, dass die Wegeleitung der Arbeitspfade getrennt erfolgt.

Bildung der PSG

Zwei Arbeitspfade l und m können sich die Kapazität für den Schutzpfad teilen, falls nicht beide vom selben Fehlerereignis betroffen sind, d.h., es gilt die Beziehung

$$\Psi_{i,l}^{\text{ps}} \cdot \Delta_{i,k}^{\text{ps}} \cdot \Psi_{j,m}^{\text{ps}} \cdot \Delta_{j,k}^{\text{ps}} = 0, \quad \forall i, j \in P_p, \quad \forall k \in F. \quad (2.5)$$

In diesem Fall bezeichnet man beide Pfade als voneinander *unabhängig*. Im ersten Schritt soll die Menge der Arbeitspfade in Mengen voneinander unabhängiger Pfade, die PSG, partitioniert werden. In der Literatur findet man auch den dazu komplementären Ansatz, die Bildung der Mengen voneinander abhängiger Pfade bzw. „Shared Risk Group“ [106].

In Abschnitt 1.3.4 wurde die Wellenlängenzuordnung auf ein Färbungsproblem in einem virtuellen Graphen G_{wc} abgebildet. Hierbei wurde jeder Pfad durch einen Knoten repräsentiert. Eine Kante steht für eine gemeinsame Teilstrecke der entsprechenden Pfade. Anschliessend wurde G_{wc} gefärbt.

Bei der Forderung eines kantendisjunkten Schutzpfades sind zwei Arbeitspfade voneinander unabhängig, falls sie keine gemeinsame Teilstrecke besitzen. Falls man nun analog zur Wellenlängenzuordnung den entsprechenden virtuellen Graphen G_{sg} bildet, bei dem die Arbeitspfade ebenfalls durch Knoten dargestellt werden und eine Kante für die gegenseitige Abhängigkeit steht, so gilt $G_{wc} = G_{sg}$. Haben also zwei Arbeitspfade die gleiche Wellenlänge, so können sie sich die Schutzkapazität teilen (zumindest, falls keine Fasern ein gemeinsames Kabel teilen). Somit reduziert sich die Bildung der PSG auf die Kolorierung von G_{sg} . Alle Knoten bzw. Pfade, denen die gleiche „Farbe“ zugeordnet wird, gehören zur selben PSG.

Falls man auch Knotenfehler in Betracht zieht, enthält G_{sg} gegenüber G_{wc} zusätzliche Kanten, um dem gleichzeitigen Ausfall zweier Arbeitspfade beim Fehler eines der Knoten Rechnung zu tragen.

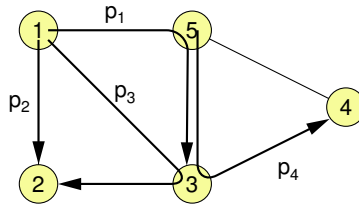
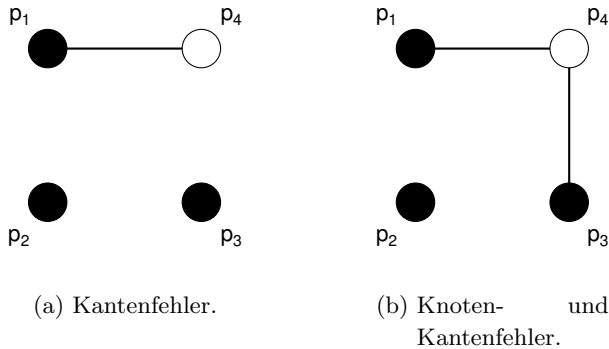


Abbildung 2.12: Beispielnetz mit vier Arbeitspfaden.

Anhand des Beispielnetzes in Abbildung 2.12 mit vier Arbeitspfaden $p_1 \dots p_4$ soll dies näher diskutiert werden. Der dazugehörige Graph G_{sg} ist in Abbildung 2.13 für Kanten- bzw. Knoten- und Kantenfehler mit der dazugehörigen Färbung dargestellt. Da beide Pfade p_3 und p_4 den Knoten 3 passieren, enthält der rechte Graph G_{sg} eine weitere Kante. Beide Male ergeben sich zwei PSG.

Ganz analog lassen sich auch andere Fehlerszenarien behandeln, z.B.

Abbildung 2.13: Der Graph G_{sg} für das Beispiel.

der Fall einer Abhängigkeit zweier Arbeitspfade von einem gemeinsamen Kabel oder das Auftreten von Mehrfachfehlern. Man muss nur beachten, dass in der Regel die „Farben“ des Graphen G_{sg} mit den Wellenlängen der Arbeitspfade nichts zu tun haben. Nur im Falle des kantendisjunkten Schutzpfades sind G_{sg} und G_{wc} identisch.

Zuweisung von Schutzkapazität für eine PSG

Nachdem die Arbeitspfade in PSG partitioniert wurden, muss jeder dieser Pfadmengen Zusatzkapazität für deren Schutz zugewiesen werden. Dies erfolgt für jede PSG getrennt mittels einer einfachen Heuristik.

1. Ordne die Arbeitspfade der PSG entsprechend der Zahl der Teilstrecken.
2. Beginne mit dem längsten Pfad. Erzeuge einen virtuellen Graphen mit der Topologie des Netzes ohne die Teilstrecken bzw. die Knoten des betrachteten Pfades p_i und mit den ursprünglichen Längen der Teilstrecken. Addiere eine Konstante zu der Länge aller Teilstrecken hinzu, die bisher für den Schutz der PSG noch nicht verwendet werden. Diese Konstante sollte grösser als die Länge des längsten Pfades im Netz sein.
3. Berechne im virtuellen Netz den kürzesten Pfad zwischen Start- und

Zielknoten von p_i und verwende diesen als Schutzpfad für p_i .

4. Fahre mit dem nächst kürzeren Arbeitspfad p_{i+1} fort, bis allen Arbeitspfaden der PSG ein Schutzpfad zugewiesen und somit die Schutzkapazität für die PSG alloziert wurde.

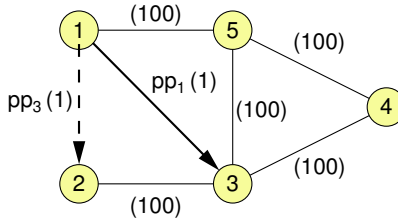


Abbildung 2.14: Virtuelle Topologie für die Allokation der Schutzkapazität.

In Abbildung 2.14 ist die verwendete virtuelle Topologie bei der Berechnung des Schutzpfades für p_2 der schwarzen PSG des Beispielnetzes gezeigt. Die Schutzpfade für p_1 und p_3 wurden schon zugewiesen (mit pp bezeichnet). Die Zahlen in Klammern geben die Länge an, die gestrichelte Kante ist versteckt. Die Teilstrecke von Knoten 1 nach Knoten 3 kann wiederverwendet werden.

Der Algorithmus findet stets eine Lösung für die Schutzpfade, die die geforderten Randbedingungen erfüllen. Hierbei wird versucht, möglichst wenig Schutzkapazität einzusetzen und diese unter möglichst vielen Arbeitspfaden der PSG gemeinsam zu verwenden. Hierbei ist die Komplexität sehr gering und entspricht derjenigen des Dijkstra-Algorithmus.

Bei der Bestimmung der Arbeitspfade ist darauf zu achten, dass ein Schutzpfad mit den geforderten Randbedingungen überhaupt existiert („Trap“-Topologien).

Die Allokation der Schutzkapazität für die Arbeitspfade der PSG lässt sich auch sehr einfach mittels eines ILP-Problems formulieren, d.h., es gilt

$$\min \sum_{i=1}^{|E|} s_i \quad (2.6a)$$

unter den Randbedingungen

$$\sum_{j=1}^{|P_p|} m_j \cdot \Gamma_{i,j}^{\text{PS}} \cdot \Delta_{j,k}^{\text{PS}} \leq s_i, \quad \forall i \in E, \quad \forall k \in F, \quad (2.6b)$$

$$\sum_{j=1}^{|P_p|} m_j \cdot \Psi_{i,j}^{\text{PS}} = 1, \quad \forall i \in W_{\text{PSG}}, \quad (2.6c)$$

$$m_j \in \mathbb{B}, \quad \forall j \in P_p. \quad (2.6d)$$

Hierbei ist zu beachten, dass alle Optimierungsvariablen nunmehr binär sind. Die ILP-Formulierung ermöglicht, die Güte der Heuristik für diesen Teilschritt einzuschätzen. Da nur eine kleine Teilmenge W_{PSG} der Arbeitspfade W betrachtet wird, und entsprechend wenige Variablen (einige hundert) notwendig sind, lässt sich dieses Gleichungssystem, auch für grosse Netze, im Gegensatz zu Gleichungssystem (2.3), sehr schnell lösen. Allerdings muss dies bei der Netzplanung für jede PSG erfolgen, d.h., bei diesem Vorgehen muss man viele, jedoch kleine und einfache Gleichungssysteme lösen.

Ringnetzwerke

Um eine erste Abschätzung für die erzielte Güte des Algorithmus zu gewinnen, sollen im Folgenden Ringnetzwerke betrachtet werden. Hier lässt sich eine optimale Lösung für ein uniformes Verkehrsmuster mit einer Verbindung zwischen je zwei Netzknoten direkt angeben.

Für dedizierten Schutz benötigt jede Verbindung eine Wellenlängenverbindung auf jeder der Teilstrecken, d.h., insgesamt sind $N^2 \cdot (N - 1)$ Kapazitätseinheiten notwendig.

Für eine ungerade Zahl N an Netzknoten ist das SPR in einem Ring wohldefiniert und am Beispiel für einen solchen mit fünf Knoten in Abbildung 2.15 dargestellt. Jeder Knoten hat $(N - 1)/2$ Verbindungen innerhalb des Rings. Somit sind (je ein Faserpaar zwischen den Knoten angenommen)

$$w(N) = \sum_{k=1}^{(N-1)/2} k = \frac{N^2 - 1}{8} \quad (2.7)$$

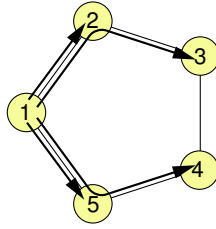


Abbildung 2.15: SPR für einen Ring mit fünf Knoten.

Arbeitspfade in jeder der Fasern. Im Fehlerfall müssen diese umgeleitet werden, d.h., die Richtung, in der sie den Ring durchqueren, muss umgekehrt werden. Bei gemeinsam genutzter Schutzkapazität wird aufgrund der hohen Symmetrie gleich viel Kapazität für Schutz und Betrieb benötigt:

$$C_w(N) = C_s(N) = 2 \cdot N \cdot w(N) = \frac{N^3 - N}{4}. \quad (2.8)$$

Der Faktor zwei trägt den beiden Richtungen einer Duplexverbindung Rechnung.

Von Wilfong [125] wurde allgemein gezeigt, dass die Zahl der Wellenlängen in Abhängigkeit der Anzahl Knoten

$$|\Lambda(N)| = w_{\max}(N) = \begin{cases} (N^2 - 1)/8, & N \bmod 2 = 1, \\ N^2/8, & N \bmod 4 = 0, \\ N^2/8 + 1/2, & \text{sonst,} \end{cases} \quad (2.9)$$

beträgt. Die entsprechende Kapazität ergibt sich damit zu $C_t(N) = 4 \cdot N \cdot |\Lambda(N)|$.

In Tabelle 2.1 sind die Resultate für Ringe verschiedener Größe aufgeführt. Die Wellenlängenzuweisung der Arbeits- und Schutzpfade erfolgte mittels Färbung von G_{wc} . Zu beachten ist, dass sich $|\Lambda^{opt}(N)|$ und $|\Lambda(N)|$ um einen Faktor zwei unterscheiden, da in (2.9) die Schutzkapazität nicht berücksichtigt wurde.

Obwohl sich eigentlich für einen Ring kein Unterschied zwischen den beiden Fällen von Teilstreckenfehler (Link Failure, LF) alleine und zusammen mit Knotenfehlern (Node Failure, NF) ergeben sollte, unterscheiden

N	3	4	5	6	7	8	9
$C_t(N)$	12	32	60	110	168	256	360
$ \Lambda^{opt}(N) $	2	4	6	10	12	16	20
DP: LF und LF + NF							
$C_t^{DP}(N)$	18	48	100	180	294	448	648
$ \Lambda^{DP}(N) $	3	6	10	15	21	28	36
SP: LF							
$C_t^{SP_1}(N)$	12	36	60	124	173	280	369
$ \Lambda^{SP_1}(N) $	2	5	6	11	13	19	22
SP: LF + NF							
$C_t^{SP_2}(N)$	12	34	63	118	168	288	420
$ \Lambda^{SP_2}(N) $	2	5	7	10	12	19	25

Tabelle 2.1: Kapazität und Anzahl der Wellenlängen für verschiedene Ringgrößen N .

sich die beiden Lösungen ein wenig. Dies liegt an der Art, wie die PSG gebildet werden, und an der verwendeten Heuristik, um G_{sg} zu färben. Die gefundenen Lösungen liegen nahe an der theoretischen unteren Schranke. Mit zunehmender Ringgröße wird der gemeinsame Schutz immer effizienter.

Fallstudie für reale Netze

Die Güte der Heuristik soll anhand der schon untersuchten pan-europäischen Netze betrachtet werden. Hierbei ist insbesondere von Interesse, wie sich die Ergebnisse im Vergleich zu denjenigen gemäss des ILP-Ansatzes von (2.3) bzw. (2.4) verhalten.

Drei verschiedene Routingstrategien wurden betrachtet.

Routing 1: Die kürzest mögliche Verbindung für den Arbeitspfad, so dass dieser noch unter den gegebenen Randbedingungen geschützt werden kann.

Routing 2: Verteilung der Arbeitspfade auf möglichst viele kanten- bzw. knotendisjunkte Pfade.

Routing 3: Verwendung des sich bei der ILP-Formulierung aus (2.4) ergebenden optimalen Routings.

	BT LF	BT NF	COST 239 LF	COST 239 NF
Routing 1	130	310	31	48
Routing 2	123	286	28	60
Routing 3	119	270	20	38

Tabelle 2.2: Zahl der PSG für die Fallstudie.

In Tabelle 2.2 ist die Zahl der PSG für das BT- und das COST-239-Netz für die verschiedenen Wegeleitungsstrategien bei einer Granularität von STM-16 aufgeführt.

In der Regel werden mit Routing 3 am wenigsten und mit Routing 1 am meisten PSG benötigt, d.h., bei Routing 3 können sich mehr Pfade die Schutzkapazität teilen. Daher ist zu erwarten, dass dies am wenigsten Zusatzkapazität erfordert. Durch den Einbezug von Knotenfehlern nimmt die Zahl der PSG, insbesondere beim BT, stark zu.

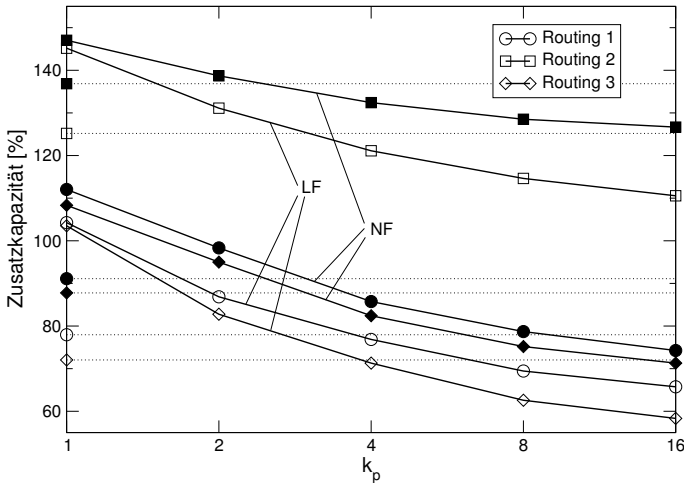


Abbildung 2.16: Zusatzkapazität für das COST-239-Netz (LF: Kantenfehler, NF: Knotenfehler).

Die notwendige Zusatzkapazität für das COST-239-Netz ist in Abbildung 2.16 aufgetragen. Hierbei geben die gepunkteten Linien das Ergebnis

der Heuristik für die beiden Fälle LF (leere Symbole) und NF (volle Symbole) und die drei untersuchten Routingstrategien an. Die Kurven stellen die Lösung von (2.6) in Abhängigkeit von der Zahl der berücksichtigten Schutzpfade k_p dar. Zum Vergleich zeigt Abbildung 2.17 die entsprechende

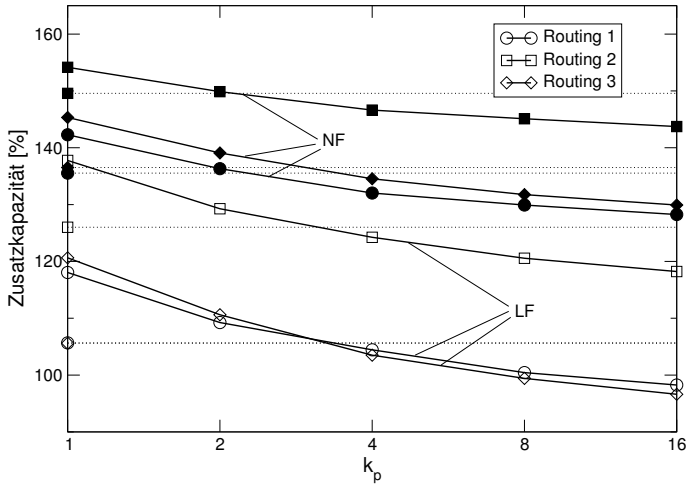


Abbildung 2.17: Zusatzkapazität für das BT-Netz (LF: Kantenfehler, NF: Knotenfehler).

Darstellung für das BT-Netz.

Je mehr Schutzpfade bei der ILP-Formulierung zur Auswahl stehen, umso besser wird die erzielte Lösung. Die Heuristik für die Allokation der Schutzkapazität für eine PSG entspricht ungefähr $k_p = 3$. Indem weitere Pfade berücksichtigt werden, kann die Zusatzkapazität um ca. 15% reduziert werden. Allerdings muss man hier beachten, dass für jede PSG ein Gleichungssystem gelöst werden muss; beim BT und NF sind dies etwa 300 Systeme mit je 50–1000 Variablen. Dies bedeutet allerdings immer noch eine wesentliche Reduktion gegenüber der ILP-Lösung des Gesamtproblems. Für alle hier untersuchten Netze konnte CPLEX sehr schnell, in der Regel innerhalb weniger Sekunden, eine optimale Lösung angeben.

Generell sind die erzielten Lösungen bei Verwendung von Routing 2 deutlich schlechter als mit den beiden anderen Routingverfahren. Dies

liegt daran, dass zwar die Schutzkapazität besser geteilt werden kann als bei Routing 1, dafür aber unverhältnismässig viel an Kapazität für die Arbeitspfade aufgewendet werden muss. Die beiden anderen Wegeleitungen erzielen vergleichbare Resultate.

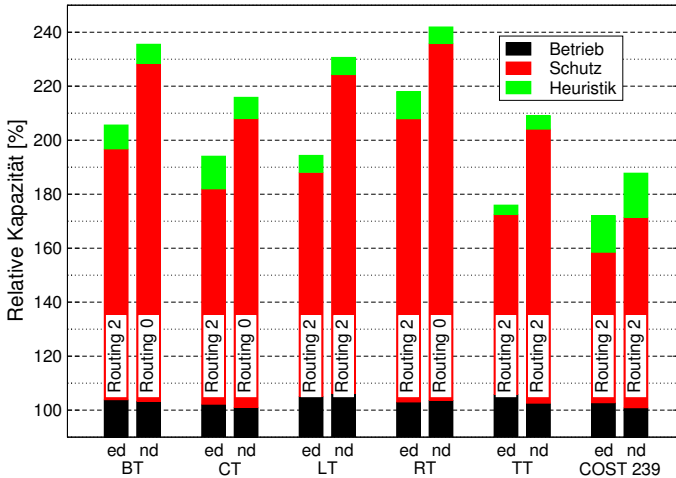


Abbildung 2.18: Zusatzkapazität für die untersuchten Netze (ed: kanten-disjunkt, nd: knotendisjunkt).

Für alle Netze ist die jeweils beste gefundene Lösung in Abbildung 2.18 abgebildet. Hierbei werden die optimale Dimensionierung für jede PSG (markiert mit Schutz) und die durch die vereinfachte Behandlung mittels der verwendeten Heuristik erzielte Lösung (markiert mit Heuristik) miteinander verglichen. Die Heuristik ist je nach Netz zwischen 5–15% von der optimalen Lösung entfernt.

Die Zahl der PSG ist direkt mit der notwendigen Schutzkapazität korreliert. Daher ist es relativ einfach, mittels einer Meta-Heuristik wie SA das Routing der Arbeitspfade so zu variieren, dass ausgehend von SPR mit möglichst geringer Arbeitskapazität die Anzahl der PSG minimiert wird. Hierdurch lassen sich mit einem einfach zu berechnenden Gütemass gute Ergebnisse trotz Entkoppelung der beiden Schritte erzielen.

Vergleicht man die Abbildungen 2.11 und 2.18, so zeigt es sich, dass durch die Planung der Schutzpfade in zwei Schritten (Einteilung in PSG

und Allozierung der Schutzkapazität für jede der PSG) die Resultate erheblich schlechter ausfallen (20–40 %).

Allerdings ergeben sich bei WP-Netzen deutliche Vorteile. Nach Konstruktion kann der Schutzkapazität einer PSG eine Wellenlänge zugeordnet werden. Eine aufwendige Rekonfiguration der OXC beim Umschalten auf den Schutzbetrieb lässt sich ebenfalls vermeiden. Einzig ein zusätzlicher Laser mit der Farbe der PSG bzw. ein Transponder für jeden der Arbeitspfade ist ausreichend. Daher ist hier auch eine relativ schnelle Reaktion auf einen Fehler möglich.

2.3.4 Verwandte Lösungsansätze

Der Algorithmus gemäss [127] ist ähnlich zum vorgestellten Verfahren, kommt aber mit einem Schritt aus, indem in die Metrik für die Teilstrecken bei der Bestimmung des Schutzpfades die Berücksichtigung des gemeinsamen Risikos mehrerer Arbeitspfade mit einfließt.

In [71] wird das iterative Verfahren „Successive Survivable Routing“ für die Bestimmung der notwendigen Schutzkapazität vorgestellt. Hierbei wird ein virtuelles Netz nur mit der Schutzkapazität konstruiert. Den Arbeitspfaden wird nacheinander als Schutzpfad der jeweils kürzeste Pfad (falls vorhanden) mit einer speziellen Metrik im virtuellen Netz zugewiesen. Durch periodische Anpassung der Zusatzkapazität und mehrmalige Wiederholung des Verfahrens konnte eine Lösung gefunden werden, die nahe derjenigen liegt, die mittels ILP errechnet wird. Dieses Vorgehen bietet sich insbesondere bei nichtlinearer Kostenfunktion an und ist besser als ein Ansatz zur Lösung des ILP-Gleichungssystems mittels SA. Eine Anpassung für eine fehlerabhängige Reaktion sogar unter Einbeziehung von wieder frei werdenden Ressourcen mittels einer Matrixbeschreibung für die Wiederherstellung von Verbindungen ist möglich [70]. Mittels genetischer Optimierung wird das Problem in [10] angegangen.

2.4 Dedizierter Schutz auf Teilstreckenebene

Beim Schutz auf Pfadenebene ist es notwendig, im Fehlerfall die betroffenen Verbindungen auf die Schutzpfade umzuleiten. Hierzu ist eine Signalisie-

zung zwischen den Netzknoten erforderlich. Um die richtigen Massnahmen einzuleiten, ist eine globale Sicht auf den Netzzustand wichtig.

Wenn der Schutz auf Teilstreckenebene erfolgt, müssen nur die beiden Knoten, welche die Teilstrecke begrenzen, den Fehlerfall detektieren und entsprechend reagieren. Da hier nur eine Masche und damit die unmittelbar benachbarten Netzressourcen bei der Wiederherstellung zum Einsatz kommen, ist deutlich weniger Signalisierungsaufwand notwendig. Durch die geringe Komplexität ist der Schutz der Teilstrecken insbesondere für die Realisierung in der physikalischen Schicht interessant [38].

Ausserdem ist der Teilstreckenschutz nicht sehr sensitiv auf das Verkehrsmuster. Daher kann dieser im Voraus geplant werden und erfordert keine Anpassung an Abweichungen gegenüber dem erwarteten Verkehr [88].

Im Fehlerfall werden alle Verbindungen über einen alternativen Pfad vom Start- zum Zielknoten der Teilstrecke umgeleitet. Die einfachste Form ist der *dedizierte Schutz einer Teilstrecke* (Dedicated Span, DS). Die geringe Komplexität wird hier allerdings durch relativ viel Zusatzkapazität erkauft, wie dies in Abbildung 2.19 für die untersuchten Netze zu sehen ist.

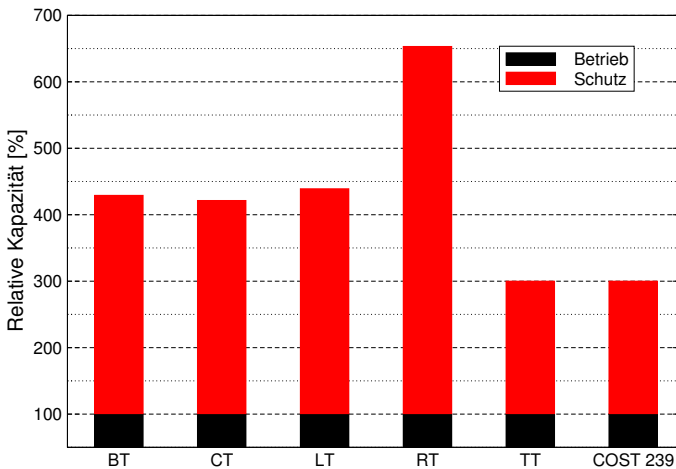


Abbildung 2.19: Kapazitätsbedarf für dedizierten Teilstreckenschutz.

Für den optimalen Fall einer Dreiecksmasche sind zwei Teilstrecken für

den Schutz von einer notwendig. Daher ist mindestens die doppelte Kapazität für den Schutz wie für den Betrieb vorzusehen, wie es auch beim TT und COST 239 der Fall ist. Für das sehr schwach vermaschte RT sind 553 % und für die mittleren Netze BT, CT und LT immer noch mehr als das dreifache der Arbeitskapazität für vollständigen Schutz notwendig. Hierbei wurde stets von SPR ausgegangen. Für Netze mit grösseren Maschen wie das BT lässt sich durch ein optimiertes Routing der Bedarf an Schutzkapazität minimal senken (Verbesserung unter 1 %).

2.5 Gemeinsamer Schutz auf Teilstreckenebene

In der Regel wird für ein Transportnetz nur gefordert, dass es bezüglich Ausfall von maximal einer Komponente robust ist. Beim dedizierten Teilstreckenschutz ist sehr viel Kapazität für den Schutz vorgesehen, wovon selbst im Fehlerfall nur ein kleiner Teil verwendet wird. Falls sich die Teilstrecken die Schutzkapazität untereinander teilen, spricht man von *gemeinsamem Teilstreckenschutz* (Shared Span, SS). Dieser kann deutlich effizienter erfolgen.

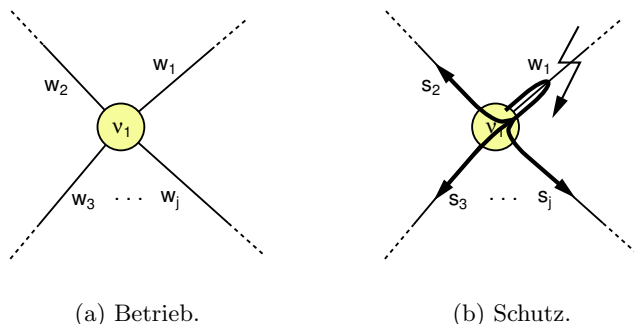


Abbildung 2.20: Basis für die Herleitung einer unteren Schranke bei gemeinsamem Teilstreckenschutz.

Von Doucette und Grover [37] wurde eine relativ einfache Schranke für die mindestens notwendige Zusatzkapazität bei gemeinsamem Teil-

streckenschutz hergeleitet. Diese soll anhand von Abbildung 2.20 erläutert werden. Der Knoten ν_1 hat den Grad $\delta(\nu_1) = j$. Fällt die Teilstrecke 1 aus, so wird die Arbeitslast w_1 auf die anderen Teilstrecken des Knotens verteilt. Daher müssen genügend freie Kapazitäten $s_2 \dots s_j$ vorhanden sein. Aus Symmetriegründen gilt dies entsprechend auch für den Ausfall einer der anderen Teilstrecken. Im optimalen Fall hat jede der Teilstrecken die gleiche Last $w_1 = \dots = w_j = w$, und die Zusatzkapazität kann unter allen Teilstrecken gleichmässig verteilt werden. In diesem Fall gilt:

$$\frac{\sum_{i=1}^j s_i}{\sum_{i=1}^j w_i} = \frac{j \cdot w / (j - 1)}{j \cdot w} = \frac{1}{\delta(\nu_1) - 1}. \quad (2.10)$$

Da dies für jeden Knoten des Netzes zutrifft und $(x - 1)^{-1}$ für $x > 1$ konvex ist, folgt als minimale Zusatzkapazität bei gemeinsamem Teilstreckenschutz und gleicher Last auf allen Teilstrecken mit Jensens Ungleichung [122] die Beziehung

$$\sum_{i=1}^N \frac{1}{N} \cdot \frac{1}{\delta(\nu_i) - 1} \geq \frac{1}{\sum_{i=1}^N \delta(\nu_i) / N - 1} = \frac{1}{\bar{\delta} - 1}. \quad (2.11)$$

Je höher daher der mittlere Grad eines Netzes ist, umso eher besteht die Möglichkeit für einen Schutz mit geringer Kapazität.

Auf ähnliche Weise kann auch die Arbeitslast in die Abschätzungen einbezogen werden. Hierbei ergibt sich, dass diese auf den Teilstrecken eines Knotens möglichst ausgeglichen sein sollte.

Von Herzberg *u. a.* [62] wurde ein ILP-Ansatz für die notwendige Zusatzkapazität zum Schutz der Teilstrecken vorgestellt. Die Zielfunktion

$$\min \sum_{i=1}^{|E|} s_i \quad (2.12a)$$

ist unter den Randbedingungen

$$\sum_{j=1}^{|P_{sp}|} m_j \cdot \Gamma_{i,j}^{ss} \cdot \Delta_{j,k}^{ss} \leq s_i, \quad \forall i \in E, \quad \forall k \in F, \quad (2.12b)$$

$$\sum_{j=1}^{|P_{sp}|} m_j \cdot \Psi_{i,j}^{ss} \geq w_i, \quad \forall i \in E, \quad (2.12c)$$

$$m_j \in \mathbb{N}_0, \quad \forall j \in P_{\text{sp}}, \quad (2.12d)$$

zu minimieren. Dabei zeigt die Indikatorfunktion $\Gamma_{i,j}^{\text{ss}}$ an, ob der Schutzpfad j die Teilstrecke i verwendet. Die Menge P_{sp} enthält die möglichen Schutzpfade für alle Teilstrecken. Hier bieten sich z.B. die k_p kürzesten Pfade zwischen den Endpunkten der Teilstrecke (ohne die Teilstrecke selber) an. Die Funktion $\Psi_{i,j}^{\text{ss}}$ zeigt an, ob Schutzpfad j die Teilstrecke i schützt.

Dieses Gleichungssystem ist deutlich weniger komplex als (2.3), da hier nur die Teilstrecken betrachtet werden müssen und die Zahl der Variablen in der Regel proportional zu $|E| \sim N$ ist. Im Gegensatz hierzu wächst die Anzahl Variablen bei Schutz auf Pfadenebene mit N^2 .

Beim Routing treten keine Problemfälle auf, und es ist stets möglich, SPR zu verwenden. Allerdings ist es günstiger, eine Lastverteilung durchzuführen, um die Schutzressourcen besser ausnutzen zu können. Auch hier besteht die Möglichkeit, Wegeleitung und Identifizierung der Schutzkapazität gemeinsam durchzuführen, was auf das Gleichungssystem

$$\min \sum_{i=1}^{|E|} (w_i + s_i) \quad (2.13a)$$

mit den Randbedingungen

$$\sum_{j=1}^{|W|} n_j \cdot \Gamma_{i,j}^{\text{p}} = w_i, \quad (2.13b)$$

$$\sum_{j=1}^{|P_{\text{sp}}|} m_j \cdot \Gamma_{i,j}^{\text{ss}} \cdot \Delta_{j,k}^{\text{ss}} \leq s_i, \quad \forall i \in E, \quad \forall k \in F, \quad (2.13c)$$

$$\sum_{j=1}^{|P_{\text{sp}}|} m_j \cdot \Psi_{i,j}^{\text{ss}} \geq w_i, \quad \forall i \in E, \quad (2.13d)$$

$$\sum_{j=1}^{|W|} n_j \cdot \Phi_{\alpha,j}^{\text{p}} = T_{\alpha}, \quad \forall \alpha \in V \times V, \quad (2.13e)$$

$$m_j \in \mathbb{N}_0 \quad \forall j \in P_{\text{sp}} \quad \text{und} \quad n_j \in \mathbb{N}_0 \quad \forall j \in W \quad (2.13f)$$

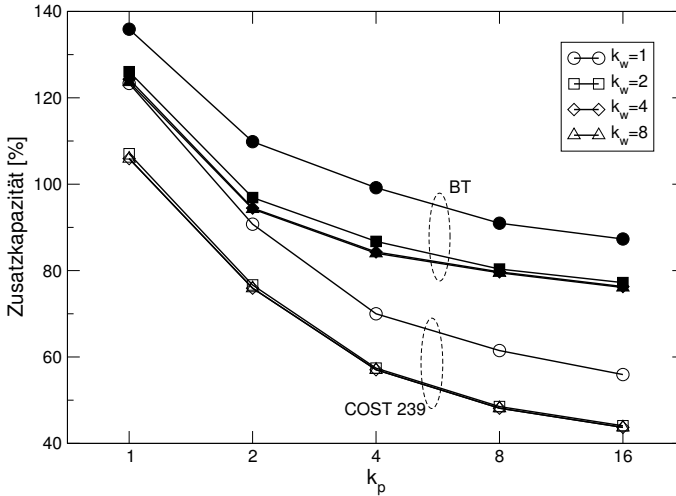


Abbildung 2.21: Zusatzkapazität bei gemeinsamem Teilstreckenschutz.

führt.

Für das COST-239- und BT-Netz sind die Ergebnisse für verschiedene k_p und k_w in Abbildung 2.21 zusammengefasst. CPLEX wurde eine Zeitbeschränkung von 30 min vorgegeben, in der es möglich war, die optimale oder eine um wenig schlechtere Lösung (unter 0.5 %) zu finden.

In der Regel genügt es, die zwei kürzesten Arbeitspfade bei der Wegeleitung zu berücksichtigen. Im Gegensatz hierzu ist es günstig, möglichst viele potentielle Schutzpfade für jede Teilstrecke zu betrachten. So bringt sogar $k_p = 16$ noch gegenüber $k_p = 8$ eine weitere Reduktion der notwendigen Zusatzkapazität.

Für alle betrachteten Netze sind die Resultate in Abbildung 2.22 enthalten. Bei einem mittleren Vermaschungsgrad $\bar{\delta} \approx 3$ sind ca. 70 % Zusatzkapazität, unabhängig von der Netzgröße, ausreichend (BT, CT und LT). Bei den Netzen mit einem höheren mittleren Vermaschungsgrad (TT und COST 239) reichen 45–55 % weniger, wohingegen für das RT 15 % mehr Kapazität benötigt wird. Für die Arbeitskapazität muss etwas mehr Kapazität als bei SPR aufgewendet werden.

Vergleicht man die Resultate mit der unteren Schranke (2.11) für die

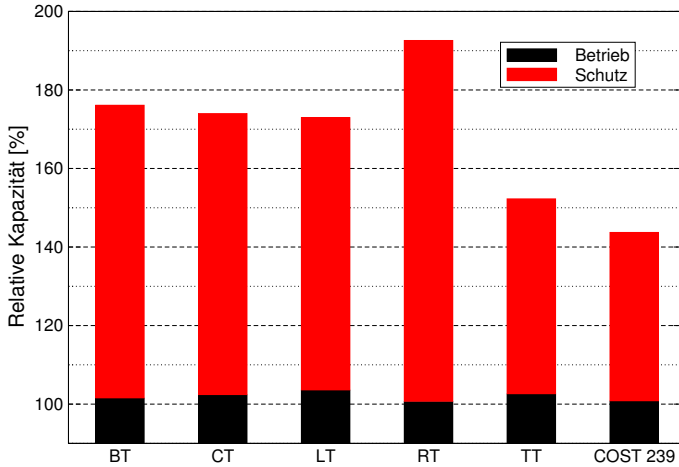


Abbildung 2.22: Zusatzkapazität bei gemeinsamen Teilstreckenschutz für die untersuchten Netze.

Netz	$1/(\bar{\delta} - 1)$ [%]
BT	51.8
CT	53.8
LT	48.0
RT	69.9
TT	30.4
COST 239	33.3

Tabelle 2.3: Untere Schranke für die notwendige Kapazität bei gemeinsamem Teilstreckenschutz.

untersuchten Netze (Tabelle 2.3), so ist man ca. 20–30 % von dieser entfernt. Einzig für das COST-239-Netz beträgt die Abweichung nur 10 %.

2.6 Schutz mittels p -Zyklen

Der Schutz in Ringnetzen ist zwar schnell und leicht handhabbar, benötigt aber sehr viel Kapazität. Vermaschte Netze mit Pfad- oder Teilstrecken-

schutz benötigen weniger Zusatzkapazität, dafür ist kompliziertes Schalten und eine Signalisierung zwischen den Netzknoten notwendig.

Eine spezielle Form von gemeinsamem Teilstreckenschutz ist der Schutz mittels p -Zyklen (Preconfigured Protection Cycle, PC), welcher von Grover und Stamatelakis [56, 113] eingeführt wurde. Hier wird versucht, die Effizienz von Maschennetzen mit der Reaktionszeit, bis der Schutz wirksam wird, und der Einfachheit von Ringnetzen zu kombinieren. Die Teilstrecken werden geschützt, und die Zusatzkapazität wird in Zyklen organisiert. Hierbei profitieren von der reservierten Kapazität nicht nur die Teilstrecken auf dem Zyklus, sondern auch solche, die den Zyklus spreizen. Somit ist es möglich, für reale Netze vollständigen Schutz aller Verbindungen mit nur 34 % Zusatzkapazität zu erzielen [53].

2.6.1 Grundlagen

In Abbildung 2.23 ist gemäss (a) ein einfaches Netz mit einem PC abgebildet (dicke Linien). Ein Zyklus ist ein geschlossener Pfad in der Topologie und besitzt stets eine Richtung.

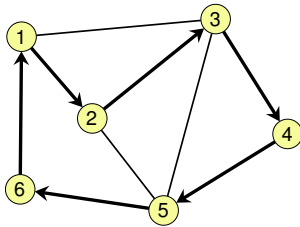
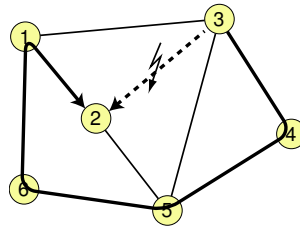
Falls eine der Teilstrecken auf dem Zyklus unterbrochen ist, werden alle Verbindungen an dem Knoten vor der Störung in die umgekehrte Richtung umgeleitet¹. Ausfallende Teilstrecken sind gestrichelt gezeichnet. Ein Beispiel für die Wiederherstellung einer Verbindung von Knoten 3 zu Knoten 2 zeigt (b).

Zusätzlich profitieren auch die sogenannten gespreizten (straddling) Teilstrecken vom Schutz. Die Endpunkte einer gespreizten Teilstrecke liegen auf dem Zyklus, die Teilstrecke selber ist aber nicht Teil des Zyklus. Beispielsweise kann bei Ausfall der spreizenden Teilstrecke von Knoten 1 nach Knoten 3 diese wie in (c) bzw. in (d) für die umgekehrte Richtung ersetzt werden.

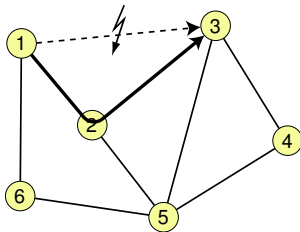
Um die gemeinsame Nutzung der Ressourcen zu visualisieren, wurde von Stamatelakis und Grover das sogenannte Greiferdiagramm (clamshell diagram) eingeführt [114]. In Abbildung 2.24 ist ein Netz mit einem gerichteten PC gezeigt (a). In (b) ist das zugehörige Greiferdiagramm dargestellt. Die vom PC geschützten Teilstrecken sind gekennzeichnet:

- als gestrichelte Linien für die auf dem Zyklus liegenden und

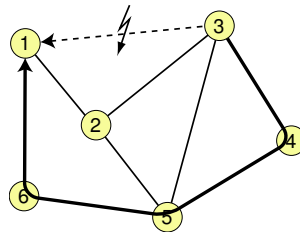
¹Dies entspricht dem Vorgehen bei einem Ring mit OMS (siehe Abschnitt 3.1).

(a) p -Zyklus.

(b) Ausfallende Teilstrecke auf dem Zyklus.



(c) Ausfallende spreizende Teilstrecke.



(d) Ausfallende spreizende Teilstrecke.

Abbildung 2.23: Beispiel für ein Netz mit p -Zyklus-Schutz.

- als durchgezogene Linien für die gespreizten Teilstrecken.

Da viele Teilstrecken sich die Reservekapazität teilen, ist die Effizienz oft mit derjenigen von Maschenschutz vergleichbar.

Die Planung von PC-Schutz in optischen Netzen zerfällt in drei Unterprobleme:

1. Definition der Wegeleitung der Pfade,
2. Wellenlängenzuordnung und
3. Identifikation der PC.

Leider hängen diese drei Probleme stark miteinander zusammen. Für VWP-Netze fällt Punkt 2 weg, wodurch eine ILP-Formulierung möglich ist.

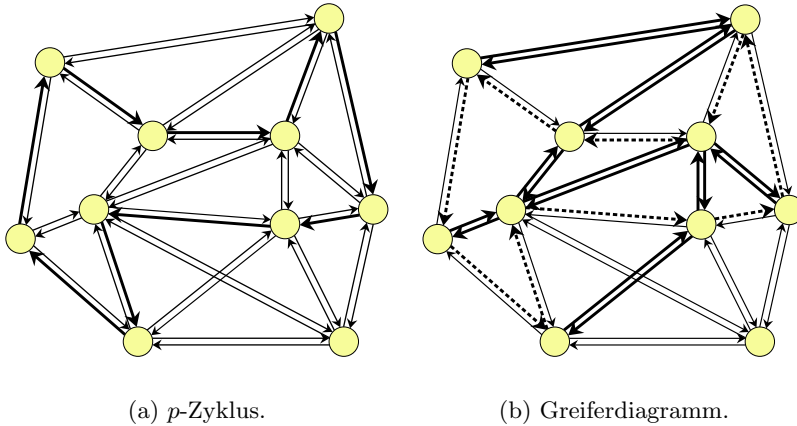


Abbildung 2.24: Netz mit einem p -Zyklus und dem zugehörigen Greiferdiagramm.

2.6.2 Netze mit virtuellen Wellenlängenpfaden (VWP)

Als erstes soll nur die Auswahl der PC (Unterproblem 3) für eine gegebene Wegeleitung durchgeführt werden. Hierbei gilt es, unter einer gegebenen Menge an möglichen PC eine optimale Kombination zu wählen. In der Regel verwendet man z.B. alle Zyklen bis zu einer maximalen Grösse, d.h. bis zu einer maximalen Zahl an Teilstrecken oder bis zu einer maximalen Länge des Zyklus (in Faserkilometer).

Dieses kombinatorische Problem lässt sich für die Menge P_{pc} der in Frage kommenden PC als ILP-Problem mit der Zielfunktion [104]

$$\min \sum_{i=1}^{|E|} s_i \quad (2.14a)$$

schreiben, unter den Randbedingungen

$$\sum_{j=1}^{|P_{pc}|} m_j \cdot \Gamma_{i,j}^{pc} \leq s_i, \quad \forall i \in E, \quad (2.14b)$$

$$\sum_{j=1}^{|P_{\text{pc}}|} m_j \cdot \Psi_{i,j}^{\text{pc}} \geq w_i, \quad \forall i \in E, \quad (2.14\text{c})$$

$$m_j \in \mathbb{N}_0, \quad \forall j \in P_{\text{pc}}. \quad (2.14\text{d})$$

Die Indikatorfunktion $\Psi_{i,j}^{\text{pc}} \in \mathbb{B}$ zeigt an, ob PC j Kante i schützt. Die Anzahl der geschalteten PC vom Typ j wird mit m_j bezeichnet. Teilstrecke i hat durch die Arbeitspfade eine Last w_i . Da die PC vom Netzwerkmanagement vorab konfiguriert werden, ist keine gemeinsame Nutzung von Kapazität zweier PC auf einer gemeinsamen Kante möglich (vergleiche (2.14b)).

Die Zielfunktion (2.14a) fordert die Minimierung der für die PC benötigten Zusatzkapazität. Die Randbedingung (2.14c) stellt sicher, dass alle Verbindungen auf allen Teilstrecken geschützt sind.

Für einen kapazitätseffizienten Schutz hat das verwendete Routing einen entscheidenden Einfluss. Da PC-Schutz besonders wirksam ist, wenn sich viele Teilstrecken die Schutzkapazität teilen können, führt oft ein Re-routing mit dem Ziel der Lastverteilung auf den Teilstrecken zu einer besseren Lösung.

Leicht lässt sich aber auch hier (2.14) dahingehend erweitern, dass eine gemeinsame Optimierung von Wegeleitung und PC-Identifikation durchgeführt wird mit der Zielfunktion

$$\min \sum_{i=1}^{|E|} (w_i + s_i) \quad (2.15\text{a})$$

unter den Randbedingungen

$$\sum_{j=1}^{|W|} n_j \cdot \Gamma_{i,j}^{\text{p}} = w_i, \quad \forall i \in E, \quad (2.15\text{b})$$

$$\sum_{j=1}^{|P_{\text{pc}}|} m_j \cdot \Gamma_{i,j}^{\text{pc}} \leq s_i, \quad \forall i \in E, \quad (2.15\text{c})$$

$$\sum_{j=1}^{|W|} n_j \cdot \Phi_{\alpha,j}^{\text{p}} = T_{\alpha}, \quad \forall \alpha \in V \times V, \quad (2.15\text{d})$$

$$\sum_{j=1}^{|P_{\text{pc}}|} m_j \cdot \Psi_{i,j}^{\text{pc}} \geq w_i, \quad \forall i \in E, \quad (2.15\text{e})$$

$$m_j \in \mathbb{N}_0 \quad \forall j \in P_{\text{pc}} \quad \text{und} \quad n_j \in \mathbb{N}_0 \quad \forall j \in W. \quad (2.15\text{f})$$

Die Variable n_j gibt an, wieviele Verbindungen den Pfad j verwenden. Der Zusatzterm in (2.15a) stellt die Kapazität für die Arbeitspfade dar.

Insgesamt erhält man mit diesem Ansatz ein Gleichungssystem mit $k_w \cdot (N(N-1)) + |P_{\text{pc}}|$ Variablen, falls k_w die Zahl der pro Knotenpaar berücksichtigten möglichen Pfade bezeichnet. Typischerweise verwendet man für W die k_w kürzesten Pfade für jedes Knotenpaar. Für ein Netz mit 30 Knoten ergeben sich daraus 1000–10000 Integervariablen. Ein entsprechendes Gleichungssystem lässt sich mit einem kommerziellen ILP-Löser wie CPLEX in weniger als einer Minute bis auf 0.2% Abweichung auf das garantierte Optimum lösen.

Die Zahl der Variablen lässt sich fast halbieren, indem ein symmetrisches Routing angenommen wird. Hierbei werden nur Duplexpfade betrachtet. Diese Einschränkung hat nahezu keine Auswirkung auf die Güte der gefundenen Lösung.

Die Berechnung der Zyklen wurde mittels C++ und LEDA (wie in Abschnitt 3.4.2 beschrieben) implementiert. Das entsprechende ILP-Gleichungssystem wird automatisch generiert und mittels CPLEX gelöst. Hierbei wurde eine Zeitbeschränkung von 30 min gesetzt. Eine gute Lösung wurde meist innerhalb weniger Schritte gefunden; Optimalität kann bei den grösseren Problemen nur bis auf 0.2% innerhalb der Zeitbeschränkung garantiert werden.

In Abbildung 2.25 ist die benötigte Zusatzkapazität in Abhängigkeit der maximalen Zahl an Knoten eines PC für die beiden pan-europäischen Netze BT und COST 239 abgebildet. Die Simulation wurde mit unterschiedlich vielen Kandidaten $k_w = 1, 2, 4, 8, 16$ für jedes Knotenpaar durchgeführt. Hierbei entspricht $k_w = 1$ dem SPR.

Je grösser die erlaubten PC sind, umso effizienter kann die Zusatzkapazität gemeinsam genutzt werden und umso weniger Kapazität ist für einen vollständigen Schutz aller Arbeitspfade notwendig. Für das COST-239-Netz werden nur etwas weniger als 38% an zusätzlicher Kapazität benötigt. Für das grössere und weniger vermaschte BT sind dagegen immer-

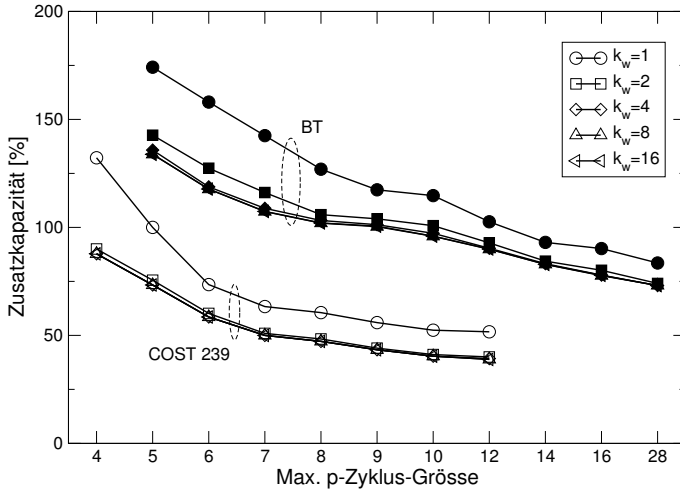


Abbildung 2.25: Benötigte Zusatzkapazität für ein VWP-Netz in Abhängigkeit der maximalen PC-Grösse.

hin 73 % notwendig, diese Lösung benötigt allerdings sehr grosse Zyklen. Bei einer realistischen Beschränkung auf 8 Knoten erhöht sich der Bedarf schon auf 104 %.

Das SPR ist für PC-Schutz ungünstig. Eine wesentliche Reduktion der Kapazität erzielt man gegenüber SPR, wenn dem Algorithmus mehrere Alternativen für die Wegeleitung zur Verfügung stehen. Allerdings wird eine nahezu optimale Lösung in der Regel schon mit $k_w = 2$ gefunden.

2.6.3 Netze mit Wellenlängenpfaden (WP)

Da in WP-Netzen die Knoten keine Wellenlängenkonversion durchführen können, kann die Schutzkapazität nur von Pfaden mit gleicher Wellenlänge geteilt werden. Ausserdem muss sichergestellt werden, dass es zu keiner Wellenlängenblockierung zwischen den Arbeitspfaden und den PC kommt. Im Ansatz von [104] tritt dieses Problem aufgrund des verwendeten Raummultiplexes SDM mittels mehrerer Fasern nicht auf. Auf diese Weise lässt sich (2.14) für jede Wellenlänge separat lösen, allerdings ohne die Möglichkeit, mit der Auswahl der PC gleichzeitig auch das Routing

durchzuführen.

Falls nur ein Fasernpaar zwischen den Knoten liegt, hat die WA einen entscheidenden Einfluss auf die Existenz und die Güte des PC-Schutzes.

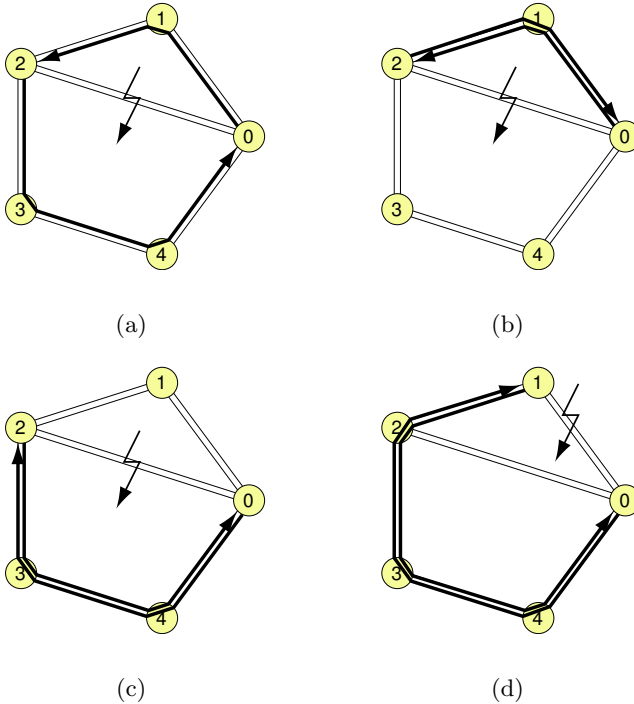


Abbildung 2.26: Gleiche Wellenlänge für einen Duplexpfad.

Eine Wellenlänge, die auf einer Teilstrecke für den Arbeitsverkehr verwendet wird, blockiert die Schaltung eines PC mit der gleichen Wellenlänge auf diesem Link. Eine gemeinsame Nutzung der Wellenlänge ist nur zwischen mehreren PC möglich (die Auslegung des Netzes ist stets für das Auftreten eines Fehlers ausgelegt). Die Probleme sollen anhand eines Beispiels (siehe Abbildung 2.26) näher erläutert werden.

Falls einer Duplexverbindung für Hin- und Rückrichtung die gleiche Wellenlänge zugewiesen wird, sind auf jeder Teilstrecke dieselben Wellenlängen belegt. Eine spreizende Teilstrecke kann durch einen PC wie in

Abbildung 2.26(a) oder durch Teile von zwei PC wie in (b) und (c) geschützt werden.

Ganz anders ist die Situation für Teilstrecken, die auf dem Zyklus liegen. Hier kann ein Schutz nur durch Teile zweier anderer PC erfolgen. Der gezeichnete Zyklus selber kann nicht als PC geschaltet werden, da dieser durch den Arbeitspfad blockiert wird. Darum ist, falls Abbildung 2.26 das gesamte Netz repräsentiert, kein PC-Schutz möglich.

Somit gilt, dass die gemeinsame Nutzung der Schutzkapazität für WP-Netze nur sehr eingeschränkt und im Wesentlichen nur unter den Spreizteilstrecken erfolgt.

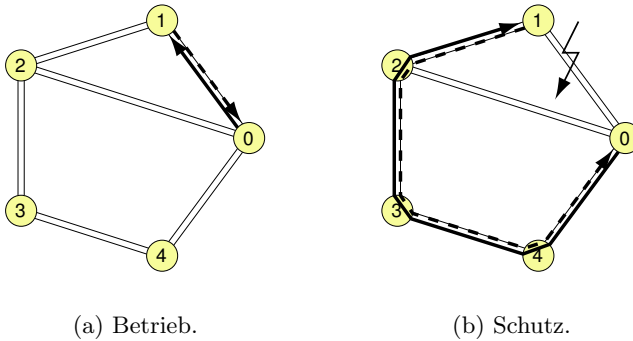


Abbildung 2.27: Unterschiedliche Wellenlängen für einen Duplexpfad (λ_1 : durchgezogene, λ_2 : gestrichelte Linie).

Um diese Probleme zu vermeiden, ist es günstiger, eine Wellenlänge nur in eine Richtung einer Teilstrecke zu verwenden (zumindest für die Teilstrecken, die auf dem Rand des Zyklus liegen). Daher müssen der Hin- und Rückrichtung eines Pfades unterschiedliche Wellenlängen zugeteilt werden. Auf diese Weise ist dann ein Schutz wie in Abbildung 2.27 mit zwei PC, einer für jede Wellenlänge, möglich.

Diese Probleme sind sehr ähnlich denjenigen, die bei einem SPRing in Zweifaserkonfiguration auftauchen (siehe Abschnitt 3.1.2). Eine Alternative wäre auch hier die Vierfaserkonfiguration.

2.6.4 Heuristik für gemeinsame Wellenlängenzuordnung und p -Zyklenidentifikation

Wie gezeigt wurde, hat das gewählte WA-Schema signifikante Auswirkung auf den (möglichen) PC-Schutz. Daher wäre es zweckmässig, die WA in das ILP-Problem (2.15) zu integrieren. Dies würde aber zu einer $|\Lambda|$ -mal höheren Zahl an Variablen führen, wenn Λ die Menge der möglichen Wellenlängen darstellt. Allerdings könnte man dann in der Regel das ILP-Problem nicht mehr nummerisch lösen.

Daher soll hier eine einfache Heuristik für die gemeinsame WA und PC-Auswahl entwickelt werden [81]. Ausgangspunkt ist die für den VWP gefundene Lösung. Hierdurch lässt sich der Zusatzaufwand in WP-Netzen gegenüber demjenigen in VWP-Netzen abschätzen.

1. Löse das ILP-Problem für den VWP-Fall.
2. Verwende das resultierende Routing der Lösung und sortiere die Pfade ihrer Länge nach.
3. Starte mit der ersten Wellenlänge.
4. Überprüfe, ob einer der Pfade (beginnend mit dem längsten) diese Wellenlänge verwenden kann, andernfalls fahre mit der nächsten Wellenlänge fort.
5. Weise dem Pfad die Wellenlänge zu. Füge so lange PC hinzu, bis alle Kanten des Pfades für diese Wellenlänge geschützt sind.
6. Fahre mit Schritt 4 fort, bis allen Pfaden eine Farbe zugewiesen wurde und sie geschützt sind.

Ein Pfad kann einer Wellenlänge nur zugeordnet werden, falls diese auf allen seinen Kanten frei ist und wenn es möglich ist, alle Kanten für diese Wellenlänge mit den gegebenen PC zu schützen. Wenn ein PC für eine Wellenlänge geschaltet wird, darf die Wellenlänge auf keiner Kante des Zyklus durch einen Arbeitspfad belegt sein. Die Wellenlänge wird auf den Kanten des PC für die Zuweisung von Arbeitspfaden in den nächsten Schritten gesperrt. Die Anzahl der Wellenlängen auf einem Link sei keiner Beschränkung unterworfen.

Als eine Heuristik für den Schritt 5 wird sukzessive der PC hinzugefügt, welcher die meisten der noch ungeschützten Kanten abdeckt, und unter diesen derjenige mit der besten, sogenannten topologischen Wertung

$$t_j = \sum_{i \in E} \Psi_{i,j}^{\text{PC}} \cdot w_i, \quad (2.16)$$

welche in [53] eingeführt wurde.

Zwei Ansätze für die Menge P_{pc} der PC, unter denen der Algorithmus auswählt, wurden untersucht. Zum einen wurden alle den Randbedingungen (z.B. der maximalen Anzahl an Knoten) entsprechenden PC verwendet. Zum anderen wurden nur diejenigen zugelassen, welche die VWP-Lösung verwendet.

Diese Heuristik des Wellenlängenfüllens ist sehr ähnlich dem „First-Fit“ Algorithmus für die WA [59].

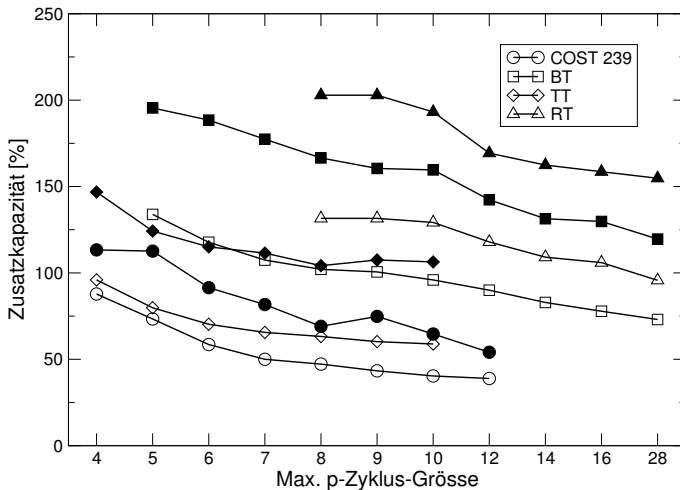


Abbildung 2.28: Vergleich zwischen VWP- (leere Symbole) und WP-Netz (volle Symbole).

Abbildung 2.28 zeigt die Resultate für die untersuchten Netze für VWP (leere Symbole) und WP (volle Symbole). Aufgetragen wurde stets die Lösung mit der minimal benötigten Kapazität für Programmläufe mit verschiedenem k_w und beiden Möglichkeiten für P_{pc} . Da die Heuristik die

Wellenlängen nach und nach mit den Pfaden und PC füllt, kann das erzielte Ergebnis mit weniger Zyklen oder einem anderen Routing besser ausfallen. Die Schwankungen unter den Lösungen sind allerdings gering.

Für das TT wurden nur Zyklen mit maximal 10 Knoten untersucht, da andernfalls deren Zahl (und damit auch die Zahl der Variablen des ILP-Problems) stark zunimmt. Hier sollte eine Vorauswahl mittels der topologischen Bewertung durchgeführt werden [53]. Für das RT existiert nur dann eine Lösung, falls Zyklen mit mindestens acht Knoten erlaubt sind.

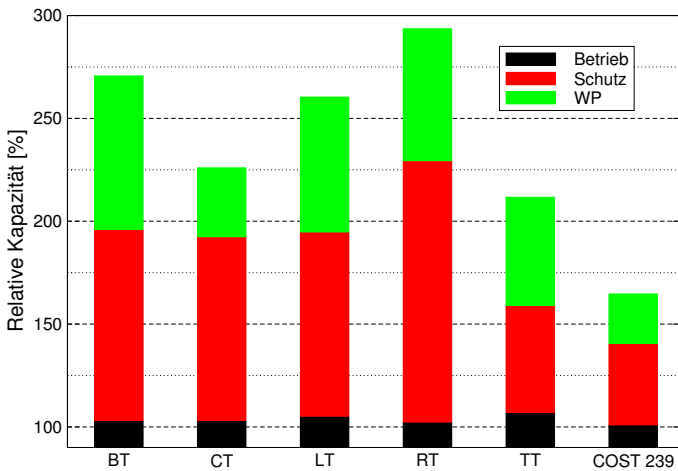


Abbildung 2.29: PC-Schutz für eine maximale PC-Grösse von 8 Knoten.

In Abbildung 2.29 sind die Ergebnisse für die verschiedenen Netze bei PC-Schutz für eine maximale PC-Grösse von 8 Knoten dargestellt. Mit WP ist die notwendige Zusatzkapazität für ein WP-Netz gekennzeichnet.

In der Regel benötigt PC-Schutz etwas mehr an Ressourcen als der SS-Schutz. Allerdings wird dies durch das deutlich vereinfachte Management des Netzes mehr als wettgemacht.

Im Allgemeinen werden für den WP-Fall zwischen 40% und 60% mehr Zusatzkapazität zufolge der weiteren Randbedingungen benötigt. Dies liegt daran, dass eine gemeinsame Nutzung der Ressourcen nur zwischen Pfaden der gleichen Wellenlänge erfolgen kann. Je höher der mittlere Grad des Netzes ist, umso kleiner ist dieser Zusatzaufwand.

Es wäre prinzipiell möglich, die gefundene Lösung mittels einer Meta-Heuristik, wie z.B. SA, weiter zu verbessern.

Physikalische Beschränkungen der Übertragung wurden ausser Acht gelassen. Hier wurde stets von einer Granularität von STM-16 ausgegangen. Es ergeben sich nur kleine Änderungen für STM-64-Kanäle.

2.7 Vergleich der verschiedenen Ansätze

In den vorangegangenen Abschnitten wurden verschiedene Schutzmechanismen auf Pfad- bzw. Teilstreckenbasis untersucht. In Abbildung 2.30 sind diese nochmals systematisch zusammengestellt.

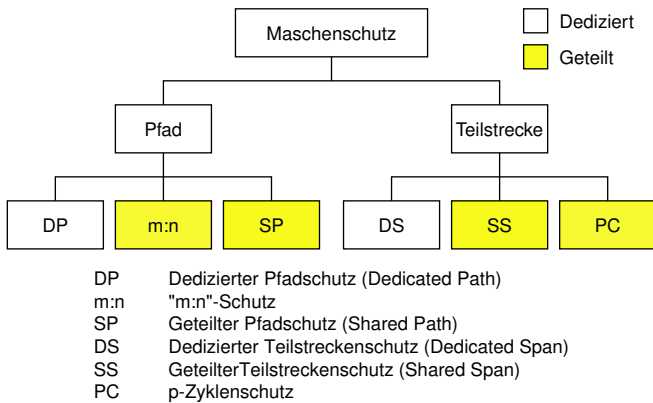


Abbildung 2.30: Systematische Einordnung der Schutzmechanismen bei Maschennetzen.

Bei der Behandlung der verschiedenen Schutzschemata wurde auf eine einheitliche Beschreibung der ILP-Formulierung Wert gelegt [82]. Allen gemeinsam ist, dass sie für VWP-Netze auf das Optimierungsproblem mit der Zielfunktion

$$\min \sum_{i=1}^{|E|} (w_i + s_i) \quad (2.17a)$$

führen. Die Randbedingungen lauten dabei:

$$\sum_{j=1}^{|W|} n_j \cdot \Gamma_{i,j}^p = w_i, \quad \forall i \in E, \quad (2.17b)$$

$$\sum_{j=1}^{|P_s|} m_j \cdot \Gamma_{i,j}^s \cdot \Delta_{j,k}^s \leq s_i, \quad \forall i \in E, \quad \forall k \in F, \quad (2.17c)$$

$$\sum_{j=1}^{|P_s|} m_j \cdot \Psi_{i,j}^s \geq \begin{cases} n_i, & \forall i \in W, \text{ Pfadschutz,} \\ w_i, & \forall i \in E, \text{ Teilstreckenschutz,} \end{cases} \quad (2.17d)$$

$$m_j \in \mathbb{N}_0 \quad \forall j \in P_s. \quad (2.17e)$$

Hierbei bezeichnet P_s die Menge der zur Verfügung stehenden Schutzstrukturen (Schutzpfad, PC), $\Gamma_{i,j}^s$ ist die Indikatorfunktion, ob Struktur j Kante i benötigt und $\Psi_{i,j}^s$ diejenige, ob Transporteinheit i (Pfad oder Teilstrecke) von der Struktur j geschützt wird. Die Korrelation in der Nutzung der einzelnen Schutzstrukturen spiegelt $\Delta_{j,k}^s$ wider. Für $\Delta_{j,k}^s = 1, \forall k \in F$ lässt sich sogar der dedizierte Schutz in derselben Art schreiben. Allerdings ist es hier meist möglich, die optimale Lösung direkt bzw. mit effizienteren Algorithmen anzugeben.

Bei P_s muss man sich in der Regel auf eine Teilmenge aller möglichen Schutzstrukturen beschränken, z.B. die k_p kürzesten möglichen Schutzpfade für jeden Arbeitspfad. Andernfalls ist das Problem oft nicht mehr numerisch handhabbar. Die Vorauswahl trifft man über ein einfaches Gütemass, wie die Länge des Pfades oder die topologische Wertung bei den PC.

Die Wegeleitung hat in der Regel einen wesentlichen Einfluss auf die Güte der gefundenen Lösung. Daher ist es günstig, die Identifikation der für den Schutz notwendigen Strukturen und das Routing gemeinsam durchzuführen. Dies lässt sich einfach in den obigen Ansatz durch

$$\sum_{j=1}^{|W|} n_j \cdot \Phi_{\alpha,j}^p = T_\alpha, \quad \forall \alpha \in V \times V, \quad (2.17f)$$

$$n_j \in \mathbb{N}_0, \quad \forall j \in W, \quad (2.17g)$$

einbauen. Allerdings muss man jetzt nicht nur nach den m_j , sondern auch nach den n_j optimieren. Damit steigt die Komplexität des Problems stark an.

Daher muss die Suche nach einer Lösung der Gleichungen bei grösseren Netzen stark eingeschränkt werden oder aber es müssen sogar Heuristiken verwendet werden. Um deren Einsatz kommt man insbesondere bei WP-Netzen nicht herum, da hier als zusätzliche Dimension die Wellenlänge auftritt. Im Prinzip ändert sich an (2.17) nichts, falls die Wellenlängenzuweisung gemeinsam mit dem Routing erfolgt. Die Pfade und Schutzstrukturen erhalten zusätzlich eine Farbe. Einzig der Vermeidung von Wellenlängenkollisionen muss durch eine zusätzliche Gleichung Rechnung getragen werden. Allerdings bedingt dies, dass die Zahl der Variablen um einen Faktor $|\Lambda|$ zunimmt, so dass das ILP-Problem schon bei kleinen Netzen nicht mehr innerhalb nützlicher Zeit lösbar ist.

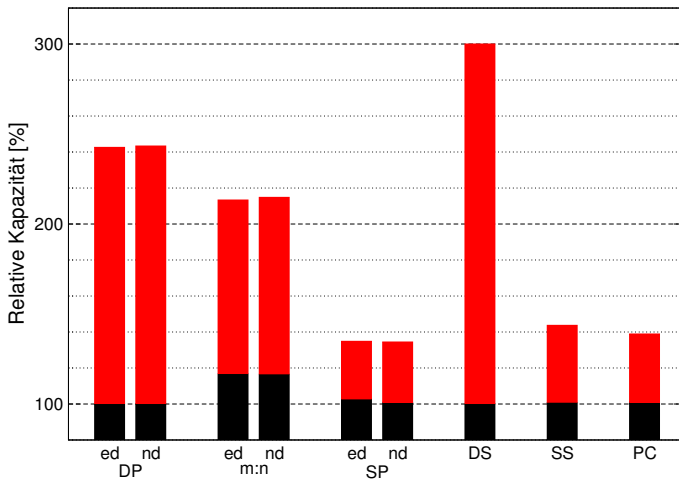


Abbildung 2.31: Kapazitätsbedarf bei verschiedenen Schutzschematas für das COST-239-Netz (ed: kantendisjunkt, nd: knotendisjunkt).

Für das COST-239-Netz ist die benötigte Kapazität für die verschiedenen Schutzmechanismen und der Möglichkeit zur Wellenlängenkonversion in Abbildung 2.31 zusammengetragen worden. Am meisten Ressourcen

benötigen die dedizierten Verfahren DS und DP. Nur allein schon dadurch, dass sich Verbindungen zwischen denselben Endpunkten gemeinsame Schutzkapazität teilen, wie etwa beim „ $m : n$ “-Schutz, ist eine Reduktion um knapp 15 % gegenüber DP möglich.

Noch grössere Einsparungen sind zu erzielen, wenn sich alle Pfade bzw. Teilstrecken aus einem gemeinsamen Pool an Schutzkapazität bedienen. Hierbei erreicht man fast eine Halbierung im Vergleich zu DP. Dabei ist das von der Planung und vom Management her aufwendigste Verfahren, nämlich SP, nur geringfügig besser als die einfacheren teilstreckenbasierten Verfahren SS und PC.

Knotendisjunktheit führt zu keinem wesentlichen Mehrbedarf an Kapazität. Die für die Arbeitspfade benötigte Kapazität liegt – ausser für „ $m : n$ “-Schutz – nahe bei derjenigen für SPR.

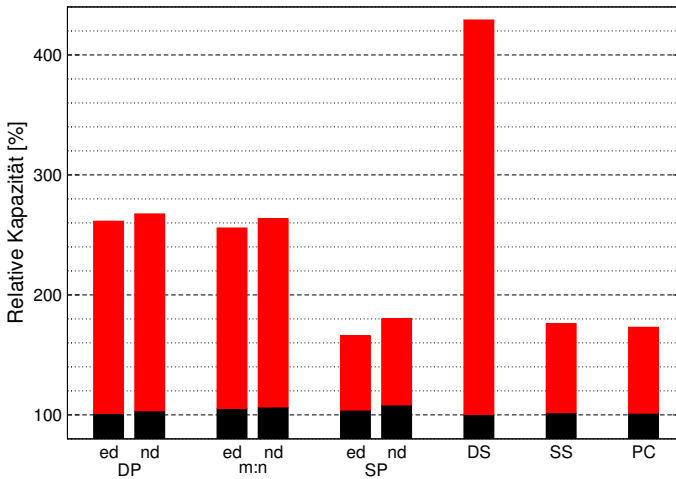


Abbildung 2.32: Kapazitätsbedarf bei verschiedenen Schutzschemata für das BT-Netz (ed: kantendisjunkt, nd: knotendisjunkt).

Die Situation stellt sich etwas anders beim BT-Netz dar (Abbildung 2.32). Hier lässt sich mittels „ $m : n$ “-Schutz nur wenig Kapazität einsparen. Dies liegt an der deutlich grösseren Ausdehnung des Netzes im Vergleich zum COST-239-Netz. Für SP benötigt man für einen knotendisjunkten Schutzpfad immerhin 10 % mehr Kapazität. Der DS-Schutz ist

noch ungünstiger als vorher. Der relative Ressourcenbedarf der Verfahren untereinander ist aber bezüglich COST-239-Netz vergleichbar.

Von Grover *u. a.* [55] stammt ein weiterer Ansatz, das „Meta-Mesh“, welches insbesondere für Netze mit einem Grad $2.4 < \delta < 2.8$ geeignet ist, d.h. für ringähnliche Strukturen. Die Teilstrecken werden geschützt. Zusätzlich wird aber Verkehr, der eine Kette von Knoten passiert, d.h. eine Folge von Knoten mit Grad zwei, direkt am Beginn dieser Kette umgeleitet. Hierdurch wird die Effizienz wesentlich erhöht.

Kapitel 3

Schutzstrategien in Ringnetzen

Nachdem im letzten Kapitel der Schutz von Maschentopologien untersucht worden ist, soll nun der Schutz von Ringnetzen behandelt werden. Da Ringe nur auf einem OADM beruhen, sind sie technologisch deutlich einfacher zu realisieren als allgemeine Maschennetze mit ihren aufwendigen OXC.

Ringe spielen für Transportnetze eine grosse Rolle. Zum einen sind sie für eine gegebene Knotenmenge die Topologie mit der geringsten Zahl an Kanten, die zwei unabhängige Verbindungen zwischen je zwei Knoten ermöglicht. Dies ist für den Schutz von Verbindungen wichtig. Zum anderen ist das Management eines Ringes relativ einfach. Da nur zwei Pfade für das Routing in Frage kommen, ist hier sogar eine volloptische Realisierung möglich.

In der Regel weist ein grösseres Netz keine Ringtopologie auf. Hier gilt es, Ringe als Subgraphen zu identifizieren. Die Planung eines Multiringnetzes mit mehreren ineinander verwobenen Ringen ist viel aufwendiger als diejenige eines allgemeinen Maschennetzes. Der Einsatz von Multiringkonfigurationen in Transportnetzen ist auch von grossem kommerziellen Interesse [76].

Generell kann die Auslegung eines Mehrfachringnetzes in verschiedene Unterprobleme gegliedert werden:

Ring-Identifikation: Welche der Knoten sollen zu einem Ring zusammengefasst werden?

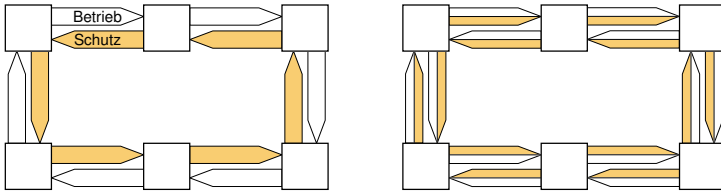
Ring-Routing: Wegeleitung der Verbindungen durch das Ringnetz.

Ring-Dimensionierung: Wieviel Kapazität muss bei den einzelnen Ringen installiert werden?

Darüber hinaus werden Ringstrukturen auch anderweitig verwendet, so spielen sie beispielsweise beim Schutz von Verbindungen mittels p -Zyklen eine grosse Rolle (siehe Abschnitt 2.6).

3.1 Architekturen von optischen Ringen

WDM-Ringe können auf verschiedene Art und Weise realisiert werden. Viele Konzepte optischer Ringe stammen aus der SDH-Welt. Man kann sie anhand folgender Kriterien charakterisieren [11, 72]:



(a) Unidirektionaler Ring.

(b) Bidirektionaler Ring.

Abbildung 3.1: Richtung des Verkehrs bei Betrieb und Schutz im Ring.

- Falls der Arbeitsverkehr nur in einer Richtung den Ring passiert, spricht man von einem *unidirektionalen* (Abbildung 3.1(a)), andernfalls von einem *bidirektionalen* Ring (Abbildung 3.1(b)). Im Fehlerfall kehrt sich die Richtung, in der der Verkehr gerade den Ring passiert, um.
- Falls die Schutzkapazität exklusiv einer Verkehrseinheit (OCh oder OMS) zur Verfügung steht, spricht man von *dediziertem* Schutz, wenn sie für mehrere Verkehrseinheiten zur Verfügung steht, von *geteiltem* Schutz. Geteilter Schutz lässt sich nur mittels bidirektionaler Ringe realisieren.
- Der Schutz kann entweder auf der Ebene des OCh oder aber der OMS ansetzen. Im ersten Fall spricht man auch von Pfadschutz.

Nicht alle möglichen Kombinationen kommen in der Praxis vor. Die wichtigsten Realisierungen sollen im Folgenden kurz diskutiert werden.

3.1.1 Dedizierter Schutz

Normalerweise wird ein Ring mit dediziertem Schutz (Dedicated Protection Ring, DPRing) unidirektional ausgeführt. Eine Richtung des Rings

ist für den Arbeitsverkehr und die umgekehrte Richtung für den Schutzverkehr vorgesehen. Jede Duplexverbindung benötigt je eine Kapazitätseinheit für Betrieb und Schutz auf dem gesamten Ring. Wird der Verkehr

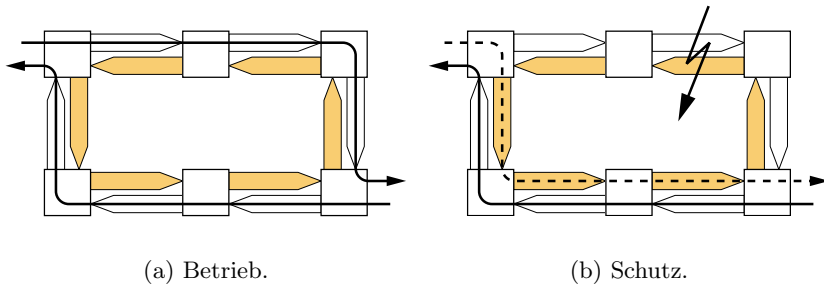


Abbildung 3.2: OCh-DPRing.

bei einer Störung direkt in den Netzknoten bei den OADM umgeleitet, spricht man von einem *OCh-DPRing*. In Abbildung 3.2 ist dieser im Betrieb (a) und bei einer Störung (b) gezeigt. Der Knoten, bei dem der Verkehr in den Ring eintritt, kann den Verkehr replizieren und gleichzeitig auf den Arbeits- und den Schutzpfad geben. Nur der Knoten, bei dem der Verkehr den Ring wieder verlässt, muss dabei im Fehlerfall zwischen den beiden ankommenden Strömen umschalten. Diese Konfiguration wird in SDH/SONET-Terminologie als „1 + 1“-Schutz bezeichnet. Die entsprechende Ringarchitektur ist auch als „WDM-Self Healing Ring“ bekannt.

Andererseits ist es möglich, die nicht benötigte Schutzkapazität für gering priorisierten Verkehr einzusetzen. Allerdings muss bei einer Störung in beiden Knoten ein Schaltvorgang erfolgen. Dies bezeichnet man als „1 : 1“-Schutz in der SDH/SONET-Welt.

Einer der ersten Vorschläge für einen WDM-Ring war der „Colored Section Ring“ [58], der auf einem bidirektionalen Ring beruhte. Für jede Duplexverbindung werden hierbei zwei Wellenlängen auf dem gesamten Ring reserviert. Für den Betrieb wird die eine, für den Schutz die andere Umlaufrichtung des Rings reserviert. Schutz- und Arbeitspfad verwenden jeweils die gleiche Wellenlänge. Die OADM sind statisch konfiguriert. Die optische Schicht stellt daher nur zwei unabhängige Pfade zur Verfügung, der eigentliche Schutz erfolgt auf der Multiplexebene von SDH. Mit ei-

nem AWG lässt sich aber auch beispielsweise eine Vermaschung mit dem übernächsten Nachbarn passiv erzielen [73].

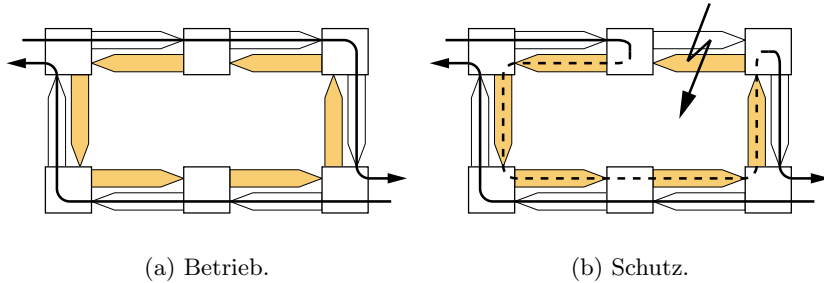


Abbildung 3.3: OMS-DPRing.

Statt auf Pfadenebene setzt der *OMS-DPRing* auf der OMS an. Hierbei detektieren die an die ausfallende Teilstrecke grenzenden Knoten den Fehler und ersetzen die betroffene OMS, wie in Abbildung 3.3 gezeigt, durch eine virtuelle OMS. Alle Signale, die diese Teilstrecke nutzten, werden durch den gesamten Ring zu dem Knoten geleitet, an dem die defekte Teilstrecke endet. Dort wird das Signal wieder eingespeist.

Die Vorteile dieses Verfahrens bestehen darin, dass die Behebung des Fehlers direkt dort erfolgt, wo auch dieser zuerst detektiert wurde und dass sich ein solches Umschalten relativ einfach mittels eines optischen Faserschalters realisieren lässt. Es ist nicht notwendig, jeden ausgefallenen OCh einzeln umzuleiten, wie dies bei einem OCh-DPRing der Fall wäre.

Allerdings verlängern sich die betroffenen WP erheblich, nämlich bis zur doppelten Wegstrecke. Dies muss bei der Dimensionierung des Systems berücksichtigt werden. Ausserdem ist es nicht möglich, die ungenutzte Schutzkapazität für anderen Verkehr zu verwenden.

Beim Schutz auf OMS-Ebene ist es viel schwieriger als auf OCh-Ebene, die Güte des ankommenden Signals zu beurteilen, und damit eine Störung festzustellen.

3.1.2 Geteilter Schutz

Bei einem Ring mit geteiltem Schutz (Shared Protection Ring, SPRing) teilen sich mehrere Verbindungen die Schutzressourcen. Ein solches System ist nur bei einem bidirektionalen Ring möglich. Hier bildet die Hälfte der installierten Kapazität einen Pool an Schutzkapazität, auf den die Verbindungen im Fehlerfall zurückgreifen können. Damit zwei (Duplex-)Verbindungen gemeinsam geschützt werden können, dürfen sie sich im Ring nicht überlappen bzw. keine gemeinsamen Ressourcen benutzen. Andernfalls wäre es möglich, dass sie beide gleichzeitig ausfallen.

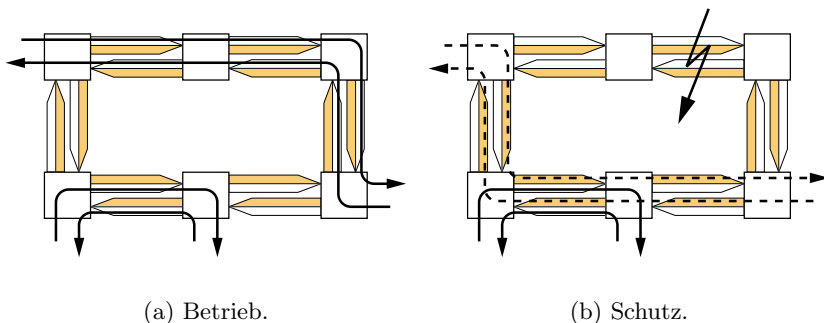


Abbildung 3.4: OCh-SPRring.

In Abbildung 3.4 ist ein Ring mit Schutz auf OCh-Ebene abgebildet. Bei diesem *OCh-SPRring* können die beiden eingezeichneten Duplexverbindungen mit zwei Kapazitätseinheiten auf jeder Teilstrecke und Richtung transportiert und geschützt werden. Diese gemeinsame Nutzung von Schutzkapazität von mehreren Arbeitspfaden nennt man auch „1 : n “-Schutz.

Ein OCh-SPRring ist als natürlicher Nachfolger des OCh-DPRings anzusehen; ein schrittweiser Übergang von der einen zur anderen Technologie ist möglich. Selektiv können einzelne Verbindungen, beispielsweise für Verkehr niederer Priorität, ungeschützt bleiben.

Wie beim DPRing, kann auch beim SPRing der Schutz auf der OMS ansetzen (siehe Abbildung 3.5).

Es sind optische SPRinge mit zwei und mit vier Fasern gebräuchlich.

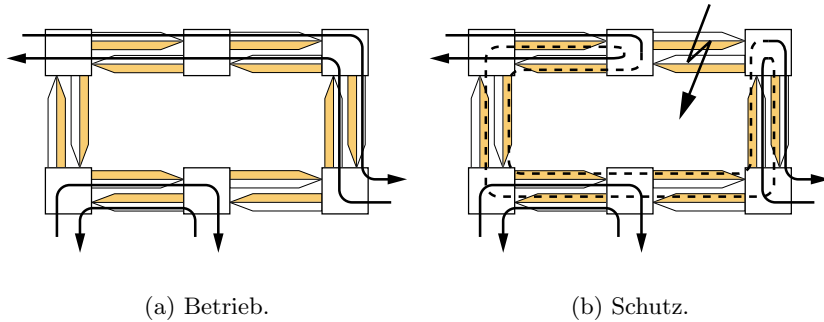


Abbildung 3.5: OMS-SPRing.

Bei einer Zweifaserkonfiguration empfiehlt es sich, den beiden Verbindungen einer Duplexverbindung unterschiedliche Wellenlängen zuzuweisen. Andernfalls wird im Schutzbetrieb eine aufwendige Wellenlängenkonversion in den Knoten notwendig, um Wellenlängenblockierung zu vermeiden. Diese Schwierigkeit tritt bei einer Vierfaserkonfiguration nicht auf.

3.2 Ringdimensionierung

Für einen Ring mit einer vorgegebenen Verkehrsmatrix soll die notwendige Infrastruktur bestimmt werden. Dabei besteht für die Dimensionierung kein Unterschied zwischen einem Schutz auf der OCh- oder OMS-Ebene. Daher werden im Folgenden nur noch DPRinge und SPRinge unterschieden.

3.2.1 Ringe mit dediziertem Schutz (DPRinge)

Für einen DPRing ist die Dimensionierung und Wellenlängenzuordnung sehr einfach zu lösen, da bei jeder Verbindung genau eine Wellenlänge für Betrieb und Schutz auf dem gesamten Ring benötigt wird. In der Regel bietet ein WDM-Ring eine bestimmte Zahl an Wellenlängenkanälen M an. Um alle Verbindungsanforderungen zu befriedigen, müssen daher mehrere (identische) Ringe übereinander vorgesehen werden. Falls k Verbindungen den Ring verwenden, benötigt man $\lceil k/M \rceil$ Ringe.

3.2.2 Ringe mit gemeinsamem Schutz (SPRinge)

Bei einem SPRing ist die Dimensionierung wesentlich komplexer. Jede der Verbindungsanforderungen (es wird hier immer auf der Basis eines Wellenlängenkanals gearbeitet) kann den Ring in zwei Richtungen durchlaufen. Davon hängt es aber ab, wie gross die maximale Last auf den Teilstrecken und damit die nötige Zahl an Ringen wird. Eine Übersicht über verschiedene Verfahren für das Routing in Ringen einschliesslich Wellenlängenzuweisung findet sich in [26].

Das Problem kann als ILP-Problem formuliert werden [103]. Der Ring bestehe aus den Knoten $V = \{1, \dots, N\}$. Die Ringverkehrsmatrix sei symmetrisch, d.h., $T_{i,j} = T_{j,i}$. Daher genügt es, sich auf die Indexmenge

$$\bar{V}^2 = \{(i, j) \in V^2 \mid i < j\} \quad (3.1)$$

zu beschränken.

Ein Routing im Ring wird festgelegt durch die Variablen $\phi_{i,j}$, die die Zahl der Verbindungen von Knoten i nach j im Uhrzeigersinn angeben. Entsprechend verlaufen $T_{i,j} - \phi_{i,j}$ Verbindungen gegen den Uhrzeigersinn. Ziel ist die Minimierung der maximalen Last auf den Teilstrecken, nämlich

$$\min w_{\max}, \quad (3.2a)$$

mit den Randbedingungen

$$\sum_{\substack{(i,j) \in \bar{V}^2, \\ i \leq k < j}} \phi_{i,j} + \sum_{\substack{(i,j) \in \bar{V}^2, \\ i > k \vee k \geq j}} (T_{i,j} - \phi_{i,j}) \leq w_{\max}, \quad \forall k \in E, \quad (3.2b)$$

$$\phi_{i,j} \in \{0, 1, 2, \dots, T_{i,j}\}, \quad \forall (i, j) \in \bar{V}^2. \quad (3.2c)$$

Da ein Ring in der Regel aus nur wenigen Knoten besteht, lässt sich dieses Gleichungssystem schnell lösen. Für die Ringidentifikation müssen aber sehr viele Ringe dimensioniert werden, weshalb hier eine sehr schnelle Methode für die Abschätzung der notwendigen Ringkapazität nach Schrijver *u. a.* [103] gezeigt werden soll.

Man trennt den Ring mit einem Lastschnitt $D_{p,q}$ auf. Darunter versteht man den Verkehrsfluss

$$D_{p,q} = \sum_{\substack{(i,j) \in \bar{V}^2, \\ i \leq p, p < j \leq q}} T_{i,j} + \sum_{\substack{(i,j) \in \bar{V}^2, \\ p < i \leq q, j > q}} T_{i,j} \quad (3.3)$$

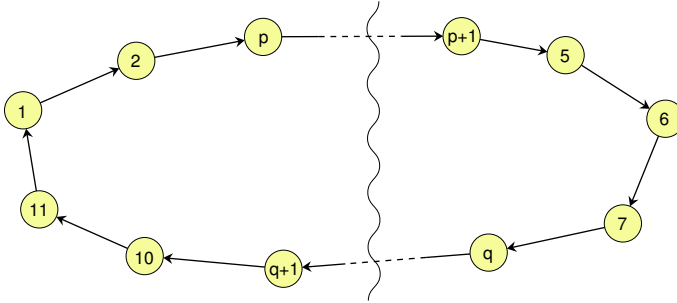


Abbildung 3.6: Auftrennung des Rings bei einem Lastschnitt $D_{p,q}$.

über den Schnitt bei der Auftrennung des Rings zwischen den Knoten $(p, p + 1)$ und $(q, q + 1)$ (siehe Abbildung 3.6). Der maximale Lastschnitt

$$D_{\max} = \max_{(p,q) \in V^2} D_{p,q} \quad (3.4)$$

ist als das Maximum unter allen Knotenpaaren definiert.

Von Schrijver *u. a.* [103] wurde für w_{\max} die obere Schranke $w_{\max} \leq (D_{\max} + 3)/2$ bewiesen, für Verbindungen die mit der Granularität einer Wellenlänge geroutet werden („0/1-demands“) gilt aber sogar [103]

$$\left\lceil \frac{D_{\max}}{2} \right\rceil \leq w_{\max} \leq \frac{D_{\max}}{2} + 1. \quad (3.5)$$

Die untere Schranke ergibt sich aus der Relaxierung des ILP-Problems.

Der maximale Lastschnitt lässt sich für einen Ring relativ schnell ermitteln. Mit (3.5) erhält man eine gute Abschätzung für die maximal auftretende Last in einem SPRing. Für die Ringidentifikation, bei der viele Ringe dimensioniert werden müssen, ist dies meist schon völlig ausreichend.

Man beachte, dass die Betrachtungen ohne Schutz der Verbindungen erfolgten. Dies ist möglich, da für den Schutz eines SPRing einfach nochmals die gleiche Kapazität wie für den Betrieb benötigt wird.

Bisher wurde nur die Last auf den einzelnen Teilstrecken betrachtet und versucht, die maximale Last zu minimieren. Jeder Verbindung muss noch eine Wellenlänge zugewiesen werden. Im Falle eines VWP-Netzes ist dies einfach, da die Zahl der benötigten Wellenlängen mit der maximalen Last (in Zahl der Verbindungen) übereinstimmt.

Bei einem WP-Netz muss jedem lp eine durchgehende Wellenlänge zugewiesen werden. Dies kann wieder auf ein ILP-Problem reduziert werden. Arijs *u. a.* [12] haben dies für verschiedene Ringgrößen und Verkehrsmuster untersucht. Fast immer war es möglich, eine Lösung mit w_{\max} Wellenlängen zu finden. Nur in ganz wenigen Fällen erwiesen sich eine oder maximal zwei zusätzliche Wellenlängen als notwendig. Das bedeutet einerseits, dass Wellenlängenkonversion bei Ringnetzen nur wenige Vorteile bringt. Andererseits ist die getrennte Behandlung von Routing und Wellenlängenzuordnung im Ringnetz ohne Nachteile möglich. Weiterhin wurde gezeigt, dass ein SPRing gegenüber einem DPRing zwischen 20 % bei einem kleinen (vier Knoten) und mehr als 40 % bei einem grossen Ring (16 Knoten) an Ressourcen spart.

3.3 Multi-Ringnetze

In der Regel gibt es bei einem Ringnetz Begrenzungen, so z.B. die maximale Anzahl an beteiligten Knoten oder der maximale mögliche Umfang des Rings. Daher ist es meist nicht möglich, den gesamten Verkehr im Netz mit einem einzigen Ring abzudecken. Das Netz muss in mehrere Subnetze mit Ringtopologie gegliedert werden. Hierzu gibt es verschiedene Möglichkeiten.

Ein Ansatz sieht vor, dass die einzelnen Ringe sich überlappen und gemeinsame Knoten besitzen, damit Verkehr von einem in den anderen Ring wechseln kann.

Jeder Ring bzw. jedes Subnetz schützt den Teil der Verbindung, der in ihm verläuft. Dies bezeichnet man als „Sub-Network Connection Protection“ (SNCP) und existiert als Konzept auch bei Maschentopologien.

Ist der Ringwechsel allerdings nur bei einem Knoten möglich, so kommt es bei einem Knotendefekt zum Ausfall der entsprechenden Verbindungen. Daher besitzen zwei Ringe meist mindestens zwei gemeinsame Knoten. Ein gebräuchliches Verfahren ist „Drop and Continue“. Am Knoten, an dem der Verkehr den Ring wechselt, erfolgt eine Replizierung. Die Kopie wird an den zweiten Übergangsknoten geschickt. Bei einem Fehler kann die Verbindung der beiden Ringe über den zweiten Knoten erfolgen.

Eine andere Möglichkeit für die Verbindung mehrerer Ringe ist eine hierarchische Gliederung. Ein übergeordneter Ring dient der Verbindung

der einzelnen Ringe. Allerdings ist dies im Transportbereich aufgrund der grossen Ausdehnung der Netze schwierig und wird hier darum nicht weiter betrachtet.

3.4 Erzeugen von Zyklen

Ein Zyklus in einem Graph bezeichnet einen geschlossenen Weg, d.h., Start- und Endknoten sind identisch. Bei einem einfachen Zyklus haben alle Knoten des entsprechenden Untergraphen den Grad zwei. Ein Ring besteht aus einem einfachen Zyklus in der Netztopologie.

In diesem Abschnitt steht die Konstruktion von Zyklen im Vordergrund. Für eine gegebene Topologie sollen alle möglichen einfachen Zyklen (evtl. unter Berücksichtigung bestimmter Randbedingungen) generiert werden. Es werden zuerst reguläre Gitter und danach beliebige Topologien betrachtet.

Ein anderer Ansatz zur Generierung aller Zyklen einer Topologie vorab für die Ringidentifikation ist der Aufbau von Zyklen aus Grundbausteinen.

3.4.1 Reguläre Gitter

Zyklen auf regulären Gittern mit unendlicher Ausdehnung, insbesondere auf quadratischen und dreieckigen Gittern, lassen sich sehr leicht generieren. Hierbei steht die Frage im Vordergrund, wie deren Zahl mit der Grösse des Zyklus zusammenhängt.

Für ein Rechteckgitter besteht der kleinstmögliche Zyklus S_1 aus vier Knoten (vergleiche Abbildung 3.7). Er umschliesst die Fläche $A(S_1) = 1$ und kann ausgehend von einem Knoten durch die Folge

$$S_1 = \{\text{right, up, left, down}\} \quad (3.6)$$

beschrieben werden. Aus diesem Zyklus lassen sich durch einfache Transformationen alle anderen Zyklen ableiten. Hierbei wird bei jedem Schritt

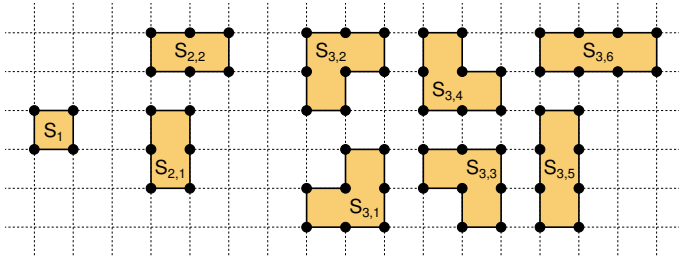


Abbildung 3.7: Zyklen auf einem quadratischen Gitter mit der Fläche $A(S) = 1, 2$ und 3 .

jeweils eine Kante durch eine „Zugfolge“ ersetzt:

`right` \longrightarrow `down, right, up`
`left` \longrightarrow `up, left, down`
`up` \longrightarrow `right, up, left`
`down` \longrightarrow `left, down, right`.

Durch jede dieser Operationen nimmt die umschlossene Fläche auf $A(S_{i+1}) = A(S_i) + 1$ zu. Auf diese Weise erhält man aus S_1 im ersten Schritt vier Zyklen $S_{2,1} \dots S_{2,4}$, wovon allerdings zwei durch Verschiebung ineinander übergehen.

Daher werden alle Zyklen normalisiert, indem

1. der linke untere Knoten in den Ursprung gelegt wird und
2. Kombinationen, bei denen eine Kante in beiden Richtungen durchlaufen wird, wie z.B. $\{\dots, \text{right}, \text{left}, \dots\}$, gelöscht werden.

Somit ergeben sich zwei Zyklen mit Fläche $A = 2$ und sechs mit Fläche $A = 3$ (vergleiche Abbildung 3.7).

Analog kann dieses Vorgehen auch auf dreieckige Gitter übertragen werden. Hier sind allerdings dann sechs verschiedene Kanten möglich:

`right, left, rightup, rightdown, leftup, leftdown`.

Auch hier können die entsprechenden Zyklen durch eine Transformation systematisch vergrößert werden, z.B. wird aus der Kante `right` dann die Folge `rightdown, rightup`.

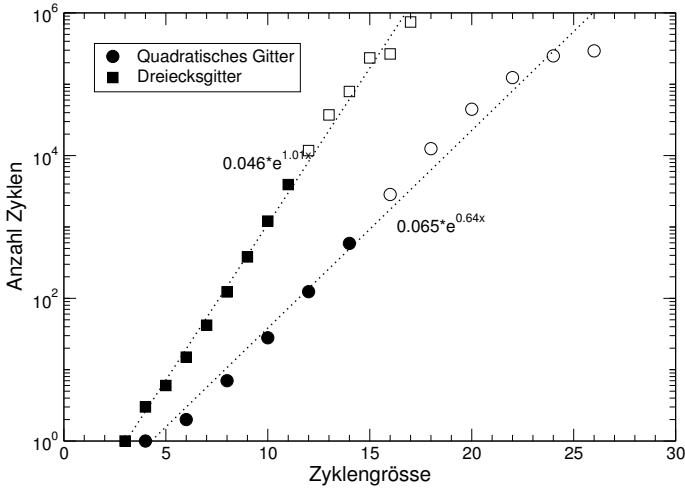


Abbildung 3.8: Anzahl Zyklen in Abhängigkeit der Zahl der Knoten des Zyklus.

In Abbildung 3.8 ist die Zahl der Zyklen in Abhängigkeit von der Zyklengröße für ein quadratisches und ein dreieckiges Gitter in doppelt logarithmischer Skala aufgetragen. Für die ausgefüllten Symbole sind alle Zyklen erzeugt worden. Durch die leeren wird lediglich eine untere Schranke dargestellt, da die Rechnung aus Speicherplatzgründen abgebrochen werden musste. Wie man sieht, lässt sich die Zahl der Zyklen in Abhängigkeit von der Zyklengröße durch eine Exponentialfunktion modellieren.

Bei einem Zyklus mit N Knoten kann ein bestimmter Knoten sich an N verschiedenen Positionen befinden. Durch die Normalisierung werden diese verschiedenen Realisierungen nur einmal gezählt. Für die Gesamtzahl an Zyklen mit einem gegebenen Knoten, muss daher obige Anzahl nochmals mit einem Faktor N multipliziert werden.

Selbst für kleine Zyklengrößen ergeben sich bei diesen stark vermaschten Netzen sehr viele Zyklen. Daher stösst man schnell an Grenzen des Speicherbedarfs, falls man alle für die Ringidentifikation berücksichtigen

möchte. Die Generation aller Zyklen ist somit nur für kleinere Netze möglich.

3.4.2 Allgemeine Topologien

Eine obere Schranke für die Zahl der Zyklen in einer allgemeinen Topologie ist für $|E| \geq N$ durch $2^{|E|-N+1}$ gegeben [74]. Sie können mittels einer „depth-first“-Suche bestimmt werden [99].

Zuerst betrachtet man nur Zyklen, die einen spezifischen Knoten enthalten:

1. Starte vom Ausgangsknoten mit einem leeren Pfad.
2. Füge einen der noch nicht besuchten Nachbarknoten zum Pfad hinzu. Falls schon alle Nachbarn besucht wurden, gehe zum vorletzten Knoten zurück.
3. Wenn der Startknoten erreicht wird, ist ein gültiger Zyklus gefunden worden.
4. Wiederhole Punkt 2 so lange, bis keine weiteren Zyklen mehr gefunden werden.

Sehr einfach kann dieses Verfahren rekursiv implementiert werden. Um die Zahl der generierten Zyklen zu begrenzen, kann man ein Abbruchkriterium einfügen, z.B. die maximale Zahl der passierten Knoten.

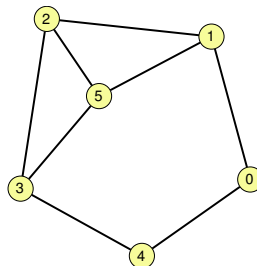


Abbildung 3.9: Einfache Topologie für das Beispiel der Zyklerzeugung.

Um alle Zyklen in einer Topologie zu erzeugen, wird der Algorithmus der Reihe nach mit allen Knoten als Startknoten ausgeführt. Hierbei kön-

nen die Knoten, die schon als Startknoten gedient haben (mit den entsprechenden Kanten), aus dem Graphen gelöscht werden, da ja gemäss Konstruktion diese schon berücksichtigt wurden. Ordnet man die Knoten Ihrem Grad nach und beginnt das Procedere beim Knoten mit dem höchsten Grad als Startknoten, so ergeben sich die Zyklen bei einer minimalen Zahl von Schritten.

In Abbildung 3.9 ist eine einfache Netztopologie abgebildet, die zur Erläuterung des Algorithmus dienen soll. Die entsprechenden Zyklen mit ihren Generatoren sind in Tabelle 3.1 aufgeführt. Die Knoten werden jeweils in der Reihenfolge ihrer Nummerierung zum Pfad hinzugefügt.

Für den Knoten 0 als Startknoten werden, beginnend mit 0-1-2-3-4, vier der insgesamt sieben Zyklen generiert. Mit Knoten 1 findet man zwei weitere und durch Knoten 2 den letzten Zyklus.

Falls mit Knoten 5 begonnen wird, erhält man gleich sechs Zyklen und nur ein weiterer Schritt mit Knoten 3 ist notwendig, um alle Zyklen zu erzeugen.

0	1	2	3	4	5
0-1-2-3-4	1-2-3-5	2-3-5			
0-1-2-5-3-4	1-2-5				
0-1-5-2-3-4					
0-1-5-3-4					

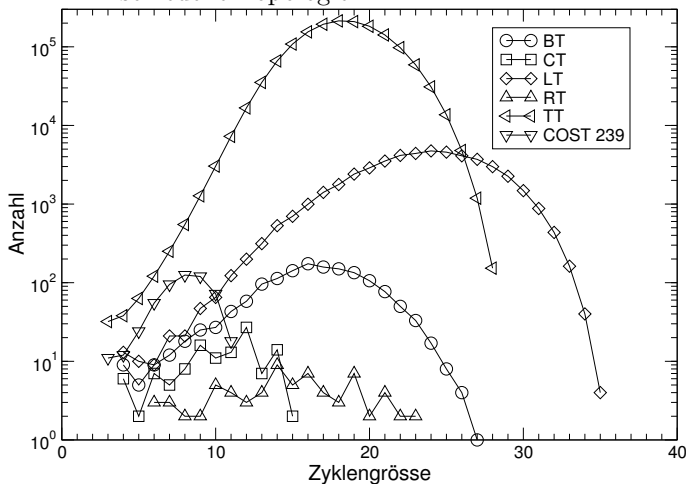
Tabelle 3.1: Erzeugte Zyklen und ihre Generatoren für das Beispiel im Text.

In Abbildung 3.10 ist die Zahl der Zyklen für die COST-239- und COST-266-Topologien aufgeführt. Wie man beim Vergleich der Netze des BT, RT und TT sieht, nimmt die Anzahl der vorhandenen Zyklen im Netz mit dem mittleren Grad \bar{d} der Knoten stark zu.

3.4.3 Konstruktion von Zyklen aus Gebieten

Für grosse und stark vermaschte Netze ist es oft nicht möglich, alle Zyklen zu bestimmen. Daher ist es günstig, eine Methode zur Verfügung zu haben, die es erlaubt, die Zyklen aus kleinen Grundbausteinen zusammensetzen [77].

Abbildung 3.10: Zahl der Zyklen in Abhängigkeit der Zyklengröße für verschiedene Topologien.



Eine Landkarte (map)¹ ist ein Graph, bei dem für jede Kante die Rückrichtung definiert ist. Eine Einbettung (embedding) eines Graphen ist eine Abbildung des Graphen, bei der

1. keine Kante über einen Knoten gezeichnet wird,
2. zwei verschiedene Kanten sich nicht kreuzen
3. und mehrere Kanten zwischen zwei Knoten auf die gleiche Art und Weise eingebettet werden.

Eine Landkarte, für die eine Einbettung in die Ebene existiert, wird als eben (planar map) bezeichnet. Ein schon 1930 von Kuratowski [67] aufgestellter Satz sagt aus, dass jeder Graph in eine ebene Landkarte und Kuratowski-Untergraphen K_5 (vollständiger Graph vom Grad 5) und $K_{3,3}$ (vollständiger bipartiter Graph mit 2×3 Knoten) zerlegt werden kann. Aufgrund des hohen Vermaschungsgrades treten diese beiden Graphen

¹Für die Übersetzung der englischen Begriffe wurde hier und im Folgenden die Terminologie von Diestel [35] verwendet.

normalerweise nicht in Transportnetzen auf, weshalb im Folgenden stets von einer ebenen Landkarte ausgegangen wird.

In der Graphentheorie existiert das kombinatorische und geometrische Konzept eines Gebietes (face). Die Kanten jedes Knoten im Graph werden geordnet und zu jeder Kante ein Vorgänger und Nachfolger definiert. Ein Gebiet ist eine Liste von Kanten. Um ein Gebiet zu erzeugen, startet man bei einem Knoten und folgt den Kanten. An jedem Knoten, den man passiert, nimmt man die folgende ausgehende Kante, bis man wieder zum Startknoten kommt (siehe Abbildung 3.11). Es ist möglich, jede ebene Landkarte in Gebiete mit einer Komplexität proportional zur Zahl der Kanten zu zerlegen [83].

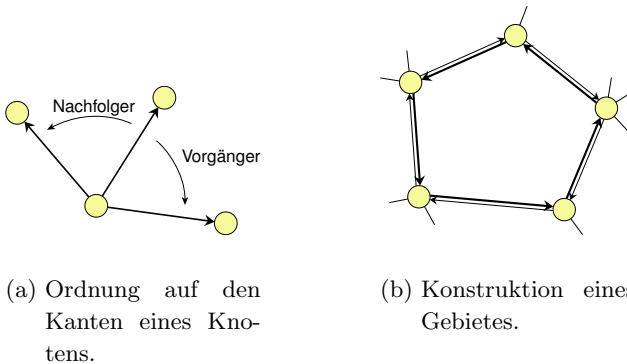


Abbildung 3.11: Das Konzept der Gebiete für Graphen.

Diese Gebiete formen eine Basis für den Raum der Zyklen eines Graphen. Ein Gebiet ist, salopp ausgedrückt, der kleinste mögliche Zyklus eines Netzes. Durch Hinzufügen eines Gebietes zu einem Zyklus wird dieser vergrößert. Umgekehrt kann er durch Entfernen eines Gebietes, welches eine Kante mit dem Rand des Zyklus teilt, verkleinert werden. Diese Operation ist selbstinvers: wird zweimal das gleiche Gebiet zum Zyklus hinzugefügt, so ändert sich dieser nicht. Etwas Vorsicht muss man bei beiden Operationen walten lassen. Für einige Spezialfälle wie z.B. in Abbildung 3.12 ist das Ergebnis nicht länger ein Zyklus. Zum Zyklus (durchgezogene Linie und schwarze Knoten) kann nur das strichpunktierte, nicht aber das gestrichelte Gebiet hinzugefügt werden.

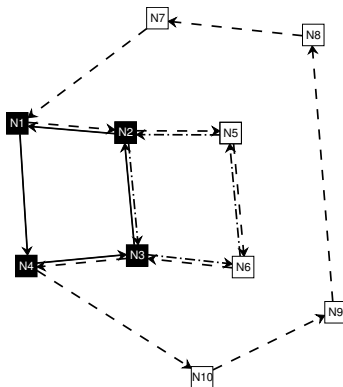


Abbildung 3.12: Spezialfall eines Zyklus, welcher nicht durch beide angrenzenden Gebiete vergrößert werden kann.

Mittels Zyklen, die aus Gebieten zusammengesetzt werden, lässt sich eine Ringüberdeckung graduell ändern, was bei einer Optimierung von Vorteil sein kann.

3.5 ILP-Formulierung für SPRing-Netze

Bei einem SPRing ist nur die Last auf den Kanten des Ringes für die Dimensionierung entscheidend. Daher ist eine ILP-Formulierung relativ einfach [85]. Als Zielfunktion dient die Gesamtkapazität

$$\min \sum_{j=1}^{|R|} 4 \cdot m_j \cdot |r_j| \quad (3.7a)$$

des Netzes. Die Menge $R = \{r_1, \dots, r_j, \dots, r_n\}$ bezeichnet die betrachteten Ringkandidaten. Hier können beispielsweise alle Zyklen des Graphen bis zu einer maximalen Größe berücksichtigt oder aber eine Vorauswahl über eine Bewertungsfunktion für vielversprechende Ringe getroffen werden.

Der Vorfaktor vier setzt sich aus einem Faktor zwei von der Bidirektionalität der Ringe und einem weiteren Faktor zwei von der notwendigen Schutzkapazität zusammen. Als Randbedingungen muss die Arbeitslast

auf den Kanten

$$\sum_{j=1}^{|W|} n_j \cdot \Gamma_{i,j}^p = w_i, \quad \forall i \in E, \quad (3.7b)$$

durch die gerouteten Verbindungen der Verkehrsmatrix

$$\sum_{j=1}^{|W|} n_j \cdot \Phi_{\alpha,j}^p = T_\alpha, \quad \forall \alpha \in \bar{V}^2, \quad (3.7c)$$

von einem der Ringe abgedeckt werden:

$$\sum_{j=1}^{|R|} m_j \cdot M \cdot \Gamma_{i,j}^r \geq w_i, \quad \forall i \in E. \quad (3.7d)$$

Hierbei ist

$$\Gamma_{i,j}^r = \begin{cases} 1, & e_i \in r_j \vee \bar{e}_i \in r_j, \\ 0, & \text{sonst,} \end{cases} \quad (3.8)$$

der Indikator, ob die Kante e_i oder deren Rückrichtung \bar{e}_i Teil des Rings r_j ist.

Bei dieser Formulierung wird von einem symmetrischen Routing der Verbindungen und einer symmetrischen Dimensionierung der SPRinge ausgegangen.

Für das COST-239-Netz ist die relative Kapazität in Abhängigkeit der maximalen Ringgröße in Abbildung 3.13 angegeben. Für die Arbeitspfade W wurden die $k_w = 1, 2, 4, 8$ kürzesten Pfade bei einem Wellenlängenkanal $M = 1$ pro Ring verwendet.

Aufgrund des starken Vermaschungsgrades des Netzes ist schon eine Lösung mit Ringen aus drei Knoten möglich. Mit zunehmender Ringgröße und Zahl der möglichen Arbeitspfade nimmt die benötigte Kapazität ab. Allerdings genügen schon zwei mögliche Arbeitspfade und Ringe mit sechs Knoten, um ein nahezu optimales Ergebnis zu erzielen.

Bei der Interpretation muss man beachten, dass hier nur die Kapazität betrachtet wurde. Normalerweise sind mit jedem Ring bestimmte Grundkosten verbunden. Daher ist es wirtschaftlich sicher nicht zweckmässig, viele kleine Ringe zu realisieren, auch wenn dies die erforderliche Kapazität minimiert.

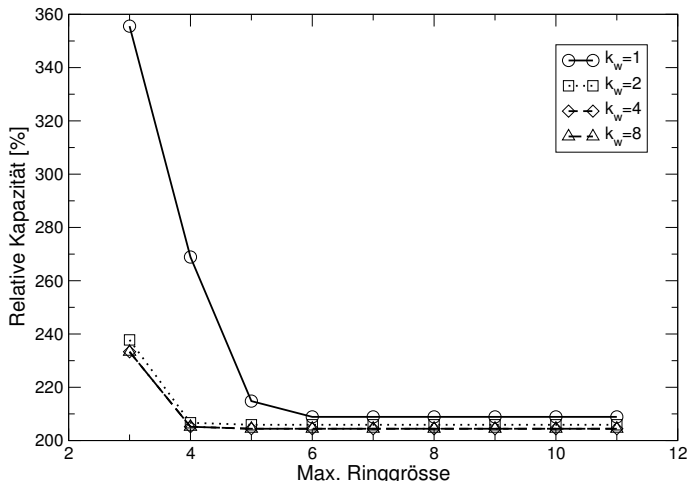


Abbildung 3.13: Kapazität für das COST-239-Netz bei verschiedenen Ringgrößen.

Für das BT-Netz ist der entsprechende Kapazitätsverlauf in Abbildung 3.14 zu sehen. Aufgrund der grösseren Ausdehnung des Netzes ist es für ein optimales Resultat notwendig, Ringe mit bis zu 12 Knoten zuzulassen. Einen kleinen Vorteil bringt die Berücksichtigung von vier statt nur zwei Pfadalternativen pro Arbeitspfad.

In der Regel ist ein WDM-Ring mit einer festen Zahl M von Wellenlängenkanälen ausgestattet. In Abbildung 3.15 ist die Kapazität für die beiden Netze mit $M = 1, 2, 4, 8, 16$ dargestellt. Die Ringgröße ist dabei keiner Einschränkung unterworfen, und es wurden $k_w = 8$ mögliche Arbeitspfade berücksichtigt.

Da für $M > 1$ meist keine ideale Ringüberdeckung möglich ist und daher ein Teil des Rings ungenutzt bleibt, steigt die benötigte Kapazität mit M an. Dies ist beim BT-Netz weniger ausgeprägt als beim COST-239-Netz, da dort das gute Ergebnis durch viele sehr kleine Ringe erzielt wird, die jedoch bei einer grossen Zahl von Wellenlängenkanälen weniger vorteilhaft sind. Für $M = 16$ ist mit 20% und 55% zusätzlicher Kapazität für das BT-Netz bzw. COST-239-Netz zu rechnen.

In Tabelle 3.2 sind die Resultate für alle betrachteten Netze zusam-

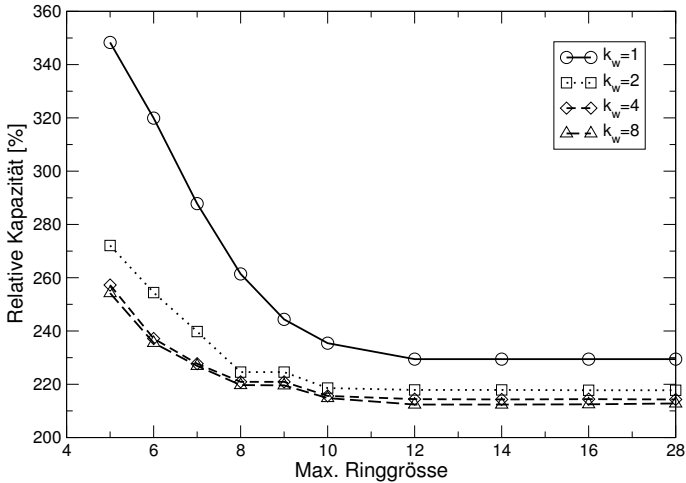


Abbildung 3.14: Kapazität für das BT-Netz bei verschiedenen Ringgrößen.

Netz	Relative Kapazität [%]
BT	212.4
CT	205.4
LT	208.4
RT	215.9
TT	204.0
COST 239	204.4

Tabelle 3.2: Zusammenstellung der Kapazitäten für SPRing-Netze.

mengefasst. Für ein SPRing-Netz ist mindestens die doppelte Kapazität wie für SPR der Arbeitspfade notwendig. Bei der verwendeten Normierung entspricht diese untere Schranke gerade 200 %. Bei den stark vermaschten Netzen wie COST 239 und TT lässt sich diese nahezu erreichen, aber selbst bei einer Gliederung des RT-Netzes in SPRinge ist man nur 16 % von dieser unteren Schranke entfernt.

Die Formulierung des ILP-Problems für SPRing-Netze gestaltet sich sehr einfach, da für die Dimensionierung nur die Last auf den Kanten

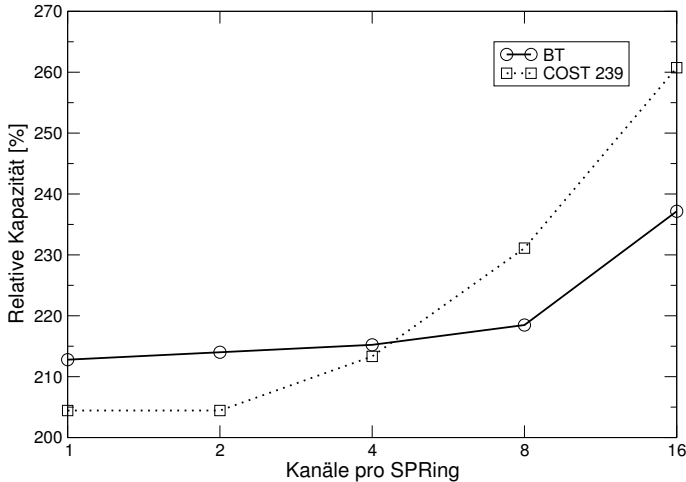


Abbildung 3.15: Kapazität für unterschiedliche Anzahl an Kanälen pro SPRing.

eines Rings von Bedeutung ist. Bei einem DPRing belegt jede Verbindung einen Wellenlängenkanal auf dem gesamten Ring. Daher wäre für eine ILP-Formulierung bei einem DPRing-Netz die Aufteilung eines Pfades in mehrere Ringabschnitte von Bedeutung. Für einen Pfad der Länge l gibt es aber schon $\binom{l-1}{i-1}$ Möglichkeiten, diesen in i Segmente aufzuteilen. Die Zahl der Variablen würde sehr stark zunehmen. Daher wird in Abschnitt 3.6.1 ein anderer Weg für eine exakte Lösung aufgezeigt.

3.6 Heuristik für schnelles Routing und für die Ringdimensionierung

Für die iterative Ringidentifikation muss das Routing der Verbindungen für ein Multi-Ringnetz mit anschließender Dimensionierung der Ringe sehr häufig durchgeführt werden. Daher ist es notwendig, hierfür ein möglichst schnelles Verfahren zur Hand zu haben.

In Abbildung 3.16 ist ein Beispiel für ein Ringnetz mit vier markierten Ringen dargestellt. Aus diesem wird ein effektives Netz abgeleitet, wel-

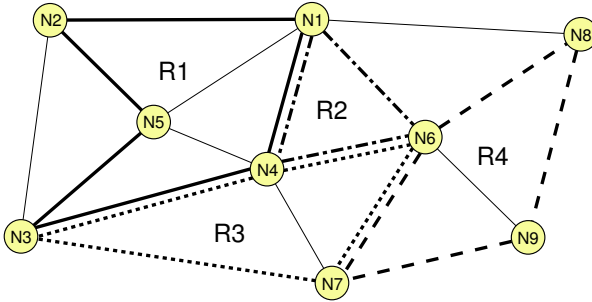


Abbildung 3.16: Beispielnetz für Ringidentifikation mit vier markierten Ringen.

ches für das Routing der Verbindungen eingesetzt wird. Letzteres hängt wesentlich von der verwendeten Ringtechnologie ab.

3.6.1 DPRing-Netze

In Abbildung 3.17 ist der effektive Graph G_e für das Multi-Ringnetz aus Abbildung 3.16, bestehend aus DPRingen, dargestellt. Jeder Ring wird

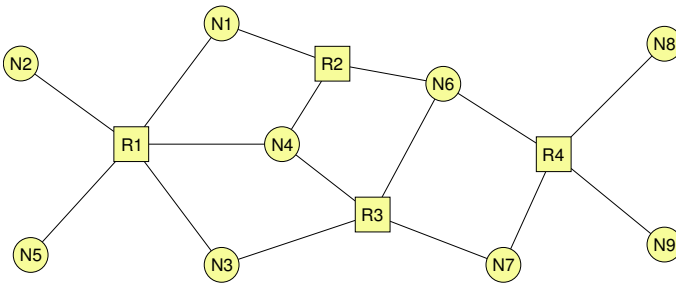


Abbildung 3.17: Effektives Netz für DPRing-Netz (Graph G_e).

durch einen Knoten repräsentiert (eckige Knoten). Falls ein Netzknoten (runde Knoten) Teil eines Rings ist, so besitzt er eine Kante zum entsprechenden Ringknoten.

Bei einem DPRing benötigt jede Verbindung im Ring einen Wellenlängenkanal auf allen Kanten des Rings. Den Kanten zu den Ringknoten wird daher als Gewicht die Zahl der Knoten (bzw. der Kanten) $|r|$ des Rings zugeordnet. Die Länge eines Weges in G_e zwischen zwei Endknoten entspricht dann (bis auf einen Faktor zwei) der dafür notwendigen Kapazität. Die Suche nach dem optimalen Routing für die Verbindungen reduziert sich daher auf die Suche des kürzesten Pfades in G_e . Für die Dimensionierung der einzelnen Ringe muss nur die Zahl der Verbindungen gezählt werden, die diesen Ring belegen.

Arijs [11] verwendete noch zusätzliche Kanten zwischen den einzelnen Ringknoten in G_e . Auf diese Weise lassen sich Kosten berücksichtigen, die durch Wechsel von einem Ring zu einem anderen entstehen (z.B. Demultiplex- und Multiplexoperation).

Ein Ring stellt M Wellenlängenkanäle zur Verfügung. Dadurch können einige der Ringe nicht voll ausgenutzt sein. In einem zweiten Schritt kann man versuchen, diese zu entfernen und deren Verbindungen auf andere Ringe zu verteilen.

Die Repräsentation des Ringnetzes durch den effektiven Graphen G_e ermöglicht (bei nicht zu vielen möglichen Ringkandidaten) auch einen exakten Zugang. Falls als Ringkandidaten alle in Frage kommenden Ringe zugelassen werden, erhält man mit obigem Vorgehen automatisch eine optimale Lösung.

In Abbildung 3.18 ist die relative Kapazität für ein DPRing-Netz in Abhängigkeit der Ringgröße dargestellt. Sie hängt im Wesentlichen vom Vermaschungsgrad des Netzes ab. So ist sehr viel Kapazität für das RT-Netz aufzuwenden, da hier nur grosse Zyklen vorhanden sind. Die Kurven für die Netze CT, BT und LT sind nahezu deckungsgleich, da ihr Vermaschungsgrad nahe beieinander liegt. Bei den stark vermaschten Netzen TT und COST 239 ist nur wenig mehr an Kapazität aufzuwenden als für ein SPRing-Netz. Beim TT-Netz nimmt die nötige Kapazität für Ringe mit mehr als 12 Knoten wieder zu. Dies liegt an der getroffenen Vorauswahl der Ringkandidaten, wie weiter unten erläutert wird. Aus Speicherplatzgründen wurden maximal 10000 Ringkandidaten pro Knoten berücksichtigt.

Die für dedizierten Pfadschutz und kantendisjunkte Schutzpfade (siehe Abschnitt 2.2) notwendige Kapazität stellt eine untere Schranke für die eines DPRing-Netzes dar. Mit einem DPRing-Netz erreicht man diese

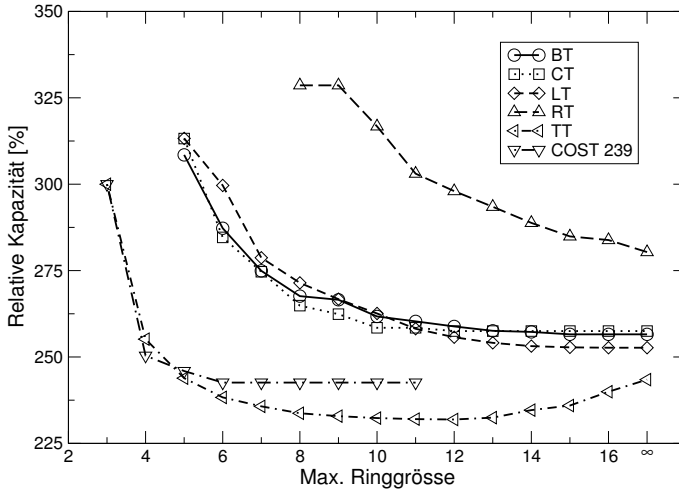


Abbildung 3.18: Kapazität für DPRing-Netze.

Schranke für grössere Ringe (vergleiche Abbildung 2.5).

Bei grossen und stark vermaschten Netzen ist es notwendig, eine Vorauswahl der zu berücksichtigenden Ringe zu treffen. Diese erfolgt mittels einer Bewertungsfunktion. In [112] werden verschiedene solche Funktionen diskutiert (allerdings im Zusammenhang mit SPRing-Netzen), bei denen ausgehend von einem provisorischen Routing der Pfade, wie z.B. SPR, der Ring beurteilt wird. Gute Resultate liefert der Ausdruck

$$f(r) = \frac{(\sum_{i \in r} w_i)^2}{|r| \cdot w_{\max}(r)}. \quad (3.9)$$

In Abbildung 3.19 ist die Kapazität des gefundenen Ringnetzes – normiert auf die beste gefundene Lösung – in Abhängigkeit der Anzahl der pro Knoten berücksichtigten Ringe dargestellt. Für die meisten Netze findet man nahezu optimale Lösungen bei nur 32 Ringkandidaten pro Knoten. Für das COST-239-Netz sind mindestens 128 Kandidaten nötig. Beim RT-Netz mit seiner geringen Zahl an Zyklen genügen sehr wenige Ringkandidaten, um eine optimale Lösung zu finden. Einzig für das TT-Netz kann selbst mit 10000 Ringen kein Optimum erzielt werden. Wie am Beispiel des TT-

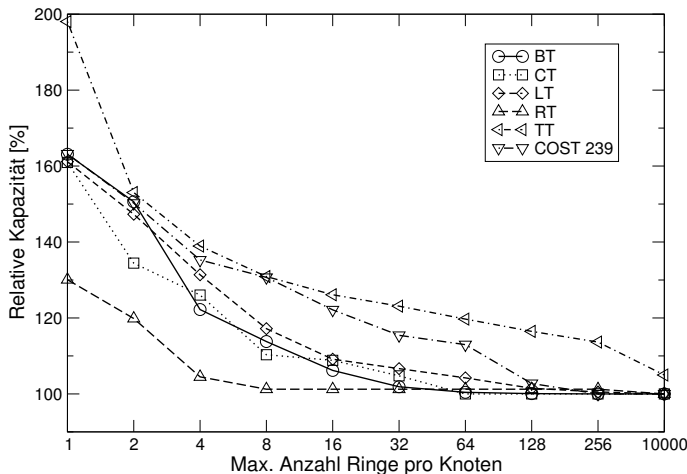


Abbildung 3.19: Abhängigkeit der Kapazität von der Zahl der berücksichtigten Ringe.

Netzes zu sehen ist, ist eine gute Bewertungsfunktion für die Vorauswahl wichtig.

Mit zunehmender Ringgröße sinkt die Notwendigkeit für eine Verwendung mehrerer Ringe für eine Verbindung. Dies ist in Abbildung 3.20 für das BT-Netz dargestellt. Aufgetragen ist die Zahl der betrachteten Ringe, diejenige der Intra-Ring-Verbindungen, die nur einen DPRing in Anspruch nehmen, und diejenige der Hop-Verbindungen, die mehrere Ringe verwenden. Für kleine Ringe können fast keine Verbindungen innerhalb eines Ringes geführt werden. Erst für grössere Ringe dominieren diese Intra-Ring-Verbindungen.

3.6.2 SPRing-Netze

Für ein aus SPRingen aufgebautes Netz ist es wesentlich schwieriger, das optimale Routing zu finden, da eine Optimierung nicht allein auf Verbindungsebene erfolgen kann. Daher ergeben sich aus der nachfolgend beschriebenen Heuristik in der Regel auch nur suboptimale Lösungen.

In Abbildung 3.21 ist der effektive Graph G_e für ein SPRing-Netz ab-

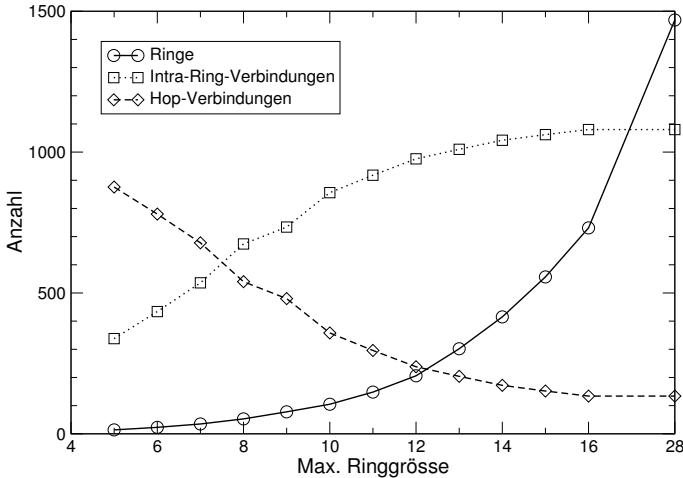


Abbildung 3.20: Zahl der Ringkandidaten sowie der Hop- und Intra-Ring-Verbindungen für das BT-Netz.

gebildet. Ein Ring wird durch seine logische Struktur repräsentiert. Für jeden zu einem Ring gehörenden Netzknotten wird ein entsprechender Ringknoten erzeugt und durch einen Zugangslink (dünne Striche) angebunden. Die Teilstrecken des Rings sind durch dicke Striche gekennzeichnet. Mit dieser Darstellung lässt sich die Last auf den Kanten des Rings besser abschätzen. Dies ist für das Routing der Verbindungen von Bedeutung.

Bei einem DPRing lassen sich die Verbindungen ohne Probleme unabhängig voneinander durch das Netz führen. Bei einem SPRing ist dies nicht mehr möglich. Daher wird bei der folgenden Heuristik für jede Verbindung ein Weg im Netz einzeln bestimmt und anschliessend die Metrik der Kanten angepasst:

1. Man ordne alle Knotenpaare entsprechend der Entfernung (in Anzahl Hops) im effektiven Graphen.
2. Dann starte man mit dem Knotenpaar, für das der Weg im effektiven Graphen am kürzesten ist.
3. Allen Zugangslinks wird eine kleine Länge $\epsilon > 0$ zugewiesen. Für die

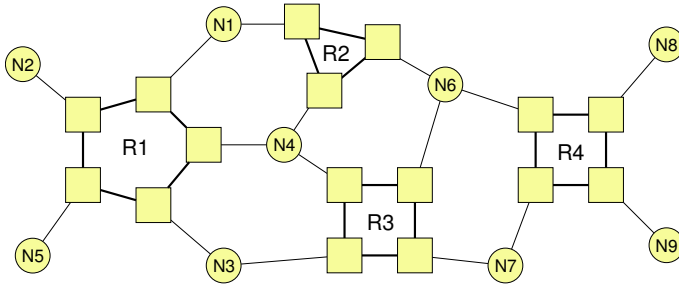


Abbildung 3.21: Effektiver Graph G_e für ein SPRing-Netz.

Ringteilstrecken wird die Metrik

$$d(e_i) = \begin{cases} 1.25, & w_{\min}(r) = w_{\max}(r), \\ 1 + \frac{w_i - w_{\min}(r)}{w_{\max}(r) - w_{\min}(r)}, & \text{sonst,} \end{cases} \quad (3.10)$$

verwendet. Die Kanten eines (bisher) unbenutzten Ringkanals werden mit einer Konstanten gewichtet, so dass eine neue Verbindung auf dem Ring nicht favorisiert wird. Für einen nicht ausbalancierten Ring nimmt die Länge einer Kante $d(e_i)$ von $d(e_i) = 1$ für die Kante mit minimaler Last bis $d(e_i) = 2$ für eine Kante mit maximaler Last linear zu. Die Konstanten wurden empirisch bestimmt.

Mit dieser Metrik wird versucht, eine möglichst gleichmässige Last auf den Kanten eines Rings zu erzielen.

4. Einer Verbindung für das betrachtete Knotenpaar wird der kürzeste Pfad in G_e zugewiesen. Falls noch nicht alle Verbindungen des untersuchten Knotenpaars geroutet wurden, fahre man mit Punkt 3 fort, andernfalls betrachte man das nächst weiter entfernte Knotenpaar.

Wenn allen Verbindungen ein Pfad im Mehrfachringnetz zugeordnet wurde, müssen noch die einzelnen SPRinge dimensioniert werden. Zum einen kann dies durch die (aus dem Routingvorgang bekannte) Last der Ringteilstrecken ermittelt werden. Für einen SPRing wird gerade $2 \cdot w_{\max}(r) \cdot |r|$ an Kapazität benötigt.

Zum anderen ist es auch möglich, über die Ringverkehrsmatrix mit

der Methode des maximalen Lastschnittes von Schrijver *u. a.* [103] (siehe Abschnitt 3.2.2) die maximal notwendige Kapazität abzuschätzen.

Beide Vorgehensweisen lassen sich auch kombinieren, indem das jeweilige Minimum der Kapazität beider Dimensionierungen für den Ring verwendet wird.

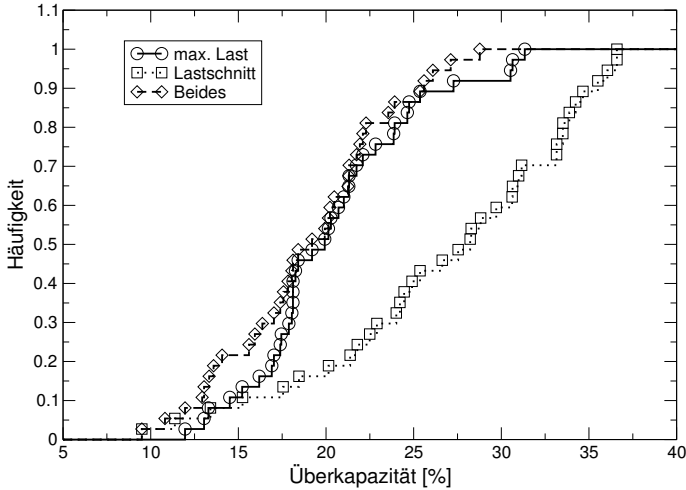


Abbildung 3.22: Überkapazität bei der Ringdimensionierung für das COST-239-Netz.

Um die Güte dieser schnellen Ring-Dimensionierung abzuschätzen und die optimalen Parameter zu finden, wurden die aus Abschnitt 3.5 gefundenen (optimalen) Ringnetze dimensioniert und mit der ILP-Lösung für $k_w = 8$ verglichen. In Abbildung 3.22 ist das Ergebnis für das COST-239-Netz dargestellt. Aufgetragen ist die Überkapazität $C_{\text{Heuristik}}/C_{\text{ILP}} - 1$ als kumulative Häufigkeitsverteilung. Die SPRinge wurden jeweils über die maximale Last, den Lastschnitt oder über das bessere Resultat der beiden Methoden dimensioniert. Durch diese Kombination lässt sich das Ergebnis im Mittel um 1% verbessern. Im Durchschnitt werden bei der schnellen Heuristik im Vergleich zur ILP-Lösung 20% mehr an Kapazität benötigt. Dafür erfolgt die Dimensionierung in einem Bruchteil der Zeit (weniger als 1s).

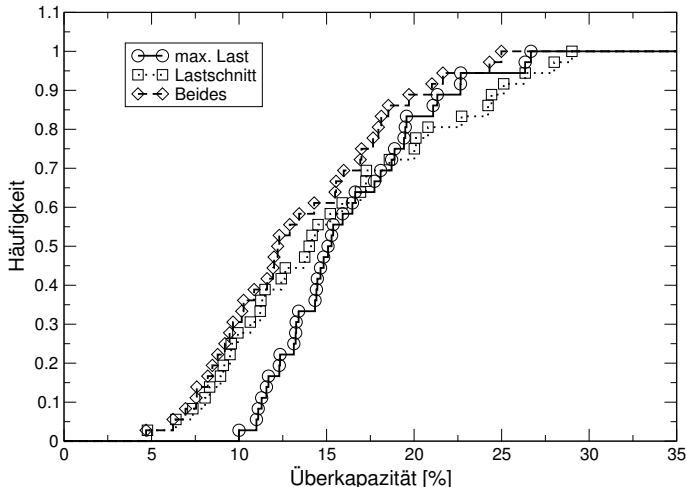


Abbildung 3.23: Überkapazität bei der Ringdimensionierung für das BT-Netz.

In Abbildung 3.23 ist das entsprechende Resultat für das BT-Netz zu sehen. Hier ist die Heuristik im Mittel nur um 13 % schlechter als die exakte Lösung. Durch die Kombination der beiden Dimensionierungsmethoden wird im Mittel eine Verbesserung von 3 % erzielt. Dies liegt an der deutlich grösseren Zahl von Pfaden zwischen zwei Knotenpaaren im BT-Netz, die für das Routing in Frage kommen würden. Durch die Beschränkung auf $k_w = 8$ und die Begrenzung der Rechenzeit wird nur eine suboptimale Lösung gefunden.

3.7 Die Heuristik „Ringbuilder“

Für SONET-Netze wurde die einfache Heuristik „Ringbuilder“ zur Ringidentifikation von Ringen mit geteiltem Schutz von Slevinsky *u. a.* [112] vorgestellt. Nachdem die Verbindungen im Netz geroutet sind, wird die sich daraus ergebende Arbeitslast auf allen Kanten berechnet. Alle Zyklen im Graph werden erzeugt. Eine Bewertung jedes Zyklus ähnlich (3.9) liefert den nächsten, zur Konfiguration hinzugefügten Ring. Nach der Di-

mensionierung des Rings wird die neue Last der Kanten aus der noch nicht verteilten Last errechnet. Der Vorgang wird wiederholt, bis ausreichend Kapazität vorhanden ist. Durch die Wahl der Bewertungsfunktion kann der Auswahlprozess gesteuert werden.

Prinzipiell besteht die Möglichkeit, diese Lösung mit dem nachfolgend beschriebenen Verfahren zu optimieren.

3.8 Schrittweise Ringidentifikation

Bei aufwendigeren Netzen und komplexen Randbedingungen stösst man schnell an die Grenzen der bisher dargestellten Methoden. Für eine iterative Ringidentifikation bieten sich Meta-Heuristiken wie z.B. SA oder Tabu-Search an [78, 86]. Bei allen diesen Verfahren wird ausgehend von einer zufälligen Startkonfiguration eine Nachbarkonfiguration durch Variation gebildet. Diese wird, wenn sie besser ist, stets akzeptiert. Um nicht in lokalen Minima stehen zu bleiben, werden allerdings auch schlechtere Konfigurationen mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit übernommen (siehe Anhang A).

Durch die Bewertung der Konfiguration lässt sich die Optimierung steuern. Hierbei ist man nicht auf lineare Zielfunktionen beschränkt, wie dies beispielsweise bei einem ILP-Ansatz zutrifft.

Für ein Ringnetz wurde in [11] ein generisches Kostenmodell, bestehend aus folgenden Komponenten vorgeschlagen:

Ringkosten: Für jeden Ring wird ein fester Betrag in Abhängigkeit der Grösse des Rings für die Installationskosten und die Glasfaser, Verstärkerkosten, Kosten für die OADM usw. angenommen.

Routingkosten für das Routing einer Wellenlänge im Ring (z.B. für Transponder, Linekarten).

Verbindungskosten für Verbindungen zwischen zwei Ringen (Transponder, Multiplexer).

Durch Sanktionen, d.h. Zusatzkosten, lässt sich auch die Einhaltung von Randbedingungen (z.B. eine maximale Zahl von Ringen) erzwingen.

Um eine optimale Ringüberdeckung zu finden, wird bei jedem Schritt die aktuelle Konfiguration mit der Heuristik aus Abschnitt 3.6 dimensio-

niert. Für die Beschreibung der Ringkonfiguration werden zwei Ansätze untersucht:

1. Eine Auswahl von Ringen aus einer vorher berechneten Menge an Ringkandidaten,
2. eine Menge an Ringen, zusammengesetzt aus Gebieten.

Als Meta-Heuristik wurde „Threshold Accepting“ (TA) [52] verwendet.

Falls die Topologie nicht gegeben ist, sondern nur die Knotenpositionen, lässt sich eine Starttopologie durch einen Triangulationsalgorithmus der Ebene generieren. Am Ende der Optimierung werden dann üblicherweise nicht alle Kanten des Dreiecksgitters benötigt.

3.8.1 Vorgegebene Menge an Ringen

Die Menge der Ringkandidaten lässt sich mit dem in Abschnitt 3.4.2 beschriebenen Algorithmus erzeugen. Eine Variation der Konfiguration wird durch Hinzufügen oder Löschen eines der Ringe erzeugt.

In Abbildung 3.24 ist der Verlauf der Kapazität während der Optimierung für ein DPRing-Netz des COST-239-Netzes dargestellt. Ausgeführt wurden jeweils 10 Programmläufe mit identischen Parametern. Die meisten Änderungen an der Konfiguration erfolgen in den ersten tausend Schritten, danach bleibt die Lösung stabil. Die Schwankung unter den einzelnen Programmläufen liegt bei etwa 10%. Bei TA ist es günstiger, mehrere Optimierungen mit wenigen Schritten als eine mit vielen Schritten durchzuführen.

3.8.2 Aus Gebieten zusammengesetzte Ringe

Für die Initialisierung werden die Gebiete des Graphen bestimmt. Um die Nachbarkonfiguration abzuleiten, wird zufällig eine der folgenden Operationen gewählt:

1. Erweiterung eines Rings um ein Gebiet,
2. Erzeugung eines neuen Rings mit einem zufälligen Gebiet,
3. Verkleinerung eines Rings um ein Gebiet (falls der Ring keine Gebiete mehr enthalten würde, wird er gelöscht).

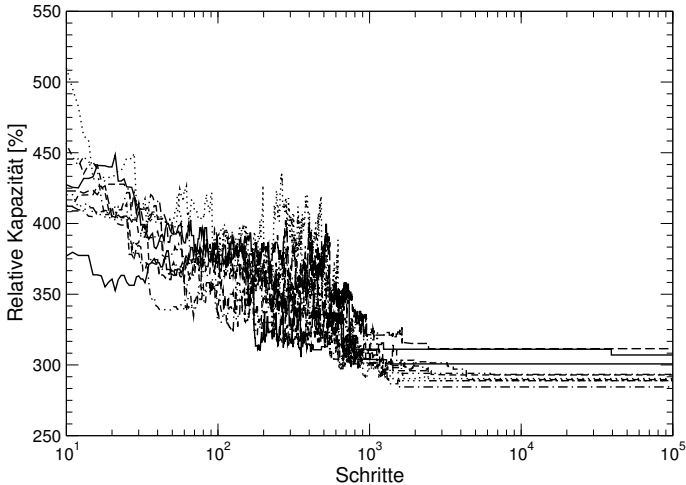


Abbildung 3.24: Abnahme der Kapazität während der Optimierung für eine vorgegebene Menge an Ringen (verschiedene Linienstile für die einzelnen Programmläufe).

In Abbildung 3.25 ist der Verlauf der Kapazität mit denselben Parametern wie im letzten Abschnitt gezeigt. Die gefundenen Lösungen liegen nach 100000 Schritten bei einer Kapazität zwischen 365 % und 405 %, und damit deutlich schlechter als bei einer vorgegebenen Ringmenge. Der Optimierungsprozess scheint in einem lokalen Minimum gefangen zu werden. Auch deutlich längere Programmläufe konnten die gefundene Lösung nicht weiter verbessern.

3.8.3 Beschränkung der Zahl der Ringe

Ein Netzbetreiber muss wegen des dazugehörigen Managements und Installationsaufwandes daran interessiert sein, dass sein Netz aus nicht zu vielen Ringen besteht. Als eine Anwendung der iterativen Ringidentifikation soll hier die Abhängigkeit der Kapazität von der maximal erlaubten Zahl der Ringe im Netz (bzw. – genauer – der maximalen Zahl der Zyklen bei denen Ringe installiert werden) untersucht werden. Aufgrund der Erfahrungen aus dem letzten Abschnitt wird eine Kandidatenmenge für die

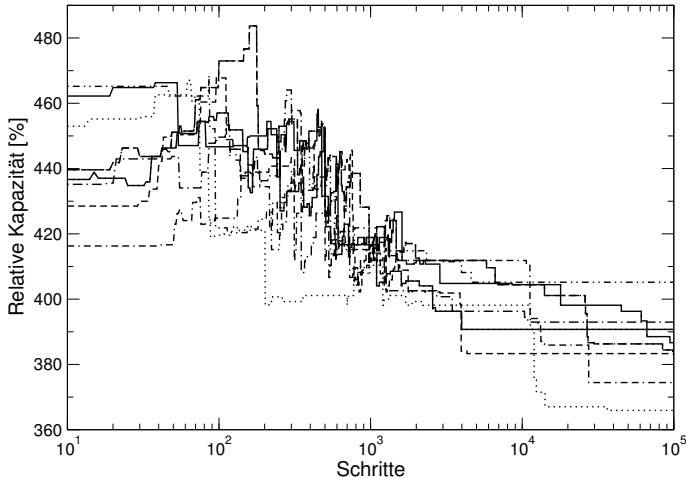


Abbildung 3.25: Abnahme der Kapazität während der Optimierung für aus Gebieten zusammengesetzte Ringe (verschiedene Liniestile für die einzelnen Programmläufe).

Ringe vorgegeben.

In Abbildung 3.26 sind die Ergebnisse für das COST-239-Netz dargestellt. Es wurden Ringe mit maximal 8 und 11 Knoten zugelassen. Die exakten Resultate aus den vorherigen Abschnitten ohne Beschränkung der Zahl der Ringe sind zum Vergleich mit gestrichelten Linien markiert.

Da das COST-239-Netz nur 11 Knoten enthält, besteht bei den beiden betrachteten Ringgrößen nahezu kein Unterschied. Wenn das Netz mit nur einem oder zwei Ringen abgedeckt werden soll, wird dafür sehr viel Kapazität benötigt. Mit zunehmender Ringanzahl reduziert sich die Kapazität für das Ringnetz. Das Optimum für ein DPRing-Netz wird mit 32 Ringen fast erreicht, wohingegen die SPRing-Lösung etwa 13 % schlechter als das exakte Ergebnis bleibt. Dies liegt an der verwendeten Heuristik für das Routing der Verbindungen.

In Abbildung 3.27 sind die entsprechenden Resultate für das BT-Netz und Ringe mit maximal 8 bzw. 16 Knoten gezeigt. Es konnten Lösungen nur mit mindestens vier Ringen (16 Knoten) bzw. acht Ringen (8 Knoten) gefunden werden. Eine optimale Lösung wurde für DPRing-Netze mit

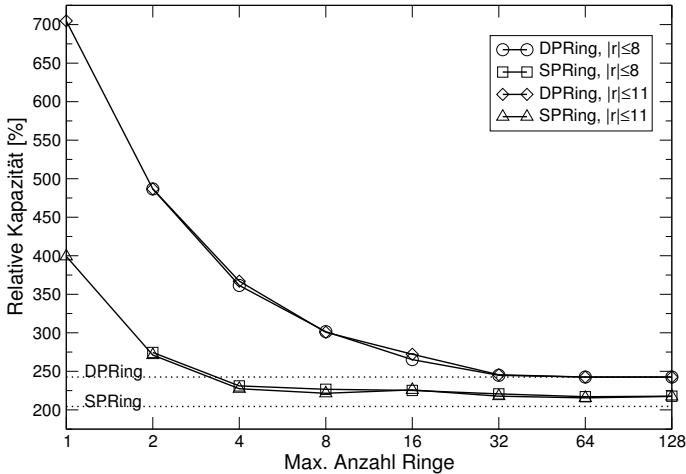


Abbildung 3.26: Kapazität in Abhängigkeit der Zahl der Ringe für das COST-239-Netz.

64 Ringen erreicht. Die Resultate für SPRing-Netze sind deutlich schlechter und etwa 25–30 % vom ILP-Ergebnis entfernt. Allerdings gilt dies nur für das Routing und die Dimensionierung der Ringe mittels der Heuristik. In einem zweiten Schritt könnten beide sicher verbessert werden.

3.9 Zusammenfassung

In diesem Abschnitt wurden Netze basierend auf Ringen untersucht. Die Systematik der betrachteten Ringtechnologien und deren Schutz findet sich in Abbildung 3.28.

Für die Planung und Dimensionierung ist nur zwischen einem DPRing- und einem SPRing-Netz zu unterscheiden. Als Zielfunktion findet die notwendige Kapazität für die Realisierung des Netzes Anwendung.

Die in einem Graphen enthaltenen Zyklen lassen sich im Voraus bestimmen. Mit ihrer Kenntnis ist eine exakte Lösung für die optimale Platzierung der Ringe und ihre Dimensionierung sowie für das Routing über den effektiven Graphen des DPRing-Netzes möglich.

Für SPRing-Netze bietet sich eine ILP-Formulierung an, mit der ne-

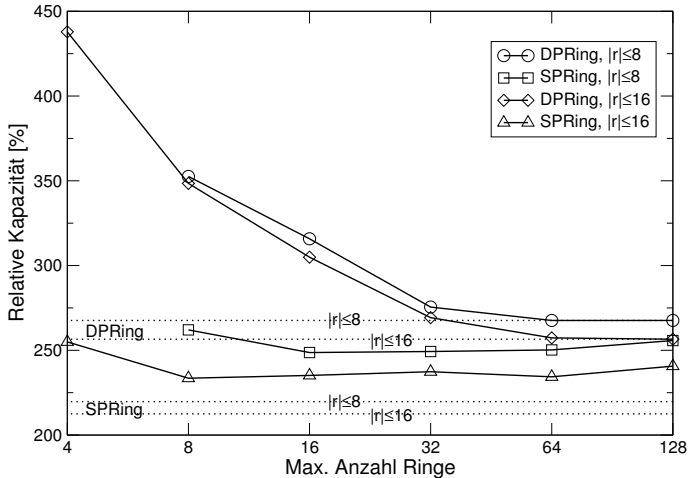


Abbildung 3.27: Kapazität in Abhängigkeit der Zahl der Ringe für das BT-Netz.

ben der Ringidentifikation gleichzeitig auch die Optimierung des Routings erfolgen kann.

Bei stark vermaschten Netzen ist eine Vorauswahl der betrachteten Zyklen notwendig. Ein anderer Ansatz, der eine sukzessive Änderung ermöglicht, basiert auf dem Aufbau von Zyklen aus Gebieten.

Bei allgemeinen Kostenfunktionen oder Randbedingungen kann ein iteratives Verfahren für die Ringidentifikation von Vorteil sein, bei dem eine Ringüberdeckung evaluiert und variiert wird, um das Optimum zu finden. Hierfür wurde eine schnelle Heuristik für das Routing und die Dimensionierung von SPRing-Netzen mittels eines effektiven Graphen entwickelt. Die Optimierung erfolgte mit TA.

Mit zunehmender Ringgröße und Zahl der zugelassenen Zyklen, bei denen ein Ring installiert wird, sinkt die notwendige Kapazität. Dies äußert sich auch in der Abnahme von Hop- und der Zunahme von Intra-Ring-Verbindungen. Bei den betrachteten Netzen lassen sich die theoretischen Schranken mit Ringgrößen von acht Knoten und einer moderaten Anzahl von Zyklen nahezu erzielen.

Betrachtet man die realen Kosten für die Ringtechnologien, so kann es

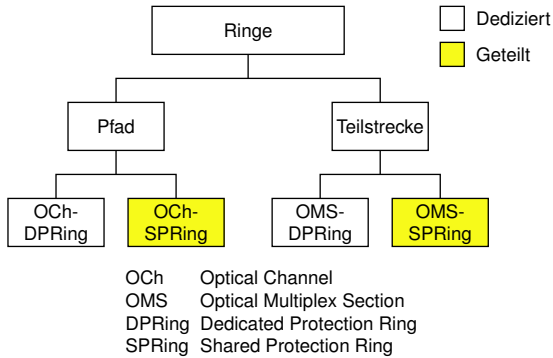


Abbildung 3.28: Ringtechnologien im Überblick.

günstig sein, DPRinge und SPRinge als hybride Netze zu kombinieren [13].

Ringe sind zwar einfacher zu realisieren, bieten aber nicht die Flexibilität von Maschennetzen und benötigen signifikant mehr Kapazität. Mit der Verfügbarkeit von OXC ist daher der graduelle Übergang von der einen zur anderen Technologie von Interesse [29]. Allerdings werden auch in Zukunft ringähnliche Strukturen wie beispielsweise die p -Zyklen für robuste Transportnetze von Bedeutung sein.

Kapitel 4

Unsicherheit im Planungsprozess

Bei den bisherigen Betrachtungen ist man von einer Auslegung des Netzes anhand bekannter Eingangsgrößen wie beispielsweise des zu erwartenden Verkehrs ausgegangen. Neben einem solchen statischen Netzdesign sind für den Betreiber aber Fragestellungen wie die Erweiterung eines bestehenden Netzes oder aber die evolutionäre Entwicklung über einen bestimmten Zeitraum von Bedeutung [92].

Der Planungsprozess ist in der Regel mit grossen Unsicherheiten behaftet: das anzunehmende Verkehrsmuster, die zu erwartenden Änderungen mit der Zeit, die verfügbaren Technologien usw. Beispielsweise nimmt der Internet-Verkehr in den USA jedes Jahr um 300 % zu [100]. Der Planungshorizont für ein Transportnetz erstreckt sich aber meist auf bis zu fünf Jahren. Ausserdem wird das Verkehrsmuster auch im Transportnetz immer dynamischer. Bei einem ASON besteht beispielsweise die Möglichkeit, dem Benutzer geschaltete Ip anzubieten.

In [46] ist eine systematische Zusammenstellung der möglichen Fragestellungen und Vorgehensweisen bei evolutionärem Netzdesign mit Unsicherheiten zu finden:

Post-optimale Sensitivitätsanalyse: Beschreibung der Unsicherheit mittels (deterministischer) Szenarien und einer Sensitivitätsanalyse der zugehörigen Lösungen.

Robuste Optimierung: Betrachtung mehrerer Szenarien, um einen Kompromiss zwischen Modell- und Lösungsrobustheit zu erzielen.

Stochastische Programmierung: Formulierung über ein mathematisches Programm, bei dem einige der Eingangsgrößen stochastische Variablen sind.

Probabilistische Entscheidungsanalyse: Aufteilung des Problems in Teilprobleme und Beschreibung mittels eines probabilistischen Entscheidungsbaums.

Flexibilität und Robustheit: Flexibilität ist die Möglichkeit, auf andere Umstände zu reagieren, und Robustheit bedeutet, dass keine Anpassung notwendig ist. Hinter beiden Eigenschaften stehen keine formalen oder mathematischen Methoden im eigentlichen Sinn, sondern eher Designkriterien.

Das Vorgehen entsprechend den genannten Strategien bzw. Aspekten hat seine spezifischen Vor- und Nachteile.

In diesem Kapitel soll ein einfacher Ansatz für die Dimensionierung der Kapazität bei Ungewissheit über das genaue Verkehrsmuster diskutiert werden. Er fällt in die letzte Kategorie der obigen Aufzählung. Der Schutz der Verbindungen wird ausser Acht gelassen, die Techniken aus den vorherigen Kapiteln lassen sich aber sehr einfach übertragen. Verbrugge *u. a.* [121] untersuchten beispielsweise mit einem ähnlichen Ansatz die Auswirkungen von Unsicherheit auf den Schutz und die Wiederherstellung der Verbindungen.

4.1 Modell für die Unbestimmtheit

Das Verkehrsmuster kann von der vorhergesagten Verkehrsmatrix in drei Dimensionen abweichen:

1. Verkehrsverteilung,
2. Verkehrsvolumen und
3. Verkehrstyp bzw. Serviceklasse.

Der letzte Punkt soll hier nicht betrachtet werden.

Geary *u. a.* [49] untersuchten die Robustheit eines Designs für ein optisches Transportnetz, indem sie

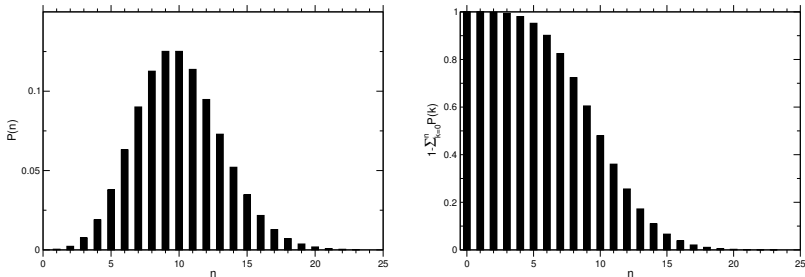
1. ein Verkehrsmuster generierten,
2. die Verbindungen durch das dimensionierte Netz routeten und

3. die blockierten Verbindungen ermittelten.

Um eine Blockierungsdichte (als Güte für die Robustheit des Designs) zu erhalten, wird dieses Verfahren mehrfach wiederholt. Als Mass für die Abweichung des aktuellen Verkehrsmusters von der vorhergesagten Verkehrsmatrix wird die Korrelation beider Matrizen verwendet.

Für eine systematische Berücksichtigung der möglichen Abweichungen des Verkehrs werden hier die Einträge der Verkehrsmatrix als Zufallsvariablen $T_\alpha \sim D_\alpha(\mu_\alpha, \sigma_\alpha)$ mit der Verteilung $D(\mu, \sigma)$ modelliert [80, 79]. Hier entspricht μ dem Erwartungswert und σ der Standardabweichung. Es wird von symmetrischen Duplexverbindungen ausgegangen. Die $T_\alpha, T_{\alpha'}$, $\alpha, \alpha' \in \bar{V}^2$, werden für $\alpha' \neq \alpha$ als stochastisch unabhängig angenommen. Diese Annahme ist nur kritisch für Verkehr mit dem gleichen Quell- oder Zielknoten.

Auf diese Weise lässt sich ein ganzes Ensemble möglicher Realisierungen beschreiben und systematisch untersuchen.



(a) Poissonverteilung für $\mu = 10$.

(b) Wahrscheinlichkeitsverteilung für die Realisierung der n -ten Verbindung.

Abbildung 4.1: Poissonverteilung und dazugehörige Wahrscheinlichkeit für die n -te Verbindung.

Die Verteilung kann aus empirischen bzw. historischen Daten gewonnen werden, oder aber auf plausiblen Annahmen beruhen. Es bieten sich insbesondere die Gleich-, die Poisson- und die Binomialverteilung an. Für denselben Erwartungswert ist die Standardabweichung am grössten für

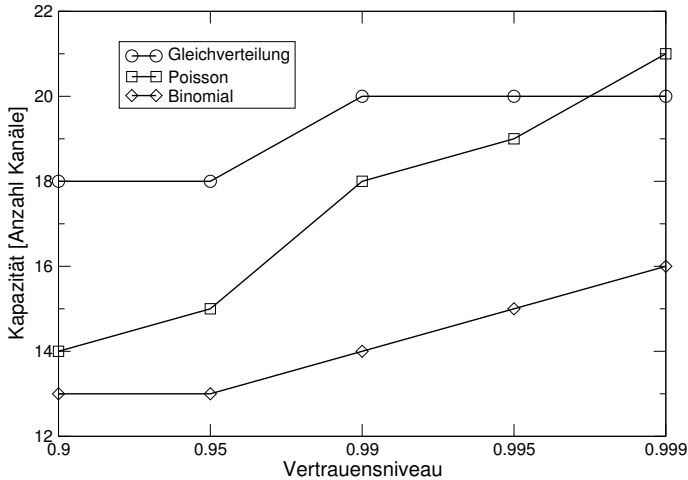


Abbildung 4.2: Notwendige Kapazität für verschiedene Verteilungen und Vertrauensniveaus.

die Gleich- und am kleinsten für die Binomialverteilung. Hierbei wird als Grenzen für die Gleichverteilung 0 bzw. 2μ angenommen.

In Abbildung 4.1 ist die Poisson-Verteilung für $\mu = 10$ in (a) dargestellt. In (b) ist die entsprechende Wahrscheinlichkeit $1 - \sum_{k=0}^n P(k)$ für die Realisierung der n -ten Verbindung abgebildet.

Der erwartete Gesamtverkehr ist die Summe der Erwartungswerte

$$\mu_{tot} = 2 \sum_{\alpha \in \tilde{V}^2} \mu_{\alpha}. \quad (4.1)$$

Ein Mass für die Unsicherheit der Voraussage ist die Summe der Varianzen

$$\sigma_{tot} = \sqrt{2 \sum_{\alpha \in \tilde{V}^2} \sigma_{\alpha}^2}. \quad (4.2)$$

Für eine deterministische Verkehrsmatrix gilt $\sigma_{tot} = 0$.

4.2 Kapazitätsbetrachtungen

Jeder Verbindung wird ein Pfad im Netz zugewiesen. Mit der Wahrscheinlichkeit für das Zustandekommen der jeweiligen Verbindungen erhält man eine Wahrscheinlichkeitsverteilung $D_i(\mu_i, \sigma_i)$ für den Kapazitätsbedarf auf jeder der Teilstrecken i des Netzes.

Um die notwendige Kapazität C_i auf den Teilstrecken des Netzes abzuschätzen, wird ein Vertrauensniveau p_d vorgegeben, welches die Wahrscheinlichkeit dafür angibt, dass die jeweilige Teilstrecke genügend Kapazität für die Last besitzt. Auf Grund des zentralen Grenzwertsatzes reicht es in der Regel, die Wahl $C_i = \mu_i + \gamma \cdot \sigma_i$ zu treffen. So entspricht z.B. einem $\gamma = 1.65$ der Wert $p_d = 95\%$.

In Abbildung 4.2 ist für eine erwartete Last von $\mu = 10$ die Zahl der zu installierenden Kanäle über dem Vertrauensniveau aufgetragen (für die Binomialverteilung wurde $\sigma = 2$ gewählt). Je grösser das Vertrauensniveau und die Standardabweichung der Wahrscheinlichkeitsverteilung der Last sind, umso mehr Kapazität muss installiert werden.

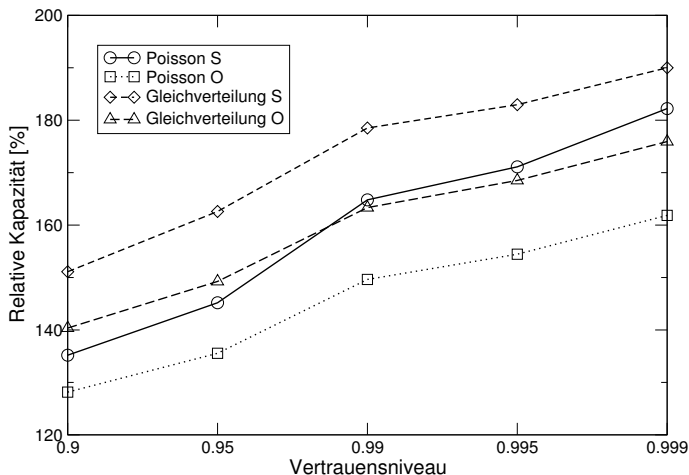


Abbildung 4.3: Erforderliche Kapazität des COST-239-Netzes in Abhängigkeit des Vertrauensniveaus für Kanäle mit Granularität STM-16.

Indem mehrere statistisch unabhängige Verbindungen kombiniert werden, lässt sich die relative Standardabweichung σ/μ und damit die notwendige Kapazität bei gegebenem Vertrauensniveau p_d reduzieren. Daher kann es günstig sein, für eine Verbindung einen längeren Pfad als den kürzesten zu wählen, um eine Teilstrecke mit anderen Verbindungen zu teilen.

In Abbildung 4.3 ist die notwendige Kapazität für das COST-239-Netz in Abhängigkeit des Vertrauensniveaus p_d für die Poisson- und die Gleichverteilung aufgetragen. Hierbei steht „S“ für SPR und „O“ für ein optimiertes Routing wie weiter unten erläutert. Für ein Vertrauensniveau von $p_d = 0.9$ muss das Netz um 35 % für die Poisson- und um 52 % für die Gleichverteilung überdimensioniert werden. Sollen die Teilstrecken in $p_d = 99\%$ der Fälle die Last bewältigen können, so sind bis zu 90 % an zusätzlicher Kapazität vorzusehen.

In einem zweiten Schritt wurde versucht, durch Rerouting einzelner Verbindungen die notwendige Kapazität für ein bestimmtes Vertrauensniveau zu minimieren. Hierzu kam ein einfaches „Hill-Climbing“-Verfahren [102] zum Einsatz. Die mit SA gefundenen Lösungen waren, bei deutlich höherem Aufwand, nur unwesentlich besser.

SPR ist im deterministischen Fall optimal. Durch das Rerouting konnte eine Reduzierung der notwendigen Kapazität zwischen 5 % und 10 % erzielt werden (Endung „O“ in Abbildung 4.3).

In Abbildung 4.4 ist die Abhängigkeit der Kapazität von der Granularität der Verbindungen für Kanäle mit STM-16 und STM-64 dargestellt. Durch die geringere Zahl an Verbindungen und den dadurch verbundenen geringen Gewinn durch Bündelung wird insbesondere bei grossem Vertrauensniveau deutlich mehr Kapazität für ein Netz mit STM-64-Verbindungen benötigt.

Die Optimierung tendiert dazu, die Verkehrsströme zu bündeln. Beim geteilten Schutz ist genau das gegenteilige Vorgehen, eine Lastverteilung, von Vorteil. Im Einzelfall ist abzuwägen, welches Vorgehen vorteilhafter ist.

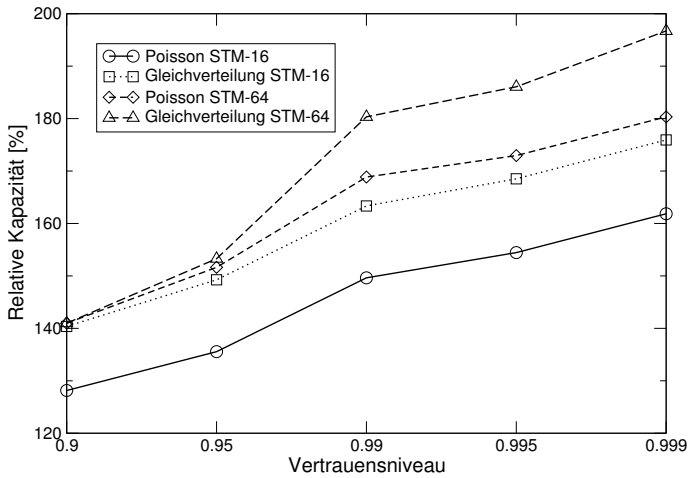


Abbildung 4.4: Erforderliche Kapazität des COST-239-Netzes in Abhängigkeit des Vertrauensniveaus für Kanäle mit Granularität STM-16 und STM-64.

Kapitel 5

Schlussbemerkungen

5.1 Ergebnisse

Thema dieser Arbeit ist der systematische Vergleich verschiedener Schutzstrategien für robuste photonische Transportnetze. Hierzu wurden effiziente Planungsmethoden entwickelt, und diese anhand pan-europäischer Testnetze untersucht sowie ihre Eigenschaften dargestellt. Als Vergleichskriterium wird die notwendige Kapazität für Betrieb und Schutz in der optischen Schicht (Optical Path Layer, OPL) verwendet. In Abbildung 5.1

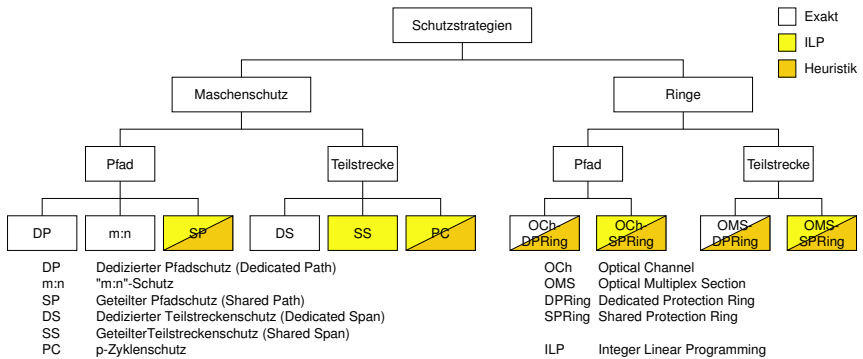


Abbildung 5.1: Systematische Übersicht über die in der vorliegenden Arbeit betrachteten Schutzstrategien.

sind nochmals alle untersuchten Schutzstrategien in einer Übersicht zusammengefasst.

Zunächst werden Maschennetze betrachtet, die auf einem optischen Kreuzverbinder (Optical Cross Connect, OXC) aufbauen. Der Schutz kann auf Teilstrecken- oder Pfadebene ansetzen und dediziert oder gemeinsam

sein. Bei dediziertem Schutz lässt sich die Planung in einfache Unterprobleme aufteilen, für die aufgrund der geringen Komplexität exakte Verfahren zur Ermittlung des optimalen Schutzes angegeben werden können. Dies gilt auch für den „ $m : n$ “-Schutz, bei dem sich n Arbeitspfade m Schutzpfade teilen.

Für Netze mit Wellenlängenkonversion (virtueller Wellenlängenpfad, VWP) ist bei gemeinsamem Schutz eine erstmals einheitliche Beschreibung als lineares Programm für ganzzahlige Variablen (Integer Linear Programming, ILP) entwickelt worden. Das verwendete Routing hat einen signifikanten Einfluss auf die Güte der gefundenen Lösung. Es erweist sich als vorteilhaft, das Routing gemeinsam mit der Dimensionierung der Schutzressourcen zu optimieren. Indem mehrere Verbindungen die Kapazität für den Schutz nutzen, ist eine erhebliche Reduktion möglich. Teilstreckenbasierte Verfahren sind nicht wesentlich schlechter als pfadbasierte, dafür aber wesentlich einfacher zu planen und weniger komplex. Hierbei stellt insbesondere der Schutz mit p -Zyklen einen sehr vielversprechenden Ansatz dar. Durch eine Vorauswahl der Schutzressourcen lässt sich die Komplexität des resultierenden Gleichungssystems reduzieren.

Wenn Wellenlängenkontinuität gefordert wird (Wellenlängenpfad, WP), oder aber bei grösseren Netzen, ist die Lösung der Gleichungssysteme oft nicht mehr mit akzeptablem Aufwand möglich. Heuristiken liefern in diesem Fall mit einem Bruchteil des Rechenaufwands gute Ergebnisse. Für geteilten Pfadschutz wurde ein neuartiges Verfahren entwickelt, das die Arbeitspfade in Mengen partitioniert, welche die Schutzkapazität gemeinsam nutzen können (Protection Share Group, PSG). Für eine solche PSG lässt sich die notwendige Schutzkapazität über eine ILP-Formulierung mit geringer Komplexität oder aber mittels einer einfachen Heuristik bestimmen (siehe Abschnitt 2.3.3).

Bei WP-Netzen, die p -Zyklen-geschützt sind, hat die Wellenlängenzuteilung (Wellenlängenzuordnung, WA) einen signifikanten Einfluss auf die benötigte Kapazität. Falls einer Duplexverbindung für Hin- und Rückrichtung die gleiche Wellenlänge zugewiesen wird, kann die Schutzkapazität effektiv nur unter den spreizenden Teilstrecken des Zyklus genutzt werden. Daher ist es von Vorteil, das Routing und die WA gemeinsam durchzuführen. Für diesen Fall wurde eine einfache Heuristik entwickelt (siehe Abschnitt 2.6.3).

Je höher der mittlere Grad des Netzes und je gleichmäßiger der Verkehr verteilt ist, umso weniger Kapazität ist für einen Schutz aller Verbindungen notwendig.

Ringe benötigen nur einen optischen „Add Drop Multiplexer“ (OADM). Weiterhin besitzen sie den kleinsten nodalen Grad, mit dem ein Schutz überhaupt möglich ist. Ringnetzwerke sind daher wesentlich einfacher als Maschennetze zu realisieren.

Die Dimensionierung eines einzelnen Rings ist noch relativ einfach. Die Planung eines Multi-Ringnetzes dagegen weist aufgrund der zusätzlichen Randbedingungen eine erheblich grössere Komplexität auf. Untersucht wurden Ringnetzwerke auf der Basis des optischen Kanals (Optical Channel, OCh) und der optischen Multiplexschicht (Optical Multiplex Section, OMS), auch hier wieder mit dediziertem (Dedicated Protection Ring, DPRing) und gemeinsamem Schutz (Shared Protection Ring, SPRing).

Ein Ring beruht auf einem Zyklus im Netz. Die Erzeugung aller einfachen Zyklen ist mit einer so genannten „depth-first“-Suche möglich. Für Topologien mit hohem Vermaschungsgrad, d.h. mit sehr vielen Zyklen, ist hingegen die Konstruktion der Zyklen aus Gebieten des Graphen von Vorteil (siehe Abschnitt 3.4.3).

Bei SPRing-Netzen ist ein ILP-Ansatz für die Identifikation der Ringe möglich. Die Beschreibung des Ringnetzes bietet sich durch einen effektiven Graphen an. Hierauf beruhend wurde ein schnelles Verfahren für das Routing und die Dimensionierung der SPRinge entwickelt (siehe Abschnitt 3.6.2). Mit Hilfe des effektiven Graphen lässt sich eine exakte Lösung für DPRing-Netze generieren.

Eine iterative Methode für die Ringidentifikation bei Multi-Ringnetzen mit komplexeren Randbedingungen oder aber für stark vermaschte Topologien wurde vorgestellt. Hierbei wird mit der bekannten Meta-Heuristik „Threshold Accepting“ das Ringnetz schrittweise optimiert.

Im Vergleich zu Maschennetzen ist für den Schutz eines in Ringe gegliederten Netzes signifikant mehr Kapazität notwendig.

Im Kapitel 4 werden kurz noch die Auswirkungen von Unsicherheiten im Planungsprozess angesprochen, und zwar vor allem in Hinblick auf ein nicht genau bekanntes Verkehrsmuster. Dabei ist die deterministische Verkehrsmatrix durch eine Zufallsmatrix zu ersetzen. Durch das Routing der

Verbindungen erhält man eine Wahrscheinlichkeitsverteilung für die Last auf den Teilstrecken. Mit der Vorgabe eines Vertrauensniveaus lässt sich daraus die notwendige Kapazität abschätzen. Durch Bündelung mehrerer Verbindungen kann die relative Varianz und damit die notwendige Kapazität reduziert werden. Mit diesem neuartigen Verfahren erzielt man ein robustes Netzdesign.

5.2 Ausblick

In dieser Arbeit wurden die wichtigsten derzeit bekannten Schutzstrategien betrachtet. Allerdings werden fortlaufend neue Verfahren entwickelt. Unberücksichtigt blieben beispielsweise die Methoden „Meta-Mesh“ von Grover und Doucette [54], „Protection-Cycle-Cover“ von Ellinas *u. a.* [43] sowie die Überdeckung mit Hamilton-Zyklen [63].

Als Vergleichskriterium wird in der vorliegenden Arbeit die Kapazität für die Realisierung des Netzes herangezogen. Ausser Acht gelassen blieben jedoch die Komplexität der Umsetzung des Schutzes und die dazu notwendigen Komponenten und Verfahren. Hier wäre sicher auch das Zusammenspiel mehrerer Schutzmechanismen, das bei geschichteten Netzen auftritt, von Interesse.

Die Untersuchungen basieren auf einer im Voraus planbaren Schutzstrategie, d.h., ausgehend von einer Verkehrsmatrix wird ein optimales Routing für die Verbindung und deren Schutz bestimmt. Die Dynamik nimmt bekanntlich auch in den Transportnetzen stark zu. Daher wäre das Studium dynamischer Verfahren von Interesse, bei denen erst beim Verbindungsaufbau die entsprechenden Schutzressourcen, evtl. in einem verteilten Verfahren, zugeteilt werden.

Die in der vorliegenden Arbeit nicht näher betrachtete schrittweise Entwicklung der Netze mit der Zeit, wie sie beim Ausbau der Infrastruktur durch einen Netzbetreiber erfolgen muss, würde ebenfalls Fragestellungen für weitere Untersuchungen liefern.

Auf lange Sicht könnte mit der optischen Paket- und Burstvermittlung eine Abkehr von der bisher verbindungsorientierten Organisation der Transportnetze erfolgen. Hierfür müssten dann aber neue Ansätze erarbeitet werden.

Anhang A

Optimierungsverfahren

Aufgrund der grossen Anzahl an Freiheitsgraden in Netzoptimierungsproblemen ist es in der Regel unmöglich, alle Konfigurationen zu berechnen, um die optimale Lösung zu finden. Deshalb ist man auf approximative Methoden angewiesen.

Einige bekannte und einfache Verfahren sollen im Folgenden kurz skizziert werden. Sie sind in der Regel physikalisch motiviert, wobei das Grundmuster stets ähnlich ist. Aus einer Konfiguration \mathcal{K} wird eine Nachbarkonfiguration \mathcal{K}' abgeleitet; beide werden sodann mittels einer Kostenfunktion $C(\mathcal{K})$ miteinander verglichen. Die Verfahren unterscheiden sich nur in der Heuristik, welche angewandt wird, um \mathcal{K}' zu akzeptieren oder zu verwerfen.

A.1 Hill-Climbing-Algorithmus

Das einfachste Vorgehen ist ein so genannter „Hill-Climbing“-Algorithmus [102]: er akzeptiert nur eine bessere Nachbarkonfiguration, d.h., $C(\mathcal{K}') < C(\mathcal{K})$. Die grosse Gefahr bei diesen „greedy“ (gierigen) Verfahren besteht darin, sich in einem lokalen Minimum zu verfangen. Daher ist dieses Vorgehen oft nicht optimal.

A.2 Simulated Annealing (SA)

Eine bekannte Methode, die sich in der Klasse der Netzoptimierung bewährt hat, ursprünglich aber aus der statistischen Physik stammt, ist „Simulated Annealing“ (SA). Die Idee dabei ist, den Abkühlungsprozess eines Mediums nachzubilden, bei dem der Übergang vom entropie- zum energiedominierten Zustand bei abnehmender Temperatur vollzogen wird. Der Prozessverlauf ist dabei stets im thermodynamischen Gleichgewicht.

Das Vorgehen ist wie folgt [102]:

1. Eine Startkonfiguration \mathcal{K} wird ausgewählt und deren Energie bzw. Kosten $C(\mathcal{K})$ bestimmt.
2. Eine Nachbarkonfiguration \mathcal{K}' mit Kosten $C(\mathcal{K}')$ wird durch eine geeignete Regel aus \mathcal{K} abgeleitet.
3. Für $C(\mathcal{K}') \leq C(\mathcal{K})$ wird \mathcal{K}' als neue Konfiguration akzeptiert.
4. Andernfalls wird die schlechtere Konfiguration \mathcal{K}' nur für

$$r < \exp\left(-\frac{C(\mathcal{K}') - C(\mathcal{K})}{T}\right), \quad (\text{A.1})$$

übernommen, wobei $r \in [0, 1]$ eine gleichverteilte Zufallszahl ist. Hier ist T die so genannte Temperatur.

Auf diese Art wird der Optimierungsprozess nicht in lokalen Minima gefangen. Die Zustandsvariable T knüpft an die Analogie des entsprechenden physikalischen Prozesses an.

Am Anfang wird die Temperatur so gewählt, dass nahezu jede Konfiguration übernommen wird. Es zeigt sich, dass es günstig ist, bei fester Temperatur mindestens so viele Schritte durchzuführen, wie \mathcal{K} Nachbarkonfigurationen besitzt, um das thermische Gleichgewicht gut zu beschreiben.

Die Temperatur wird im Lauf des Prozesses verringert, bis gegen Ende der Optimierung nur noch bessere Konfigurationen akzeptiert werden. Hierfür gibt es verschiedene Strategien wie z.B. exponentielles Abkühlen mit $T_{k+1} = q \cdot T_k$ bei einer Konstanten $0 < q < 1$. Allerdings besteht hier die Gefahr des so genannten „Quenching“ in der Nähe von Phasenübergängen, welche durch hohe Fluktuationen gekennzeichnet sind. Daher ist es empfehlenswert, dort die Abkühlung entsprechend anzupassen:

$$T_{k+1} = \frac{T_k}{1 + \frac{T_k}{3\sqrt{\text{var}(C)} \ln(1 + \delta)}}, \quad (\text{A.2})$$

wobei $\text{var}(C)$ der Varianz von $C(\mathcal{K})$ bei fester Temperatur und δ einer wählbaren Toleranzgrenze entspricht.

A.3 Alternativen zu SA

In der Regel liefert SA zwar gute Ergebnisse, benötigt dafür aber aufgrund der komplexen Akzeptanzregel u.U. relativ lange Berechnungszeiten. Daher wurden einfachere Alternativen wie z.B. der Toleranz-Algorithmus „Threshold Accepting“ (TA) und der Sintflut-Algorithmus (Great Deluge, GD) entwickelt.

Bei beiden werden bessere Konfigurationen immer akzeptiert. Für $\Delta C = C(\mathcal{K}') - C(\mathcal{K}) > 0$ gilt für

TA: \mathcal{K}' akzeptiert für $\Delta C < U$, mit einer Toleranzgrenze $U > 0$. Diese wird im Lauf des Verfahrens langsam gegen Null vermindert, beispielsweise wenn im Mittel über längere Zeit keine Verbesserung erzielt wurde [40].

GD: für $C(\mathcal{K}') < U$ wird \mathcal{K}' übernommen. Dabei ist U eine absolute Obergrenze für die Kosten, welche ebenfalls langsam gesenkt wird.

Beide Algorithmen führen in der Regel und im Gegensatz zu SA zu Nichtgleichgewichtsverteilungen während des Verfahrens. Allerdings ist dies auch nicht notwendig, die Prozessführung sollte nur so langsam erfolgen, dass kein „Quenching“ auftritt. So liefern beide Heuristiken in der Praxis für viele Probleme mit weniger Rechenschritten ähnlich gute Ergebnisse wie SA.

Weitere Verfahren, die hier nicht weiter betrachtet worden sind, seien im Folgenden kurz gestreift [46]:

Genetische Algorithmen: Aus einer Population von Individuen reproduzieren sich mit Vorteil die Besten. Durch Mutationen wird die Nachbarschaft erkundet.

Tabu-Suche: Mit einem Gedächtnis wird bei der Optimierung versucht, Schleifen um lokale Minima zu vermeiden und noch unerforschte bzw. vielversprechende Gebiete des Suchraums zu erkunden.

Ameisen-System: Ameisen markieren den Weg zur Futterquelle mit Duftstoffen. Beim Ameisen-System markieren relativ einfache Agenten vielversprechende Lösungen.

Adaptive Speicher-Programmierung: Allen bisher vorgestellten Verfahren ist gemein, dass sie sich an schon gefundene Lösungen (in gewisser Art) erinnern und aus diesen neue Lösungen in zufälliger Weise ableiten. Ferner erfolgt eine lokale Suche zur Verbesserung der Lösung. Diese Gemeinsamkeiten lassen sich einheitlich und systematisch beschreiben.

Literaturverzeichnis

- [1] *EN 300 416 V1.2.1 (1998-08), Network Aspects (NA); Availability performance of path elements of international digital paths*, ETSI, 1998, European Standard (Telecommunications Series).
- [2] *ILOG CPLEX 7.0, user's manual*, ILOG, 2000.
- [3] *Recommendation G.652 „Characteristics of a single-mode optical fibre cable“*, International Telecommunications Union (ITU), 2000.
- [4] *Recommendation G.709 „Interface for the optical transport network“*, International Telecommunications Union (ITU), 2001.
- [5] *Recommendation G.807/Y.1302 „Requirements for automatic switched transport networks (ASTN)“*, International Telecommunications Union (ITU), 2001.
- [6] *Recommendation G.8080/Y.1304 „Architecture for the automatic switched optical networks (ASON)“*, International Telecommunications Union (ITU), 2001.
- [7] *Recommendation G.872 „Architecture of optical transport networks“*, International Telecommunications Union (ITU), 2001.
- [8] G. P. Agrawal, *Fiber-optic communication systems*, Wiley series in microwave and optical engineering, Wiley, 2. Auflage, 1997.
- [9] G. P. Agrawal, *Nonlinear fiber optics*, Optics and photonics, Academic Press, 3. Auflage, 2001.
- [10] A. Al-Rumaih, D. Tipper, Y. Liu und B. Norman, „Spare capacity planning for survivable mesh networks“, in *Proceedings of IFIP-TC6 Networking 2000*, 2000.
- [11] P. Arijs, *Planning of Ring-Based Telecommunication Networks*, Doktorarbeit, Universiteit Gent, 2000.

- [12] P. Arijs, M. Gryseels und P. Demeester, „Planning of WDM ring networks“, *Photonic Networks Communication*, **2** (1), S. 33–51, 2000.
- [13] P. Arijs, R. Meersman, W. Van Parys, E. Iannone, A. Tanzi, M. Pierpaoli, F. Bentivoglio und P. Demeester, „Architecture and design of optical channel protected ring networks“, *Journal of Lightwave Technology*, **19** (1), S. 11–22, 2001.
- [14] A. Autenrieth und A. Kirstadter, „Engineering end-to-end IP resilience using resilience-differentiated QoS“, *IEEE Communications Magazine*, **40** (1), S. 50–57, 2002.
- [15] D. Awduche und Y. Rekhter, „Multiprotocol lambda switching: Combining MPLS traffic engineering control with optical crossconnects“, *IEEE Communications Magazine*, **39** (3), S. 111–116, 2001.
- [16] R. Ballart und Y.-C. Ching, „SONET: Now it’s the standard optical network“, *IEEE Communications Magazine*, **40** (5), S. 84–92, 2002, Part: Anniversary.
- [17] A. Banerjee, L. Drake, L. Lang, B. Turner, D. Awduche, L. Berger, K. Kompella und Y. Rekhter, „Generalized multiprotocol label switching: An overview of signaling enhancements and recovery techniques“, *IEEE Communications Magazine*, **39** (7), S. 144–151, 2001.
- [18] S. Baroni, P. Bayvel, R. Gibbens und S. Korotky, „Analysis and design of resilient multifiber wavelength-routed optical transport networks“, *Journal of Lightwave Technology*, **17** (5), S. 743–758, 1999.
- [19] P. Batchelor, G. de Marchis, B. Daino, F. Matera, P. Heinzmann, B. Mikac, D. R. Hjelm, H.-P. Nolting, R. Inkret, J. Späth, H. A. Jäger, F. Tillerot, M. Joindot, B. Van Caenegem, A. Kuchar, N. Wauters, E. Le Coquil, N. Weinert und P. Leuthold, „Study on the implementation of optical transparent transport networks in the European environment – results of the research project COST 239“, *Photonic Networks Communication*, **2** (1), S. 15–32, 2000.
- [20] P. Bayvel, „Wavelength routing and optical burst switching in the design of future optical network architectures“, in *Proceedings of*

- European Communication Optical Conference (ECOC)*, Band 4, S. 616–619, 2001.
- [21] B. Beauquier, J. C. Bermond, L. Gargano, P. Hell, S. Pérennes und U. Vaccaro, „Graph problems arising from wavelength-routing in all-optical networks“, Technischer Bericht 3165, INRIA, 1997.
- [22] D. Beckmann und U. Killat, „Routing and wavelength assignment in optical networks using genetic algorithms“, *Optical Communications*, **10** (5), S. 537–543, 1999.
- [23] D. Benjamin, R. Trudel, S. Shew und E. Kus, „Optical services over the intelligent optical network“, *IEEE Communications Magazine*, **39** (9), S. 73–78, 2001.
- [24] R. Bhandari, *Survivable networks: Algorithms for diverse routing*, Kluwer Academic Publishers, 1999.
- [25] S. Bigo, Y. Frignac, G. Charlet, W. Idler, S. Borne, H. Gross, R. Dischler, W. Poehlmann, P. Tran, C. Simonneau, D. Bayart, G. Veith, A. Jourdan und J.-P. Hamaide, „10.2 Tbit/s (256x42.7 Gbit/s PDM/WDM) transmission over 100 km TeraLight fiber with 1.28 bit/s/Hz spectral efficiency“, in *Proceedings of Optical Fiber Communication Conference (OFC)*, Band 4, S. PD25–P1–3, 2001.
- [26] T. Carpenter und S. Cosares, „Comparing heuristics for demand routing and slot assignment on ring networks“, *Telecommunication Systems*, **21** (2-4), S. 319–337, 2002.
- [27] V. Chvátal, *Linear programming*, Series of Books in the Mathematical Sciences, Freeman, 1983.
- [28] T. Cinkler, S. Bjornstad, D. Careglio, D. Colle, C. Gauger, M. Karasek, A. Kuchar, S. De Maesschalck, F. Matera, C. Mauz und M. Settembre, „On the evolution of the optical infrastructure – COST 266 views“, in *Proceedings of the Fourth International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON'02)*, 2002.
- [29] M. Clouqueur, W. Grover, D. Leung und O. Shai, „Mining the rings: Strategies for ring-to-mesh evolution“, in *Proceedings of the Third*

- International Workshop on Design of Reliable Communication Networks (DRCN'01)*, S. 113–120, 2001.
- [30] D. Colle, S. De Maesschalck, C. Develder, P. Van Heuven, A. Groebbens, J. Cheyns, I. Lievens, M. Pickavet, P. Lagasse und P. Demeester, „Data-centric optical networks and their survivability“, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **20** (1), S. 6–20, 2002.
- [31] A. Dacomo, S. De Patre, G. Maier, A. Pattavina und M. Martinelli, „Design of static resilient WDM mesh networks with multiple heuristic criteria“, in *Proceedings of Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM 2002)*, Band 3, S. 1793–1802, 2002.
- [32] S. De Maesschalck, D. Colle, A. Groebbens, C. Develder, A. Lievens, P. Lagasse, M. Pickavet, P. Demeester, F. Saluta und M. Quagliatti, „Intelligent optical networking for multilayer survivability“, *IEEE Communications Magazine*, **40** (1), S. 42–49, 2002.
- [33] S. De Maesschalck, D. Colle, I. Lievens, M. Pickavet, P. Demeester, C. Mauz, M. Jaeger, R. Inkret, B. Mikac und J. Derkacz, „Pan-European optical transport networks: An availability-based comparison“, 2003, akzeptiert für die Publikation in *Photonic Networks Communication*.
- [34] P. Demeester, M. Gryseels, A. Autenrieth, C. Brianza, L. Castagna, G. Signorelli, R. Clemenfe, M. Ravera, A. Lajszczyk, D. Janukowicz, K. Van Doorselaere und Y. Harada, „Resilience in multilayer networks“, *IEEE Communications Magazine*, **37** (8), S. 70–76, 1999.
- [35] R. Diestel, *Graphentheorie*, Springer, 1996.
- [36] E. Dijkstra, „A note on two problems in connection with graphs“, *Networks*, **1**, S. 269–271, 1959.
- [37] J. Doucette und W. D. Grover, „Comparison of mesh protection and restoration schemes and the dependency on graph connectivity“, in *Proceedings of the Third International Workshop on Design of Reliable Communication Networks (DRCN'01)*, S. 121–128, 2001.

- [38] J. Doucette und W. D. Grover, „Capacity design studies of span-restorable mesh networks with shared-risk link group (SRLG) effects“, in *Proceedings of Optical Networking and Communications Conference (OptiComm)*, S. 25–38, 2002.
- [39] R. Doverspike und J. Yates, „Challenges for MPLS in optical network restoration“, *IEEE Communications Magazine*, **39** (2), S. 89–96, 2001.
- [40] G. Dueck und T. Scheuer, „Threshold accepting: A general purpose optimization algorithm appearing superior to simulated annealing“, *Journal of computational physics*, **90**, S. 161–175, 1990.
- [41] A. Dwivedi und R. Wagner, „Traffic model for USA long-distance optical network“, in *Proceedings of Optical Fiber Communication Conference (OFC)*, Band 1, S. 156–158, 2000.
- [42] T. El-Bawab und J.-D. Shin, „Optical packet switching in core networks: Between vision and reality“, *IEEE Communications Magazine*, **40** (9), S. 60–65, 2002.
- [43] G. Ellinas, A. Hailemariam und T. Stern, „Protection cycles in mesh WDM networks“, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **18** (10), S. 1924–1937, 2000.
- [44] T. Erlebach, „Abbildung des ‚1+1 Protection‘-Problems auf das Min-Cost-Flow-Problem“, 2000, private Mitteilung.
- [45] T. Erlebach, „On shortest-path all-optical networks without wavelength conversion requirements“, in *Proceedings of the 20th International Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science (STACS 2003)*, 2003.
- [46] V. G. Fischer, *Evolutionary Design of Corporate Networks and Uncertainty*, Doktorarbeit, Institut für Informatik der Technischen Universität München, 2000.
- [47] K. Fukuchi, T. Kasamatsu, M. Morie, R. Ohhira, T. Ito, K. Sekiya, D. Ogasahara und T. Ono, „10.92-Tb/s (273x40-Gb/s) triple-band/ultra-dense WDM optical-repeated transmission experi-

- ment“, in *Proceedings of Optical Fiber Communication Conference (OFC)*, Band 4, S. PD24–P1–3, 2001.
- [48] L. Gargano und U. Vaccaro, „Routing in all-optical networks: Algorithmic and graph-theoretic problems“, in I. Althöfer, N. Cai, G. Dueck, L. Khachatryan, M. S. Pinsker, A. Sárkozy, I. Wegener und Z. Zhang, Herausgeber, *Numbers, Information and Complexity*, S. 555–578, Kluwer Academic Publisher, 2000.
- [49] N. Geary, A. Antonopoulos, E. Drakopoulos, J. O. Reilly und J. Mitchell, „A framework for optical network planning under traffic uncertainty“, in *Proceedings of the Third International Workshop on Design of Reliable Communication Networks (DRCN’01)*, S. 50–56, 2001.
- [50] O. Gerstel und R. Ramaswami, „Optical layer survivability: A services perspective“, *IEEE Communications Magazine*, **38** (3), S. 104–113, 2000.
- [51] N. Ghani, S. Dixit und T.-S. Wang, „On IP-over-WDM integration“, *IEEE Communications Magazine*, **38** (3), S. 72–84, 2000.
- [52] F. Glover und M. Laguna, *Tabu search*, Kluwer Academic Publishers, 1997.
- [53] W. Grover und J. Doucette, „Advances in optical network design with p -cycles: Joint optimization and pre-selection of candidate p -cycles“, in *Proceedings of IEEE/LEOS Summer Topical Meetings 2002: All-Optical Networking*, 2002.
- [54] W. Grover und J. Doucette, „Design of a meta-mesh of chain sub-networks: Enhancing the attractiveness of mesh-restorable WDM networking on low connectivity graphs“, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **20** (1), S. 47–61, 2002.
- [55] W. Grover, J. Doucette, M. Clouqueur, D. Leung und D. Stamatelakis, „New options and insights for survivable transport networks“, *IEEE Communications Magazine*, **40** (1), S. 34–41, 2002.
- [56] W. Grover und D. Stamatelakis, „Cycle-oriented distributed pre-configuration: Ring-like speed with mesh-like capacity for self-planning

- network restoration“, in *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Band 1, S. 537–543, 1998.
- [57] E. Hadjiconstantinou und N. Christofides, „An efficient implementation of an algorithm for finding K shortest simple paths“, *Networks*, **34** (2), S. 88–101, 1999.
- [58] A. Hamel, V. Tholey, A. Sutter, L. Blain und F. Chatter, „Increased capacity in an MS protection ring using WDM technique and OADM: The colored section ring“, *IEE Electronic Letters*, **32** (3), S. 234–235, 1996.
- [59] H. Harai, M. Murata und H. Miyahara, „Performance analysis of wavelength assignment policies in all-optical networks with limited-range wavelength conversion“, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **16** (7), S. 1051–60, 1998.
- [60] A. Hasegawa u. a., „Transmission of stationary nonlinear optical pulses in dispersive dielectric fibers“, *Applied Physics Letters*, **23**, S. 142–144, 1973.
- [61] E. Hernandez-Valencia, M. Scholten und Z. Zhu, „The generic framing procedure (GFP): An overview“, *IEEE Communications Magazine*, **40** (5), S. 63–71, 2002.
- [62] M. Herzberg, S. Bye und A. Utano, „The hop-limit approach for spare-capacity assignment in survivable networks“, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, **3** (6), S. 775–784, 1995.
- [63] H. Huang und J. Copeland, „A series of Hamiltonian cycle-based solutions to provide simple and scalable mesh optical network resilience“, *IEEE Communications Magazine*, **40** (11), S. 46–51, 2002.
- [64] R. Iraschko, M. MacGregor und W. Grover, „Optimal capacity placement for path restoration in STM or ATM mesh-survivable networks“, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, **6** (3), S. 325–336, 1998.
- [65] H. A. Jäger, *WDM-Gridconnect‘– ein transparentes faseroptisches Kommunikationsnetz mit Faser- und Wellenlängenmultiplex*, Band 3

- von *Series in Broadband Communications*, Hartung-Gorre Verlag, Konstanz, 1998, Nachdruck der Dissertation ETH Zürich Nr. 12747.
- [66] K. Kao und G. Hockham, „Dielectric-fiber surface waveguides for optical frequencies“, *Proceedings IEE*, **133** (3), S. 1151–58, 1966.
- [67] C. Kuratowski, „Sur le problème des courbes gauches en topologie“, *Fundamenta Mathematicae*, **15**, S. 271–83, 1930.
- [68] G. Li, B. Doverspike und C. Kalmanek, „Fiber span failure protection in mesh optical networks“, in *Proceedings of Optical Networking and Communications Conference (OptiComm)*, S. 130–141, 2001.
- [69] G. Li, J. Yates, D. Wang und C. Kalmanek, „Control plane design for reliable optical networks“, *IEEE Communications Magazine*, **40** (2), S. 90–96, 2002.
- [70] Y. Liu und D. Tipper, „Spare capacity allocation for non-linear link cost and failure-dependent path restoration“, in *Proceedings of the Third International Workshop on Design of Reliable Communication Networks (DRCN'01)*, S. 243–250, 2001.
- [71] Y. Liu, D. Tipper und P. Siripongwutikorn, „Approximating optimal spare capacity allocation by successive survivable routing“, in *Proceedings of Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM 2002)*, Band 2, S. 699–708, 2001.
- [72] G. Maier, A. Pattavina, S. De Patre und M. Martinelli, „Optical network survivability: Protection techniques in the WDM layer“, *Photonic Networks Communication*, **4** (3-4), S. 251–69, 2002.
- [73] M. Maier und A. Wolisz, „Demonstrating the potential of arrayed-waveguide grating based single-hop WDM networks“, *Optical Networks Magazine*, **2** (5), S. 75–85, 2001.
- [74] P. Mateti und N. Deo, „On algorithms for enumerating all circuits of a graph“, *SIAM Journal on Computing*, **5** (1), S. 90–99, 1976.

- [75] C. Mauz, „Allocation of spare capacity for shared protection of optical paths in transport networks“, in *Proceedings of the Third International Workshop on Design of Reliable Communication Networks (DRCN'01)*, 2001.
- [76] C. Mauz, „Embedding a mesh of rings in a real-world network“, *World Markets Research Center, Business Briefing „Global Optical Communications“*, 2001.
- [77] C. Mauz, „Mapping of arbitrary traffic demand and network topology on a mesh of rings network“, in *Proceedings of Fifth Working Conference on Optical Network Design and Modelling (ONDM'01)*, 2001.
- [78] C. Mauz, „Optimized ring identification for an arbitrary network topology and traffic matrix“, in *Proceedings of Workshop on All Optical Networks (WAON)*, 2001.
- [79] C. Mauz, „Considering variations of the traffic pattern in the capacity dimensioning process for transport networks“, *World Markets Research Center, Business Briefing „Global Optical Communications“*, 2002.
- [80] C. Mauz, „Dimensioning of a transport network being robust to changes of the traffic pattern“, in *Proceedings of the Fourth International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON'02)*, 2002.
- [81] C. Mauz, „P-cycle protection in wavelength routed networks“, in *Proceedings of Seventh Working Conference on Optical Network Design and Modelling (ONDM'03)*, 2003.
- [82] C. Mauz, „Unified ILP formulation of protection in mesh networks“, in *Proceedings of the 7th International Conference on Telecommunications (ConTEL'03)*, 2003.
- [83] K. Mehlhorn und S. Näher, *LEDA, A Platform for Combinatorial and Geometric Computing*, Cambridge University Press, 1999, <http://www.algorithmic-solutions.com/>.

- [84] L. Mollenauer, J. Gordon und M. Islam, „Soliton propagation in long fibers with periodically compensated loss“, *IEEE Journal of Quantum Electronics*, **22**, S. 157–173, 1988.
- [85] G. Morley und W. Grover, „Current approaches in the design of ring-based optical networks“, in *Proceedings of IEEE Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering*, Band 1, S. 220–225, 1999.
- [86] G. Morley und W. Grover, „Tabu search optimization of optical ring transport networks“, in *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'01)*, Band 4, S. 2160–2164, 2001.
- [87] B. Mukherjee, *Optical Communication Networks*, Series on Computer Communications, McGraw-Hill, 1997.
- [88] M. Médard, R. Barry, S. Finn, W. He und S. Lumetta, „Generalized loop-back recovery in optical mesh networks“, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, **10** (1), S. 153–164, 2002.
- [89] M. O'Mahony, D. Simeonidou, D. Hunter und A. Tzanakaki, „The application of optical packet switching in future communication networks“, *IEEE Communications Magazine*, **39** (3), S. 128–135, 2001.
- [90] M. O'Mahony, M. Sinclair und B. Mikac, „Ultra-high capacity optical transmission network: European research project COST 239“, *Informacija Telekomunikacije Automati*, **12** (1-3), S. 33–45, 1993.
- [91] A. Pattavina, M. Martinelli, G. Maier und P. Boffi, „Techniques and technologies towards all-optical switching“, *Optical Networks Magazine*, **1** (2), S. 75–93, 2000.
- [92] M. Pickavet und P. Demeester, „Long-term planning of WDM networks: A comparison between single-period and multi-period techniques“, *Photonic Networks Communication*, **1** (4), S. 331–46, 1999.
- [93] C. Poole, R. Tkach, A. Chraplyvy und D. Fishman, „Fading in light-wave systems due to polarization-mode dispersion“, *Journal of Light-wave Technology*, **3** (1), S. 68–70, 1991.

- [94] S. Ramamurthy und B. Mukherjee, „Survivable WDM mesh networks: Part I—Protection“, in *Proceedings of Eighteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM '99)*, Band 2, S. 744–751, 1999.
- [95] S. Ramamurthy und B. Mukherjee, „Survivable WDM mesh networks: Part II—Restoration“, in *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Band 3, S. 2023–2030, 1999.
- [96] R. Ramaswami, „Optical fiber communication: From transmission to networking“, *IEEE Communications Magazine*, **40** (5), S. 138–147, 2002.
- [97] R. Ramaswami und K. Sivaraman, „Routing and wavelength assignment in all-optical networks“, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, **3** (5), S. 489–500, 1995.
- [98] L. Rapp, *Kapazitätsbegrenzende Effekte in Wellenlängenmultiplexsystemen*, Band 5 von *Series in Broadband Communications*, Hartung-Gorre Verlag, Konstanz, 1999, Nachdruck der Dissertation ETH Zürich Nr. 13242.
- [99] E. M. Reingold, J. Nievergelt und N. Deo, *Combinatorial algorithms: Theory and practice*, Prentice-Hall, Englewood Cliffs, N.J., 1977.
- [100] L. Roberts und C. Crump, „U.S. internet IP traffic growth“, Technischer Bericht, Caspian Networks, 2001.
- [101] K. Sato, S. Okamoto und H. Hadama, „Network performance and integrity enhancement with OP layer technologies“, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **12**, S. 159–170, 1994.
- [102] J. Schnakenberg, *Algorithmen in der Quantentheorie und Statistischen Physik*, Verlag Zimmermann-Neufang, 1995.
- [103] A. Schrijver, P. Seymour und P. Winkler, „The ring loading problem“, *SIAM Journal of Discrete Mathematics*, **11** (1), S. 1–14, 1998.
- [104] D. Schupke, C. Gruber und A. Autenrieth, „Optimal configuration of p-cycles in WDM networks“, *Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC)*, **5**, S. 2761–2765, 2002.

- [105] H. R. Schwarz, *Numerische Mathematik*, B. G. Teubner Stuttgart, 1997.
- [106] P. Sebos, J. Yates, G. Hjalmtysson und A. Greenberg, „Auto-discovery of shared risk link groups“, in *Proceedings of Optical Fiber Communication Conference (OFC)*, Band 3, S. WDD3–W1–3, 2001.
- [107] G. Siegmund, *Technik der Netze*, Hüthig, Heidelberg, 5. Auflage, 2002.
- [108] C. A. Siller Jr. und M. Shafi, Herausgeber, *SONET/SDH : A source-book of synchronous networking*, IEEE Press, Piscataway, NJ, 1996.
- [109] M. Sinclair, „Improved model for European international telephony traffic“, *Electronics Letters*, **30** (18), S. 1468–1470, 1994.
- [110] M. Sinclair, „Minimum cost wavelength-path routing and wavelength allocation using a genetic-algorithm/heuristic hybrid approach“, *IEE Proceedings-Communications*, **146** (1), S. 1–7, 1999.
- [111] R. Sinnott, „Virtues of the Haversine“, *Sky and Telescope*, **68** (2), S. 159, 1984.
- [112] J. Slevinsky, W. Grover und M. MacGregor, „An algorithm for survivable network design employing multiple self-healing rings“, in *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'93)*, Band 3, S. 1568–1573, 1993.
- [113] D. Stamatelakis und W. Grover, „IP layer restoration and network planning based on virtual protection cycles“, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **18** (10), S. 1938–1949, 2000.
- [114] D. Stamatelakis und W. Grover, „Theoretical underpinnings for the efficiency of restorable networks using preconfigured cycles (‘p-cycles’)“, *IEEE Transactions on Communications*, **48** (8), S. 1262–1265, 2000.
- [115] T. E. Stern und K. Bala, *Multiwavelength optical networks : A layered approach*, Addison-Wesley, 1999.
- [116] J. Strand, A. Chiu und R. Tkach, „Issues for routing in the optical layer“, *IEEE Communications Magazine*, **39** (2), S. 81–87, 2001.

- [117] J. W. Suurballe und R. E. Tarjan, „A quick method for finding shortest pairs of disjoint paths“, *Networks*, **14**, S. 325–336, 1984.
- [118] M. Tornatore, G. Maier und A. Pattavina, „WDM network optimization by ILP based on source formulation“, in *Proceedings of Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM 2002)*, Band 3, S. 1813–1821, 2002.
- [119] B. Van Caenegem, W. Van Parys, F. De Turck und P. Demeester, „Dimensioning of survivable WDM networks“, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **16** (7), S. 1146–1157, 1998.
- [120] E. Varma, S. Sankaranarayanan, G. Newsome, Z.-W. Lin und H. Epstein, „Architecting the services optical network“, *IEEE Communications Magazine*, **39** (9), S. 80–87, 2001.
- [121] S. Verbrugge, A. Hallez, G. De Tré, J. Verstraete, M. Pickavet, R. De Caluwe und P. Demeester, „Modelling of uncertain demands in optical network planning“, in *Proceedings of European Conference on Networks and Optical Communications (NOC)*, 2002.
- [122] W. Walter, *Analysis*, Band 1, Springer, Berlin, 6. Auflage, 2001.
- [123] N. Wauters und P. Demeester, „Design of the optical path layer in multiwavelength cross-connected networks“, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **14** (5), S. 881–892, 1996.
- [124] I. White, R. Penty, M. Webster, Y. J. Chai, A. Wonfor und S. Shahkooh, „Wavelength switching components for future photonic networks“, *IEEE Communications Magazine*, **40** (9), S. 74–81, 2002.
- [125] G. Wilfong, „Minimizing wavelengths in an all-optical ring network“, in *Proceedings of the 7th Annual International Symposium on Algorithms and Computation ISAAC'96*, LNCS 1178, S. 346–355, 1996.
- [126] J. Yen, „Finding the k shortest loopless paths in a network“, *Management Science*, **17** (11), S. 712–716, 1971.
- [127] S. Yuan und J. Jue, „A heuristic algorithm for shared protection in connection-oriented networks“, in *Proceedings of Optical Networking and Communications Conference (OptiComm)*, S. 142–152, 2001.

- [128] H. Zang, J. Jue, L. Sahasrabudde, R. Ramamurthy und B. Mukherjee, „Dynamic lightpath establishment in wavelength routed WDM networks“, *IEEE Communications Magazine*, **39** (9), S. 100–108, 2001.
- [129] H. Zang, J. P. Jue und B. Mukherjee, „A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks“, *Optical Networks Magazine*, **1** (1), S. 47–60, 2000.
- [130] B. Zhu u. a., „Transmission of 3.2 TB/s (80x42.7 Gb/s) over 5200km of ultrawave fiber with 100km dispersion managed spans using RZ-DPSK format“, in *Proceedings of European Communication Optical Conference (ECOC)*, 2002.

Symbolverzeichnis

Abkürzungen

ASON	Automatic Switched Optical Network, S. 12.
ATM	Asynchronous Transfer Mode, S. 11.
AWG	Arrayed Waveguide Grating, S. 7.
BT	Grundnetz von COST 266 (Basic Topology).
COST	European Co-operation in the field of Scientific and Technical Research, S. 24.
COST 239	Ultra-High Capacity Optical Transmission Networks, S. 24.
COST 266	Advanced Infrastructure for Photonic Networks, S. 25.
CPLEX	Programmpaket für die Lösung von LP und ILP-Problemen (der Name ist eine Kombination von „C“, der Programiersprache, und „simplex“, der Simplex-Methode), S. 15.
CT	Kernnetz von COST 266 (Core Topology), S. 28.
DCF	Dispersion Compensating Fiber, S. 3.
DFB	Distributed Feedback Laser, S. 3.
DP	Dedizierter Pfadschutz (Dedicated Path), S. 38.
DPRing	Ring mit dediziertem Schutz (Dedicated Protection Ring), S. 84.
DS	Dedizierter Teilstreckenschutz (Dedicated Span), S. 60.
DSF	Dispersion Shifted Fiber, S. 2.
DXC	Digitaler Kreuzverbinder (Digital Cross Connect), S. 5.
ed	kantendisjunkt (edge disjoint), S. 39.

EDFA	Faserverstärker (Erbium Doped Fiber Amplifier), S. 3.
ETSI	European Telecommunications Standards Institute, S. 27.
FDM	Frequency Division Multiplexing, S. 3.
FEC	Forward Error Correction, S. 4.
FM	Vollvermaschtes Netz (Full Mesh), S. 31.
GbE	Gigabit-Ethernet, S. 11.
GD	Sintflut-Algorithmus (Great Deluge), S. 133.
GFP	Generic Framing Procedure, S. 11.
GMPLS	Generalized Multi Protocol Label Switching, S. 12.
IETF	Internet Engineering Task Force, S. 12.
ILP	Integer Linear Programming, S. 14.
ION	Intelligent Optical Networks, S. 10.
IP	Internet Protocol, S. 9.
ISP	Internet Service Provider, S. 23.
IT	Internetverkehr (Internet traffic), S. 30.
ITU	International Telecommunications Union, S. 8.
ITU-T	ITU Telecommunication Standardization Sector, S. 8.
LED	Light Emitting Diode, S. 2.
LEDA	C++ Bibliothek für diskrete Mathematik (Library of Efficient Data Types and Algorithms), S. 14.
LF	Teilstreckenfehler (Link Failure), S. 54.
lp	Lichtpfad, S. 6.
LP	Linear Programming, S. 14.
LSP	Label Switched Path, S. 12.

LSR	Label Switched Router, S. 12.
LT	Grosses Netz von COST 266 (Large Topology), S. 28.
MAN	Metropolitan Area Network, S. 4.
MEMS	Micro Electro Mechanical System, S. 6.
MPλS	Multi Protocol Lambda Switching, S. 12.
MPLS	Multi Protocol Label Switching, S. 12.
nd	knotendisjunkt (node disjoint), S. 39.
NF	Knotenfehler (Node Failure), S. 54.
NNI	Network Network Interface, S. 9.
NP	Nicht-deterministisch Polynomial, S. 15.
NRZ	Non Return to Zero, S. 2.
NSP	Network Service Provider, S. 23.
OA	Optischer Verstärker (Optical Amplifier), S. 3.
OADM	Optical Add Drop Multiplexer, S. 7.
OC	Optical Carrier, S. 11.
OCh	Optischer Kanal (Optical Channel), S. 9.
OMS	Optische Multiplexschicht (Optical Multiplex Section), S. 9.
OPL	Optische Pfadschicht (Optical Path Layer), S. 7.
OTN	Optisches Transportnetz (Optical Transport Network), S. 8.
OTS	Optische Transportschicht (Optical Transport Section), S. 9.
OXC	Optischer Kreuzverbinder (Optical Cross Connect), S. 6.
PC	Preconfigured Protection Cycle (<i>p</i> -cycle), S. 66.
PD	Population Distance Model, S. 24.

PMD	Polarization Mode Dispersion, S. 4.
PSG	Menge an Pfaden, die sich Schutzressourcen teilen können (Protection Share Group), S. 49.
QoS	Dienstgüte (Quality of Service), S. 12.
RT	Ringartiges Netz von COST 266 (Ring Topology), S. 28.
RWA	Routing und Wellenlängenzuweisung (Routing and Wavelength Assignment), S. 13.
RZ	Return to Zero, S. 4.
SA	Simuliertes Abkühlen (Simulated Annealing), S. 131.
SDH	Synchronous Digital Hierarchy, S. 10.
SDM	Raummultiplex (Space Division Multiplexing), S. 4.
SNCP	Sub-Network Connection Protection, S. 91.
SOA	Optischer Halbleiterverstärker (Semiconductor Optical Amplifier), S. 3.
SONET	Synchronous Optical Network, S. 10.
SP	Geteilter Pfadschutz (Shared Path), S. 43.
SPR	Routing mittels kürzestem Pfad (Shortest Path Routing), S. 39.
SPRing	Ring mit gemeinsamem Schutz (Shared Protection Ring), S. 87.
SS	Geteilter Teilstreckenschutz (Shared Span), S. 61.
SSMF	Einmodenglasfaser (Standard Single Mode Fiber), S. 2.
STM	Synchronous Transport Module, S. 11.
STS	Synchronous Transport Signal, S. 11.
TA	Toleranz-Algorithmus (Threshold Accepting), S. 133.

TDM	Time Division Multiplexing, S. 5.
TDT	Datenverkehr für Transaktionen (transaction data traffic), S. 30.
TT	Dreiecksnetz von COST 266 (Triangular Topology), S. 28.
UNI	User Network Interface, S. 9.
VT	Telefonverkehr (voice traffic), S. 30.
VWP	virtueller Wellenlängenpfad, S. 7.
WA	Wellenlängenzuordnung (Wavelength Allocation), S. 13.
WAN	Wide Area Network, S. 2.
WDM	Wavelength Division Multiplexing, S. 3.
WGS-84	World Geodetic System 1984, S. 27.
WP	Wellenlängenpfad, S. 6.

Symbole

Variablen, Konstanten

A	Umschlossene Fläche eines Rings.
$B(p)$	Bandbreite eines Kanals oder eines Pfades, S. 32.
C	Kapazität, S. 32.
$C(K)$	Kosten der Konfiguration, S. 131.
C_s	Schutzkapazität, S. 32.
C_t	Gesamtkapazität für Arbeitspfade und deren Schutz, S. 32.
C_w	Kapazität für die Arbeitspfade, S. 32.
$d(e_i)$	Metrik der Kante e_i , S. 109.

$D(\mu, \sigma)$	Wahrscheinlichkeitsverteilung mit Mittelwert μ und Standardabweichung σ , S. 121.
D_{\max}	Maximaler Lastschnitt in einem Ring, S. 90.
$D_{i,j}$	Entfernung zwischen den Knoten i und j , S. 24.
$D_{p,q}$	Lastschnitt in einem Ring, S. 89.
E_i	Beschäftigte ausserhalb der Produktion, die zu Knoten i gehören, S. 29.
f_i	Zahl der Fasern bei Teilstrecke i , S. 17.
F_i	Durchdringungsfaktor, S. 24.
H_i	Internetnutzer, die zu Knoten i gehören, S. 29.
K	Konstante für Anpassung des Modells an das Gesamtverkehrsaufkommen, S. 24.
k_p	Anzahl der berücksichtigten Schutzpfade für ein Knotenpaar, S. 45.
k_w	Anzahl der berücksichtigten Pfadkandidaten für ein Knotenpaar, S. 37.
$l(p)$	Länge des Pfads p , S. 16.
$L_{i,j}$	Länge der Glasfaser zwischen den beiden Knoten, S. 27.
M	Zahl der Ringkanäle, S. 88.
m_j	Anzahl der Schutzstrukturen (Pfad, PC) j , S. 79.
n_j	Anzahl der Verbindungen mit Pfad j , S. 70.
p	Pfad im Netzwerk, S. 16.
P	Wahrscheinlichkeit, S. 122.
p_d	Vertrauensniveau, S. 123.
P_i	Bevölkerung, die zu Knoten i gehört, S. 24.

r	Kantenmenge des Rings, S. 99.
s_i	Schutzkapazität auf Kante i , S. 32.
$S_{i,j}$	Kennzeichnung der Ringe auf einem quadratischen Gitter mit umschlossener Fläche $A = i$ und Index j , S. 92.
T	Zustandsvariable Temperatur bei SA, S. 132.
t_j	Topologische Wertung des PC j , S. 75.
T_α	Verkehrsaufkommen zwischen den Knoten i und j für $\alpha = (i, j)$, S. 17.
w_i	Arbeitslast auf Kante i , S. 16.
w_{\max}	Maximale Arbeitslast, S. 54.
w_{\min}	Minimale Arbeitslast, S. 109.
w_{tot}	Gesamtnetzlast, S. 16.
α	Knotenpaar, S. 17.
β	Verbindungsfaktor, S. 31.
γ	Mittlere relative Pfadlänge, S. 31.
\mathcal{K}	Eine Konfiguration bei der Optimierung, S. 131.
λ	Wellenlänge, S. 16.
λ^g	geographische Länge, S. 27.
μ	Erwartungswert, S. 121.
$\phi_{i,j}$	Zahl der Verbindungen von Knoten i nach j im Uhrzeigersinn im Ring, S. 89.
ϕ^g	geographische Breite, S. 27.
σ	Standardabweichung, S. 121.
\bar{V}^2	Indexmenge $(i, j) \in V^2$ mit $i < j$, S. 89.

Graphen

E	Kantenmenge eines Graphen, S. 14.
e	Kante in einem Graph, S. 14.
$G(V, E)$	Graph, S. 14.
G_e	Effektiver Graph bei der Ringidentifikation, S. 104.
G_{sg}	virtueller Graph für Bildung der PSG, S. 50.
G_{wc}	virtueller Graph für Wellenlängenzuordnung, S. 20.
N	Knotenanzahl $ V $ eines Graphen, S. 28.
V	Knotenmenge eines Graphen, S. 14.
$\chi(G)$	Chromatische Zahl eines Graphen, S. 20.
$\delta(\nu)$	Grad eines Knotens in einem Graph, S. 62.
δ_{\max}	Maximaler Grad in einem Graph, S. 20.
$\bar{\delta}$	Mittlerer Grad in einem Graph, S. 28.
δ_{\min}	Minimaler Grad in einem Graph, S. 28.
ν	Knoten in einem Graph, S. 14.

ILP-Indikatorfunktionen

$\Delta_{j,k}^{\text{ps}}$	Zeigt für geteilten Pfadschutz an, ob Schutzpfad j bei Fehler k zum Einsatz kommt, S. 44.
$\Delta_{j,k}^{\text{ss}}$	Zeigt für geteilten Teilstreckenschutz an, ob Schutzpfad j bei Fehler k zum Einsatz kommt, S. 62.
$\Delta_{j,k}^{\text{s}}$	Zeigt an, ob Schutzressource j bei Fehler k zum Einsatz kommt, S. 78.
$\Gamma_{i,j}^{\text{pc}}$	Zeigt an, ob PC i Kante j verwendet, S. 68.
$\Gamma_{i,j}^{\text{ps}}$	Zeigt an, ob Schutzpfad i Kante j verwendet, S. 44.

$\Gamma_{i,j}^P$	Zeigt an, ob Pfad j Kante i verwendet, S. 45.
$\Gamma_{i,j}^R$	Zeigt an, ob Kante i (oder die umgekehrte Kante) Teil von Ring j ist, S. 100.
$\Gamma_{i,j}^{SS}$	Zeigt an, ob Teilstreckenschutz i Kante j verwendet, S. 63.
$\Gamma_{i,j}^S$	Zeigt an, ob Ressource i für den Schutz Kante j verwendet, S. 78.
$\Phi_{\alpha,j}^P$	Zeigt an, ob Pfad j ein gültiger Pfad zwischen dem Knotenpaar α ist, S. 17.
$\Psi_{i,j}^{PC}$	Zeigt an, ob PC i Kante j schützt, S. 69.
$\Psi_{\alpha,j}^{PS}$	Zeigt an, ob Schutzpfad i Pfad zwischen den Knoten α schützt, S. 44.
$\Psi_{i,j}^{PS}$	Zeigt an, ob Schutzpfad i Pfad j schützt, S. 45.
$\Psi_{i,j}^{SS}$	Zeigt an, ob Teilstreckenschutz i Kante j schützt, S. 63.
$\Psi_{i,j}^S$	Zeigt an, ob Ressource j für den Schutz bei Fehler k schützt, S. 78.

Mengen

F	Menge der möglichen Fehler, S. 44.
P_{pc}	Menge der PC, S. 68.
P_p	Menge der Schutzpfade, S. 44.
P_{sp}	Menge der Pfade zum Schutz der Teilstrecken, S. 63.
P_s	Menge der Schutzstrukturen, S. 78.
R	Menge der Ringe, S. 99.
W	Menge der Arbeitspfade, S. 16.
W_{PSG}	Menge der Pfade einer PSG, S. 53.
Λ	Menge der Wellenlängen, S. 16.

Schreibweisen

\forall	für alle.
\in	Element von.
$\lceil x \rceil$	Kleinste ganze Zahl $n \in \mathbb{Z}$ mit $n \geq x$.
\mathbb{B}	Menge aus Null und Eins, $\mathbb{B} = \{0, 1\}$.
\mathbb{N}_0	Menge der natürlichen Zahlen einschliesslich der Null, $\mathbb{N}_0 = \{0, 1, 2, 3, \dots\}$.
$\sum_{x \in M} x$	Summation der Elemente x_i einer Menge $M = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$, entspricht $\sum_{i=1}^{ M } x_i$.
M^2	Abkürzung für $M \times M$.
$M_1 \times M_2$	Kartesisches Kreuzprodukt der Mengen M_1 und M_2 , d.h. Menge aller geordneten Paare (x, y) mit $x \in M_1$ und $y \in M_2$.
$ M $	Mächtigkeit der Menge M , d.h. Zahl der Elemente von M .

Dankeswort

Herrn Prof. Dr. P. E. Leuthold, ehemaliger Vorsteher des Instituts für Kommunikationstechnik der ETH Zürich, danke ich für die freundliche Unterstützung meiner Arbeit und die Übernahme des Referates. Ebenfalls danke ich Herrn Prof. Dr. H. R. van As, Institut für Kommunikationsnetze der Technischen Universität Wien, und Prof. Dr. T. Erlebach, Institut für Technische Informatik und Kommunikationsnetze der ETH Zürich, für die Übernahme des Korreferates. Ganz besonders möchte ich Letzterem für seine zahlreichen Anregungen und Korrekturen danken. Prof. Dr. A. Wittneben, Vorsteher des Instituts für Kommunikationstechnik der ETH Zürich, ermöglichte mir dankenswerterweise die Fertigstellung der Arbeit.

Herrn Dr. J. Kemper bin ich zu Dank verpflichtet für die Beratung und Unterstützung während der gesamten Dauer meiner Dissertation. Ihm sowie Herrn M. Pesce danke ich herzlich für die sorgfältige Durchsicht des Manuskripts.

Aus Diskussionen mit Mitgliedern der Aktion COST 266 konnte ich wertvolle Anregungen ziehen. Vielen Dank.

Des weiteren möchte ich mich bei allen Mitgliedern und Ehemaligen des Instituts für Kommunikationstechnik der ETH Zürich bedanken, die mich während meiner Arbeit begleitet haben. Insbesondere gilt dies für die ehemaligen Mitglieder des Optoteams, den Herren Dr. H. Jäger und Dr. L. Rapp, Herrn Dr. P. Truffer für seine aufmunternde Art, den Herren R. Schwendener und Dr. A. Jarosch für die Hilfe in Programmierfragen, sowie ferner den Herren Z. Cheng, Prof. Dr. D. Dahlhaus, Dr. J. Hansen, Dr. R. Heddergott, Dr. T. Hunziker, Dr. J. Meierhofer und Dr. M. Tschudin.

Frau B. Portmann danke ich für die moralische Unterstützung, insbesondere in der Endphase der Arbeit.

Lebenslauf

Hans-Peter Christian Mauz, geboren am 25. Januar 1971 in Esslingen am Neckar, Deutschland.

Ausbildung

- 1977-1990** Grundschule und Georgii-Gymnasium in Esslingen
- 1990-1991** Grundwehrdienst bei der Luftwaffe in Budel/Holland und Manching bei Ingolstadt
- 1991-1997** Studium an der Universität Karlsruhe (TH), dabei von 91-92 Elektrotechnik, von 92-97 Physik, von 94-97 Parallelstudium Physik und Mathematik, Diplom in Physik März 1997
- 1997-2000** Nachdiplomstudium in Informationstechnik an der ETH Zürich, Diplom November 2000
- 2000-2003** Doktorand an der ETH Zürich

Beruflicher Werdegang

- 1995-1997** Tutor und wissenschaftlicher Angestellter am Institut für Theorie der kondensierten Materie, Universität Karlsruhe (TH)
- 1997-2003** Wissenschaftlicher Mitarbeiter am Institut für Kommunikationstechnik, ETH Zürich, Fachgruppe Breitbandtechnik, bei Prof. Dr. P. E. Leuthold (ab März 2002 bei Prof. A. Wittneben):
- Forschungstätigkeit auf dem Gebiet der Planung von volloptischen, photonischen Transportnetzen
 - Mitarbeit im ACTS-Projekt ATHOC, den Forschungsprojekten COST 239 und COST 266 sowie Industrieprojekten mit der Swisscom, Bern, und Siemens, München und Zürich,
 - Dissertation