

## **Gemeinsamer Schlussbericht**

zu dem Vorhaben

**Innovative Transportnetze für das Breitband-Internet**

# **TransiNet**

**Stand 30. Juli 2004**

### **der Partner:**

- TU München, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze (LKN)  
(Förderkennzeichen 01AK020B)
- Universität Stuttgart, Institut für Kommunikationsnetze und Rechnersysteme (IKR)  
(Förderkennzeichen 01AK020C)
- TU Berlin, Institut für Nachrichtentechnik und Theoretische Elektrotechnik, Fachgebiet  
Telekommunikationsnetze (TKN)  
(Förderkennzeichen 01AK020D)
- Fraunhofer Institut für Nachrichtentechnik Heinrich-Hertz-Institut (FhG-HHI)  
(Förderkennzeichen 01AK020A)
- T-Systems Nova ; Technologiezentrum (T-Systems Nova)  
(Förderkennzeichen 01AK020E)

**Laufzeit: 01.06.2000 – 31.12.2003**

## Inhalt

<b>I</b>	<b>Einleitung</b>	<b>6</b>
I.1	<b>Aufgabenstellung</b>	<b>6</b>
I.2	<b>Voraussetzungen, unter denen das Vorhaben durchgeführt wurde</b>	<b>6</b>
I.3	<b>Planung und Ablauf des Vorhabens</b>	<b>6</b>
I.4	<b>Wissenschaftlich technischer Stand zu Beginn des Vorhabens</b>	<b>7</b>
I.5	<b>Zusammenarbeit mit anderen Stellen</b>	<b>9</b>
<b>II</b>	<b>Eingehende Darstellung der Ergebnisse</b>	<b>10</b>
<b>II.1</b>	<b>Netzbetrieb, Anforderungen, Verkehre</b>	<b>10</b>
II.1.1	Anforderungen an zukünftige Transportnetze	10
II.1.2	Bewertungskriterien für Netztechnologien und -architekturen	12
II.1.3	IP Verkehrsmodelle	14
II.1.3.1	Beschreibungsmethoden für Verkehr	14
II.1.3.1.1	Verteilungsfunktionen und Erneuerungsprozesse	14
II.1.3.1.2	(Semi-)Markov'sche Zustandsmodelle, Autokorrelierte Prozesse	15
II.1.3.2	Verkehrsquellen für verschiedene Anwendungsszenarien	16
II.1.3.2.1	Datentransfer (WWW-Zugriffe, File-Transfer)	16
II.1.3.2.2	Voice over IP	17
II.1.3.2.3	Video-Quellen	17
II.1.3.2.4	Verkehrscharakteristika in verschiedenen Zeitskalen	18
II.1.4	Charakterisierung von IP-Verkehrsströmen	18
II.1.5	Visualisierung von Verkehrsströmen und Performance Parametern	19
<b>II.2</b>	<b>Optical Burst Switching (OBS)</b>	<b>19</b>
II.2.1	OBS-Netzarchitekturen und -konzepte	20
II.2.1.1	Burst assembly - Zusammenbau von Bursts	20
II.2.1.2	WDM-Kanal-Reservierungsverfahren	21
II.2.1.3	Verfahren zur Blockierungsauflösung	21
II.2.2	Dienstgüteuntersützung	22
II.2.2.1	Offset-based QoS	22
II.2.2.2	Assured Horizon	22
II.2.3	Simulationsmodell für ein OBS-Netzwerk	23
II.2.4	Schlüsselkomponenten für OBS Netze	23
II.2.4.1	Komponenten für optische Schaltknoten	23
II.2.4.2	Verhalten von optischen Faserverstärkern bei Burstbetrieb	24
II.2.4.3	Optische Sender und Empfänger	24
II.2.5	Knotenarchitekturen	25
II.2.5.1	Untersuchung der technischen Realisierbarkeit von OBS-Schaltknoten	25
II.2.5.2	Berücksichtigung von Übersprechen	26
II.2.5.3	Berücksichtigung von Sättigungsverhalten der SOA	26
II.2.5.4	Kaskadierbarkeit der Schaltknoten	26

II.2.5.4.1	Integrierte Untersuchung der Skalierbarkeit .....	26
II.2.5.5	Variationen der Tune-and-Select (TAS)–Struktur .....	27
<b>II.3</b>	<b>Optische Paketvermittlung (OPS) .....</b>	<b>29</b>
II.3.1	Knotenarchitekturen und Reservierungsprotokolle .....	29
II.3.1.1	Architekturvergleich in optischen Netzen .....	29
II.3.1.2	Knotenarchitektur und Fairnessprotokoll für paketvermittelte Ringnetze .....	29
II.3.1.2.1	Knotenarchitektur .....	29
II.3.1.2.2	Zugriffsprotokoll und Fairness-Algorithmus .....	30
I.1.1.1	.....	31
II.3.1.3	Netz- und Knotenarchitektur für wellenlängenselektive paketvermittelte Single-Hop Metronetze.....	32
II.3.1.4	Reservierungszugriffprotokoll für wellenlängenselektive paketvermittelte Single-Hop Metronetze.....	33
II.3.2	Quellenmodelle .....	35
II.3.2.1	Quellenmodell für Paketvermittlung ("Large Scale Web Traffic Model") .....	35
II.3.2.2	Quellenmodell für aggregierten IP-Weitverkehr .....	36
II.3.3	Netzmodelle .....	37
II.3.3.1	Dispersives und nichtlineares Glasfasermodell .....	37
II.3.4	Leistungsbewertungen.....	39
II.3.4.1	Leistungsbewertung eines paketvermittelten 17-Knoten Netzes .....	39
II.3.4.2	Leistungsbewertung eines wellenlängenselektiven paketvermittelten Single-Hop Metronetzes .....	41
II.3.4.3	Leistungsbewertung in OPS-Netzen .....	42
II.3.5	Multicasting .....	43
II.3.5.1	Effizienzgewinn durch Multicasting.....	43
II.3.5.2	Platzierungsheuristik für Splitter und Regeneratoren .....	45
<b>II.4</b>	<b>Routing und Resilience .....</b>	<b>46</b>
II.4.1	Link-State Routing für WDM-Netze.....	46
II.4.2	SDH/WDM Multilayer Routing .....	47
II.4.3	Überwachungsmethoden, Fehlererkennungs- und Fehlerlokalisierungsverfahren in der optischen Schicht.....	48
II.4.4	Neue Schutzverfahren .....	49
II.4.4.1	Heutige Schutzkonzepte in Transportnetzen.....	49
II.4.4.2	Neue Schutzverfahren für optische Transportnetze .....	49
II.4.4.2.1	End to End path protection / restoration .....	50
II.4.4.2.2	Shared path protection .....	50
II.4.4.2.3	Local (Link/Span) Protection/Restoration .....	50
II.4.4.3	Quantitative und Qualitative Analyse der Verfahren.....	51
II.4.4.3.1	Skalierbarkeit / Konvergenzzeiten.....	51
II.4.4.3.2	Ressourceneffizienz.....	52
II.4.4.3.3	Verfügbarkeit .....	52

II.4.4.3.4	Netzperformanz in dynamischen Netzen .....	53
II.4.5	Vorkonfigurierte, ring-basierte Ersatzschaltverfahren .....	54
II.4.5.1	p-Cycles .....	54
II.4.5.2	Resilient Packet Rings .....	56
II.4.6	Mehrfachfehler in optischen Netzen .....	58
II.4.7	Integrated-Routing Architekturen mit Resilienceaspekten für IP über WDM .....	59
<b>II.5</b>	<b>IP Wireless.....</b>	<b>60</b>
II.5.1	Anforderungen .....	60
II.5.2	QoS-Anforderungen in Mehrnutzersystemen.....	61
II.5.2.1	QoS-Anforderungen und physikalische Parameter .....	61
II.5.2.2	Unterstützbare QoS-Anforderungen .....	61
II.5.2.3	Geometrie der unterstützbaren QoS-Region .....	63
II.5.2.4	Unterstützbare QoS-Region unter Summenleistungsbeschränkungen.....	64
II.5.2.5	Unterstützbare QoS-Region unter individuellen Sendeleistungsbeschränkungen.....	66
II.5.2.6	Kombination aus Summen- und individuellen Sendeleistungsbeschränkungen .....	66
II.5.2.7	Systemoptimierung aus der Sicht des Operators .....	67
II.5.2.8	Optimale Leistungsreglung .....	67
II.5.2.9	Netzwerkoptimierung aus Sicht des Teilnehmers / Max Min – Fairness.....	68
II.5.2.10	Max-Min-Fairness ist fast immer ineffizient.....	68
II.5.3	Optimales Scheduling .....	69
II.5.3.1	Systemmodell für den Uplink.....	69
II.5.3.2	Optimierungsziel für den Scheduler-Entwurf .....	70
II.5.3.3	Optimales Übertragungsverfahren auf der physikalischen Schicht .....	70
II.5.3.4	Zusammenhang zwischen der Stabilitätsregion und der Ratenregion .....	70
II.5.3.5	Optimierung auf Zeitschlitzbasis .....	70
II.5.3.6	Optimales Scheduling – Vorteil der Cross-Layer-Optimierung .....	72
<b>II.6</b>	<b>Zusammenfassung.....</b>	<b>73</b>
II.6.1	Netzbetrieb, Anforderungen, Verkehre .....	73
II.6.2	Optical Burst und Packet switching (OBS).....	74
II.6.2.1	Burst Assembly, Reservierungsverfahren, Blockierungsauflösung, Dienstgütedifferenzierung .....	74
II.6.2.2	Schlüsselkomponenten, physikalische Implementierung.....	74
II.6.2.3	Integrierte Analyse von OBS-Schaltknoten .....	75
II.6.3	Optical packet switching .....	75
II.6.3.1	Knotenarchitekturen und Reservierungsmodelle.....	75
II.6.3.2	Quellenmodelle.....	76
II.6.3.3	Leistungsbewertung.....	76
II.6.3.4	Multicasting.....	76
II.6.4	Routing und Resilience .....	77
II.6.4.1	Routing und Verkehrslenkung.....	77
II.6.4.2	SDH/WDM Multilayer Routing .....	77

II.6.4.3	Neue Schutzverfahren.....	77
II.6.4.4	Vorkonfigurierte, ringbasierte Ersatzschaltverfahren .....	78
II.6.4.5	Mehrfachfehler in optischen Netzen.....	78
II.6.4.6	Integrated routing Architekturen mit Resilience .....	78
II.6.5	Wireless.....	78
II.6.5.1	Anforderungen und Ergebnisse .....	78
II.6.5.2	Quality of Service in Mehrnutzersystemen .....	79
II.6.5.3	Scheduling.....	79
II.6.6	Außendarstellung des Projekts .....	80
II.6.6.1	Homepage des TransiNet-Projekts .....	80
II.6.6.2	Im Vorhaben veranstaltete Workshops .....	80
<b>II.7</b>	<b>Liste der Veröffentlichungen.....</b>	<b>82</b>
<b>II.8</b>	<b>allgemeine Literatur.....</b>	<b>88</b>

# I Einleitung

## I.1 Aufgabenstellung

Aufgabe des Verbundvorhabens “Innovative Transportnetze für das Breitband-Internet” (TransiNet) war die Entwicklung und Untersuchung von innovativen Netzkonzepten für das zukünftige Breitband-Internet.

Die Herausforderung lag in der Erarbeitung von Lösungen zu Themen wie: Netz- und Knotenarchitekturen, Aggregation von Verkehrsströmen, QoS, Vermittlungs- und Ersatzschaltverfahren, sowie zum Übergang zwischen optischem Festnetz und Mobilnetz.

## I.2 Voraussetzungen, unter denen das Vorhaben durchgeführt wurde

Drei Universitäten, das Heinrich-Hertz-Institut und als Netzbetreiber die T-Systems Nova sollten in enger Kooperation das Vorhaben gemeinsam bearbeiten. Die beteiligten Institutionen waren:

- TU München, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze (LKN)
- Universität Stuttgart, Institut für Kommunikationsnetze und Rechnersysteme (IKR)
- TU Berlin, Institut für Nachrichtentechnik und Theoretische Elektrotechnik, Fachgebiet Telekommunikationsnetze (TKN)
- Fraunhofer Institut für Nachrichtentechnik Heinrich-Hertz-Institut (FhG-HHI)
- T-Systems Nova ; Technologiezentrum (T-Systems Nova)

## I.3 Planung und Ablauf des Vorhabens

Zu Beginn des Vorhabens wurden fünf Themenschwerpunkte identifiziert und eine Zuordnung der Projektpartner zu diesen Schwerpunkten vorgenommen. Die fünf Themenschwerpunkt und die daran schwerpunktmäßig beteiligten Partner waren:

- **Klassifizierung von Diensten, Netzbetreiberanforderungen und IP –Verkehrsströmen:** LKN, IKR, TKN, T- Systems Nova
- **Aggregation von Verkehrsströmen:** IKR, TKN
- **Netzkonzepte und Netzarchitekturen:** LKN, IKR, TKN, FhG-HHI, T-Systems Nova
- **Netzelemente und Knotenarchitekturen:** LKN, TKN, FhG-HHI
- **Integriertes Routing, Routingverfahren und Resilience:** LKN, IKR, TKN, FhG-HHI, T- Systems Nova
- **IP over Wireless:** TKN, FhG-HHI

Es wurden vier Arbeitsgruppen eingerichtet, in denen die oben aufgeführten Themenschwerpunkte bearbeitet wurden. Neben der unmittelbaren Zusammenarbeit im Rahmen von bilateralen Kooperationen wurden durch häufige Arbeitsgruppentreffen ein regelmäßiger Informationsaustausch und die Optimierung der zielorientierten, synergetischen Arbeitsweise erzielt.

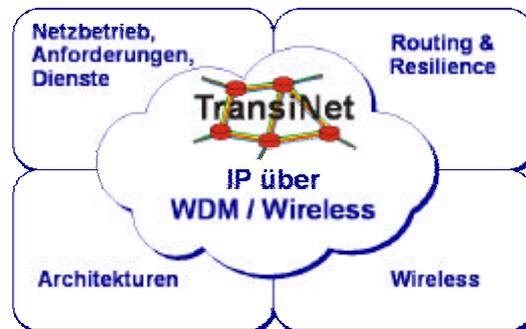


Abbildung I-1: Übersicht der Arbeitsgruppe in TransiNet

## I.4 Wissenschaftlich technischer Stand zu Beginn des Vorhabens

Zu Beginn des Vorhabens wurde davon ausgegangen,

- dass das Verkehrsaufkommen in den Kommunikationsnetzen exponentiell ansteigen und sich überwiegend vom leitungsvermittelten Sprachverkehr zum paketorientierten Datenverkehr verlagern würde,
- dass IP auch in den nächsten Jahren die primäre Plattform für die verschiedensten Dienste bleiben und der Bedarf an Bandbreite für IP-Verbindungen weiterhin stark ansteigen würde,
- dass sich neben einem ansteigenden Kapazitätsbedarf durch IP-Dienste auch neuartige Anforderungen an die Kommunikationsnetze, beispielsweise durch die spezifischen Verkehrscharakteristika von IP-Flüssen und den zunehmenden Bedarf von Multipoint- oder Verteildiensten (beispielsweise durch Konferenzdienste oder Internet-Radio) ergeben würden.

Es wurde festgestellt, dass deshalb in der Industrie und Forschung vermehrt Anstrengungen unternommen würden, um die Dienstanforderungen in einem IP-zentrierten Netz zu erfüllen. Hierfür gab es zwei unterschiedliche Ansätze: der Ansatz von *Integrated Services* und diesem gegenüber *Differentiated Services*. Beide Ansätze bilden auf verschiedene Weise Dienstgüteklassen in die IP-Transportstruktur hinein ab. Die Abbildung dieser Dienstgüteklassen auf ATM-basierte Transportnetze war damals bereits Thema in der Forschung und wurde unter anderem in mehreren von der EU geförderten ACTS-Projekten untersucht.

Es hat sich abgezeichnet, dass in Core-Netzen in naher Zukunft optische Technologien dominieren würden und WDM (Wavelength Division Multiplexing) in Verbindung mit dem IP-Protokoll in Zukunft eine zentrale Technologie für Transportnetze sein wird. Die mittels WDM möglichen hohen Transportkapazitäten wurden schon damals in Punkt-zu-Punkt-Verbindungen von allen Betreibern flächendeckend eingesetzt.

Ein weiterer Ausgangspunkt zu Vorhabensbeginn war, dass die hohen Kapazitäten auch hinsichtlich der Schutzmechanismen für Transportnetze gesteigerte Anforderungen stellen würden. Im Bereich der Fehlertoleranz gab es für mehrschichtige Transportnetze erste Architekturansätze. So wurde beispielsweise im ACTS-Projekt PANEL die Multilayer-Problematik definiert und Lösungsstrategien entworfen. Die damals bekannten Ansätze berücksichtigen allerdings nur klassische, verbindungsorientierte Netze, nicht jedoch die enge Verknüpfung der Schichten, die sich durch Integriertes Routing ergibt.

Die Anforderungen, die durch immer größere Transportkapazitäten an IP-Router gestellt wurden, konnten mit Routern der damals neuesten Generation durch weitgehende Verlagerung der Routing Funktionalität in aufwendige Hardware erfüllt werden. Andere Ansätze zur Realisierung einer schnellen Vermittlungstechnik zeigten sich in Protokoll-Entwürfen wie MPLS (Multi Protocol Label Switching). Alle diese Ansätze betrachteten jedoch das Transportnetz als weitgehend statisch und die jeweiligen Mechanismen als weitgehend entkoppelt.

Es wurde davon ausgegangen, dass die Verfügbarkeit von flexiblen optischen Cross-Connects und Wellenlängenroutern eine zunehmende Integration der verschiedenen Schichten ermöglichen würde. Hierzu wurden speziell angepasste Protokolle wie Multi-Protokoll-Lambda-Switching diskutiert, die eine teilweise automatische Konfiguration der Transportebene anhand der Netztopologie ermöglichen sollten. Die Dynamik in der Transportebene lag dabei aber noch weit unterhalb der Dynamik der IP-Schicht.

Hier bot die Forschung erste Lösungsansätze. Direkte Erweiterungen des Multi-Protokoll- Lambda-Switching-Konzeptes waren beispielsweise Konzepte für Optical-Label-Switching oder Optical-Burst-Switching (OBS). Ein großer Teil der damaligen Arbeiten auf diesem Gebiet konzentrierte sich schwerpunktmäßig auf Fragen der technischen Machbarkeit. Doch zum Themenkreis OLS bzw. OBS gab es noch eine Vielzahl offener Forschungs- und Entwicklungsgebiete, vor allem hinsichtlich einer umfassenden Netzarchitektur. Zu dieser Kernproblematik der Integration der IP-Ebene und einer WDM-basierten Transportnetzebene in einer effizienten Netzarchitektur sollte das TransiNet-Vorhaben wichtige Lösungsbeiträge liefern. Dies umfasste insbesondere Fragen zu Dienstgütemechanismen, QoS-Routing und Verkehrsaggregation unter Berücksichtigung der künftigen Entwicklung optischer Netztechnologien.

In der Forschung zeichnete sich damals bereits ein längerfristiger Trend zur rein optischen Paketvermittlung (OPS) ab. Obwohl die vollständige Verlagerung der Paketvermittlung in die optische Ebene nach dem damaligen technischen Stand noch nicht vorteilhaft möglich war, gab es bereits verschiedene Ansätze.

Neben diesen Fragestellungen zur Realisierung von IP-Netzen über WDM-Transportnetze wurde davon ausgegangen, dass auch die Anbindung von Teilnehmern über drahtlose Technologien in Zukunft eine Schlüsselrolle spielen würde. Zukünftigen Mobilfunksystemen wird die Trennung der Protokollschichten gemäß ISO/OSI gemeinsam sein. Die physikalische Schicht (PHY) und die Sicherungsschicht (Data Link Control DLC), inklusive dem logischen Link mit den eigentlichen Sicherungsmechanismen (Logical Link Control LLC) und dem Vielfachzugriffsverfahren (Medium Access Control MAC), wurden damals aber weitgehend getrennt voneinander entworfen und optimiert.

Den aus der Literatur bekannten sehr ausführlichen Studien der MAC-Protokolle sowie der LLC-Ansätze lagen meist sehr vereinfachte Funkkanalmodelle für die Optimierung zu Grunde und die übertragungstechnischen Systemparameter wurden nur in statischer Form betrachtet. Erste DLC Protokolle für den drahtlosen Bereich durch ALOHA/S-ALOHA, die bereits in den 70er Jahren vorgestellt worden waren, hatten keine Interaktionsmöglichkeiten mit der physikalischen Schicht. Neuere DLC Protokolle waren durch einen erhöhten Grad an Adaptivität und durch geringe Interaktion gekennzeichnet. So existierten bereits Protokolle, die hybride ARQ/FEC Verfahren einsetzten sowie die Modulation und Wiederholungsstrategie den Eigenschaften des drahtlosen Kanals anpassen konnten.

Ein weiterer Ausgangspunkt war, dass die Unterstützung von Multimediakommunikation über drahtlose Medien weitaus höhere Anforderungen stellen würde, als einfach nur den optimalen Fehlerbehebungsmechanismus zu konstruieren. Die einzelnen Ströme müssten separiert und je nach Dienstgütequalität unterschiedlich behandelt werden. So ist bei der Übertragung von Audio- und Videostreamen eine gewisse Paketfehlerrate zulässig, solange relativ strenge Verzögerungsgrenzen eingehalten werden. Eine Unterstützung für gewünschte QoS-Anforderungen der einzelnen Ströme kann nur durch Einsatz eines geeigneten Scheduling-Verfahrens gewährleistet werden.

Der Frage des Scheduling zwischen einzelnen Strömen für die drahtlose Übertragung, insbesondere mit Hinblick auf die Tatsache, dass für einzelne Stationen positionsbedingte Variabilität der Übertragungsqualität auftritt, wurde zu Beginn des Vorhabens bereits in der Literatur verstärkt Aufmerksamkeit

gewidmet. Die damals publizierten Ergebnisse wurden jedoch nur für den Fall des zentralisierten Schedulings erzielt, außerdem waren in den entwickelten Ansätzen die Garantien für den Durchsatz und die Wartezeit stark gekoppelt.

Aus heutiger Sicht kann man feststellen, dass die damals prognostizierte Zunahme des Internetverkehrs in etwas abgeschwächter Form zwar stattgefunden hat, aber - bedingt durch den Abschwung in der gesamten Telecom-Industrie - der Ausbau der Netze nicht in dem erwarteten Umfang erfolgt ist. Ein deutliches Indiz dafür ist die Vielzahl der eingestellten oder verzögerten Entwicklungsprojekte wie z.B. die Dynamisierung der optischen Netze und der damit verbundene Einsatz optischer Schalter auf MEMS-Basis. Die in dem Vorhaben untersuchten Fragestellungen sind jedoch nach wie vor von größtem Interesse, auch wenn aus heutiger Sicht der Zeitrahmen für die Einführung neuer Netzarchitekturen weiter gefasst werden muss.

## **I.5 Zusammenarbeit mit anderen Stellen**

Die Komplexität der untersuchten Fragestellungen erforderte eine enge Kooperation von Experten aus den Instituten und aus Unternehmen der Informationstechnik. Wichtige Ziele des Vorhabens waren sowohl der Transfer der Ergebnisse in die Industrie und in internationale Standardisierungsgremien als auch die Ausbildung von kompetenten Fachkräften. Durch 3 öffentliche Workshops mit reger Industriebeteiligung, durch ca. 70 Veröffentlichungen und durch Lehrveranstaltungen an den drei beteiligten Universitäten wurde ein Großteil dieser Ziele erreicht.

## II Eingehende Darstellung der Ergebnisse

### II.1 Netzbetrieb, Anforderungen, Verkehre

Wie bereits im Kapitel „wissenschaftlich technischer Stand zu Beginn des Vorhabens“ dargestellt, zeichnete sich bereits zu Beginn des Vorhabens ein Trend zur Betrachtung von optischen Netztechnologien ab, die unter anderem eine feine Granularität der Schaltkapazität und zum Anderen eine Erhöhung der Konfigurationsdynamik in den optischen Weitverkehrsnetz zulassen würden. Die Abbildung II-1 gibt eine grobe Übersicht dieser Technologien, beginnend mit einem statisch konfigurierten Netz, hin zu einem feingranularen Schalten auf der optischen Ebene (Optical Packet Switching). Wobei sich die Verfahren grob in zwei unterschiedliche Klassen unterteilen lassen. Einer ersten Klasse die ohne das Zwischenspeichern von zu übertragenden Daten in der optischen Ebene (no optical buffering) auskommen, und einer zweiten Klassen bei der auf die optische Zwischenspeicherung (optical buffering) nicht oder nur teilweise verzichtet werden kann. Diese Technologien sind natürlich im Kontext der zukünftigen Anforderungen an Services und an die Transportnetze generell zu betrachten. Daher war die Betrachtung der zukünftigen Anforderungen eine der grundlegende Arbeiten im Vorhaben, auf dem die weiteren Untersuchungen zu den einzelnen Technologien aufbauen konnten.

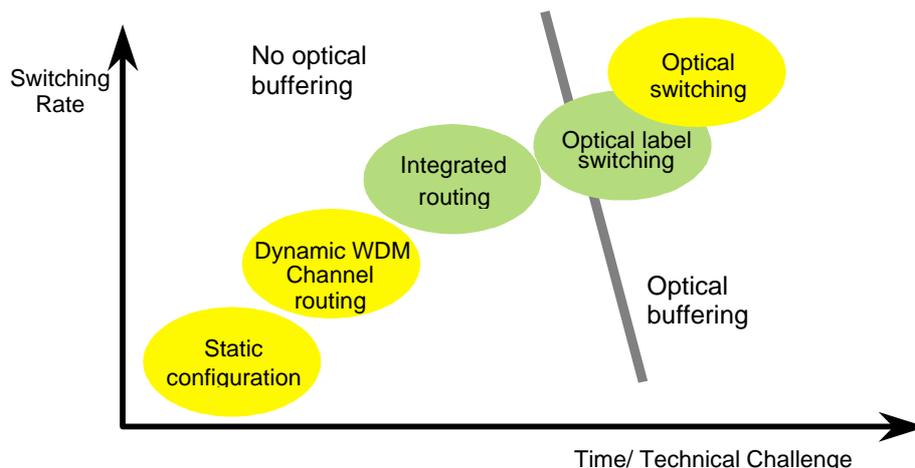


Abbildung II-1: Evolution der Transportnetztechnologien unter dem Aspekt der Konfigurationsdynamik

#### II.1.1 Anforderungen an zukünftige Transportnetze

Die wachsende Anzahl von Nutzern des Internet erzeugt ein stetig ansteigendes Datenaufkommen, das die Netzanbieter zum Ausbau ihrer Netze veranlasst. So hat das Verkehrsaufkommen aus meist Internet basierten Datenverbindungen, das Verkehrsaufkommen, der Sprachdienste bereits in vielen Netzen überschritten. Dabei beginnt sich die Schere zwischen den schnell wachsenden Kosten zur Bereitstellung der notwendigen Übertragungskapazität und den langsamer wachsenden Gewinnen für die Netzbetreiber weiter zu öffnen, da die Gebühren für die Nutzer nicht im gleichen Maße erhöht werden können, wie die Bereitstellungskosten für die Dienste steigen.

Eine Vielzahl neuer (Multimedia-)Dienste, wie z. B. Voice-over-IP, Videokonferenzen oder auch Online-Spiele, stellen zusätzliche hohe technische Anforderungen, da sie nicht nur große Datenmengen erzeugen,

sondern darüber hinaus auch noch eine erhöhte Dienstgütedifferenzierung (QoS) und Ausfallsicherheit im Netz fordern. Als Konsequenz dieser Entwicklung wird die Notwendigkeit für neue, effiziente und kosteneffektive Transportnetzarchitekturen, Vermittlungstechniken und Protokollen für die kommenden Generationen des Internets immer größer.

Versucht man die Anforderungen an zukünftige Netze aus Betreibersicht zusammenzufassen, so lassen sich drei Schwerpunkte identifizieren:

- Kostenreduzierung,
- neue und erweiterte Funktionalitäten für zukunftssichere Dienste,
- Interoperabilität und Betriebssicherheit.

Die Forderung nach einem möglichst großen und umfassenden Potential zur weiteren Kostenreduzierung dominiert alle anderen Anforderungen. Wobei die Kostenreduzierung sowohl die Investitionskosten (CapEX) für den Neuaufbau oder den weiteren Ausbau der Netze, als auch die laufenden Betriebskosten (OpEX) betrifft.

Neben dem dominierenden Aspekt der Kostenreduzierung sind neue, bzw. erweiterte Funktionalitäten für einen Netzbetreiber immer dann von übergeordnetem Interesse, wenn sie dazu eingesetzt werden können, sich von den am Markt agierenden Wettbewerbern positiv abzuheben und Dienste anzubieten, die am Markt noch nicht oder noch nicht in einer bestimmten Qualität verfügbar sind. Beispiele dafür sind die schnelle Bereitstellung von neuen Verbindungen in einem Weitverkehrsnetz. In diesem Zusammenhang sind beispielsweise breitbandige Bandwidth on Demand Services und VPNs auf dem Transmissionlayer (Layer 1 VPNs) zu nennen. Ein weiteres Beispiel für die Möglichkeit der Servicedifferenzierung ist durch die Verbesserung der Verfügbarkeit einer Verbindung durch optimierte Schutzmechanismen gegeben. Bei der Bewertung von Schutzmechanismen sind aus Netzbetreibersicht die Geschwindigkeit des Schutzes im Fehlerfall, der resultierenden Verfügbarkeit des Services und der Umfang der zusätzlichen notwendigen Kapazitätsressourcen wesentliche Parameter. Ein inhärenter Parameter für die Zuverlässigkeit von Netztechnologien und –architekturen kann durch das Motto „Keep it simple“ beschrieben werden. Die Komplexität von Systemen hat einen großen Einfluss auf die Zuverlässigkeit von Systemen und die Komplexitätsreduktion ist daher einer der wesentlichen Designparameter.

Stehen verschiedene Schutzmechanismen zur Verfügung, so können über die Art des Schutzes z.B. auch eine weitere Differenzierung eines Dienstes stattfinden und für die verschiedenen Schutzklassen, wie „Best Effort“, hochverfügbar und höchstverfügbar jeweils angepasste Preismodelle aufgestellt werden.

Hinsichtlich der Interoperabilität der Netzarchitekturen gibt es nicht nur Anforderungen an das reibungslose Zusammenspiel der Teilnetze eines Netzbetreibers untereinander, sondern natürlich auch an das Zusammenspiel der Netze von unterschiedlichen Netzbetreibern sowohl auf nationaler-, als auch auf internationaler Ebene. Immer mehr rückt dabei, neben der Interoperabilität der Netze auf der Dataplane – also der physikalischen Interconnection der Netze - auch die Interoperabilität aus der Sicht der Kontroll- und Monitormechanismen – also der Network Management- und Control Plane – in den Mittelpunkt. Während eine Interoperabilität auf der Dataplane schon heute aufgrund der weit fortgeschrittenen Standardisierung im weiten Umfang gegeben ist, stecken Implementierungen die eine Interoperabilität der Management- und insbesondere der Control Plane sicherstellen, noch in den Anfängen. Die Interoperabilität wird hier in der Regel immer noch ausschließlich durch „Papierinterfaces“ sichergestellt.

Eine nicht zu vernachlässigende Forderung ist auch die Interoperabilität des Equipments von verschiedenen Herstellern zueinander. Dabei zeigen die Erfahrungen, dass diese selbst dann nicht vollständig gegeben sein muss, wenn eine Technologie schon in hohem Maße standardisiert ist und viele Jahre am Markt verfügbar ist, wie dies beispielsweise bei der SDH Technik der Fall ist.

Obwohl IP basierte Services in den kommenden Jahren immer mehr an Dominanz gewinnen werden, wird es zumindest in den nächsten zwei Generationen von Transportnetzen auch weiterhin eine Reihe von Services geben, die nicht IP basiert sind und sich auch nicht wirtschaftlich im Rahmen der internen Produktion einer Netzplattform auf IP abbilden lassen. Daher ist die Multiservicefähigkeit der Netztechnologien und –architekturen auch zukünftig eine der unabdingbaren Anforderungen, wenn diese

in den Netzen der großen Operator eingesetzt werden sollen. Bei kleineren Netzbetreibern, für die es nicht immer sinnvoll ist das gesamte Spektrum der marktgängigen Services anzubieten, kann die Situation allerdings schon sehr schnell anders aussehen. Hier kann die Multiservicefähigkeit durchaus in den Hintergrund treten.

Mit der seit einigen Jahren großflächig stattfindenden Nutzung der WDM-Punkt-zu-Punkt Übertragungssysteme wurde die erste Phase des „Optical Networking“ eingeleitet. Vor allem durch den Einsatz von optischen Faserverstärkern wurde dies ein überragender wirtschaftlicher Erfolg, da die Übertragungskapazitäten der ständig wachsenden Nachfrage angepasst werden konnten und mit den WDM Systemen „virtuelle Fasern“ bereitgestellt werden können, ohne notwendigerweise neue physikalische Fasern verlegen zu müssen. Die zweite Phase des „Optical Networking“ wird zur Zeit in die kommerzielle Nutzung überführt, indem Cross-Connects in die Übertragungsnetze integriert werden, die opak oder transparent in der Lage sind Wellenlängenpfade zu schalten und damit optische Netze flexible zu konfigurieren. Während die potentiellen Vorteile der optisch transparenten Netze noch immer sehr kontrovers diskutiert werden, besteht weitgehender Konsens darüber, dass dynamische Konfigurationsmöglichkeiten auf der Basis des Circuit Switching dazu dienen werden, zumindest einige Anforderungen an zukünftige optische Netze kurzfristig zu erfüllen. Betrachtet man die Konvergenz zwischen traditionellen Telekommunikationsnetzen und Datennetzen, dann können Varianten des Optical Packet Switching als potentielle dritte Phase des „Optical Networking“ angesehen werden.

## **II.1.2 Bewertungskriterien für Netztechnologien und -architekturen**

Für die Evaluierung von Netztechnologien und den Ansätze für Netzarchitekturen war die Erarbeitung eines geeigneten Kriterienkataloges notwendig. Der erstellte Kriterienkatalog und die Motivation für die Auswahl der Kriterien werden im folgenden erläutert. Die dargestellten Überlegungen konzentrieren sich im wesentlichen auf technische Gesichtspunkte. Die Wirtschaftlichkeitsaspekte zu den unterschiedlichen Ansätzen sind zwar für eine spätere Einführung der dominierende Faktor, wurden im Rahmen von TransiNet jedoch nicht detailliert betrachtet, da sich Vorhersagen über die Investitionskosten der einzelnen Komponenten, Subsysteme und Systeme nur schwer festlegen lassen. Für den Kriterienkatalog haben sich fünf Kriteriengruppen herausgebildet, die im folgenden erläutert werden:

- Die Funktionalität der Architektur
- Die Leistungsfähigkeit beim Betrieb der Architektur
- Die unterstützten Dienste
- Die Flexibilität bei Änderung der Netzwerkanforderungen oder Dimension
- Die Möglichkeiten der Einführung der Architektur

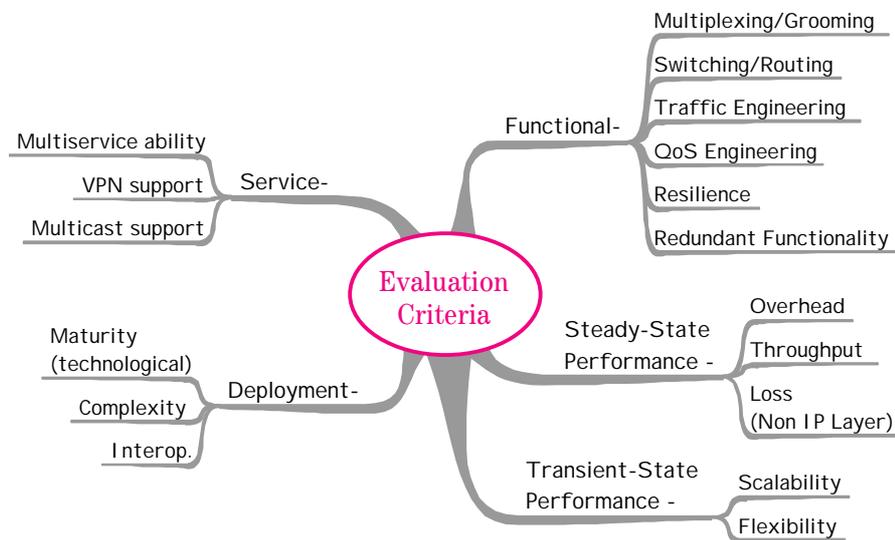


Abbildung II-2: Übersichtsdarstellung der Bewertungskriterien für Netzarchitekturen

Die „Funktionalität“ der Netzarchitektur wird durch den prinzipiellen Aufbau eines Architekturvorschlags bestimmt. Es wird dabei die grundsätzliche Struktur und die Beziehung zwischen den Kern- und Randknoten des Netzes dargestellt. Es werden die Routing- und Switching-Mechanismen sowie die Art des Multiplexings, bzw. Groomings und die eventuelle Aggregation von Verkehrsströmen in Ort, Hierarchiestufen und Umfang festgelegt. Außerdem werden Schutz- und Restaurationsmechanismen bewertet. Die Möglichkeit der Einbettung von Dienstgütemerkmalen (QoS) in das jeweilige Konzept wird betrachtet. Die Nutzungsmöglichkeiten von Traffic Engineering Funktionen zur Optimierung des Dienstes IP wird ebenso bewertet, wie die implementierbaren Schutzmechanismen mit den verschiedenen Ausprägungen von Protection und Restoration. Schließlich gilt es zu bewerten ob Funktionen oder Funktionsgruppen in mehreren Ebenen der jeweiligen Architektur vorhanden sind und somit eine in den meisten Fällen unnötige Redundanz vorhanden ist.

Der Punkt „Leistungsfähigkeit“ beim Betrieb der Architektur geht in erster Linie auf den erreichbaren Datendurchsatz ein. Außerdem werden die Möglichkeiten zur Reduzierung des Overheads durch Verschlinkung des Protokollstacks und der Verringerung von Setup-Zeiten diskutiert. Bei einigen Architekturansätzen kann als weiteres Kriterium die Möglichkeit des Paketverlustes, außerhalb des bei allen Architekturen berücksichtigten IP Layers gesehen werden, wie dies beispielsweise bei OPS Verfahren vorstellbar ist.

Der dritte Kriterienkomplex „Unterstützte Dienste“ ist eng mit der allgemeinen Funktionalität der Architektur verknüpft. Dennoch wird dieser Aspekt gesondert behandelt, da die Fragestellung, inwieweit Multicast- Verkehr, virtuelle private Netze und verschiedene Dienstgüteklassen bereits direkt auf den unteren Schichten der Hardware unterstützt werden, eine große Bedeutung für zukünftige optische Transportnetze hat. Eine herausragende Stellung nimmt dabei die Betrachtung der Dienstgüte und Dienstgüteklassen ein.

Ein weiterer Punkt ist die „Flexibilität“, wie sie benötigt wird, wenn sich Anforderungen an das Netzwerk ändern. Diese Flexibilität spielt eine entscheidende Rolle bei der späteren Anwendung der Netzwerktechniken und geht auf Fragestellungen der Möglichkeit für eine dynamische Konfiguration der

Komponenten, sowie auf die Skalierbarkeit des Netzes ein. Dabei reicht das Spektrum von der dynamischen Zuschaltbarkeit von mehr Übertragungskapazität bis hin zum Aufwand, der beim Hinzufügen eines kompletten neuen Knotens erforderlich ist.

Unter „Möglichkeiten der Einführung der Architektur“ sollen die Vor- und Nachteile einer praktischen Realisierung des entsprechenden Architekturkonzepts diskutiert werden. Dabei werden Fragen wie – welche technischen Voraussetzungen müssen bei einer Einführung des entsprechenden Konzepts erfüllt sein, wie ausgereift sind die notwendigen Technologien, wie komplex ist der Aufbau, die Konfiguration und das Management der Systeme, wie kompatibel ist man zu anderen Architekturen, wie kann man von bestehenden Architekturen eine Migration durchführen und welche Ansätze der Interoperabilität zu anderen Architekturen sind erkennbar – diskutiert. Schließlich ist im Rahmen dieser Kriteriengruppe zu betrachten welche unterstützenden Standardisierungstendenzen bereits abzusehen sind.

Im Rahmen des Projektes war es schwierig eine vollständige und verallgemeinerte Bewertung vorzunehmen. Auf Ansätze zur Bewertung wird in den nachfolgenden Kapiteln eingegangen. Im Rahmen des Projektes das Verständnis für die einzelnen Architekturansätze wesentlich verbessert. Besonders vertieft werden konnten dabei die relevanten Aspekte rund um das Routing und die Resilience Verfahren.

### II.1.3 IP Verkehrsmodelle

Im nachfolgenden Kapitel wird eine Übersicht über wesentliche Aspekte zur Modellierung des IP Verkehrs und der Modellierung von Verkehrsquellen für verschiedene Anwendungsszenarien gegeben.

#### II.1.3.1 Beschreibungsmethoden für Verkehr

Der zeitliche Verlauf des Verkehrsaufkommens in Rechner- und (Tele-)Kommunikationsnetzen ist durch praktisch nicht vorhersagbare Schwankungen geprägt, die eine Modellierung als Zufallsereignisse in stochastischen Prozessen erfordern.

Als Ereignisse sind Vorgänge relevant wie das Absenden oder Empfangen von Paketen, der Auf- und Abbau von Verbindungen oder Sessions, denen jeweils bestimmte Zeitpunkte zugeordnet werden. Wir gehen zunächst davon aus, dass alle Ereignisse vom gleichen Typ sind. Ein gemessener Verlauf eines Punktprozesses kann durch mindestens 3 gleichwertige Beschreibungsweisen dargestellt werden durch die Zeitpunkte  $t_0 \leq t_1 \leq \dots \leq t_n \dots$ , zu welchen die Ereignisse eintreten ( $t_n \in \mathfrak{R}_0^+$ ), durch die Zeitintervalle  $T_n = t_n - t_{n-1}$  für  $n = 1, 2, \dots$  und  $t_0 = 0$  oder durch den Zählprozess  $N(x)$  für die Anzahl von Ereignissen in der Zeitspanne  $[0, x]$ :  $N(x) = n \Leftrightarrow t_n \leq x < t_{n+1}$ .

##### II.1.3.1.1 Verteilungsfunktionen und Erneuerungsprozesse

Darstellungen stochastischer Prozesse orientieren sich oft an den Zeitintervallen  $T_n$  und führen dafür Zufallsvariable ein, verbunden mit einer Verteilungsfunktion  $F_{T_n}(x) = \Pr\{T_n \leq x\}$ , die die Wahrscheinlichkeit angibt, mit welcher die Zufallsvariable den Wert  $x$  nicht übersteigt. Neben den Zeitintervallen  $T_n$  zwischen Ankünften wird die Übertragungsrate  $R_m$  zur Beschreibung von Verkehr herangezogen. Wir definieren den Prozess  $R_m$  über die Zählfunktion  $R_m = (N(m\Delta) - N((m-1)\Delta)) / \Delta$ , was einer Messung der Anzahl von Ereignissen in aufeinanderfolgenden Zeitfenstern der Länge  $\Delta$  entspricht. Der betrachtete Zeitbereich kann über  $\Delta$  flexibel ausgewählt werden. Wir beschreiben im folgenden kurz einige für den IP-Verkehr relevante Darstellungsformen und verweisen für detaillierte Notationen und Erläuterungen stochastischer Prozesse auf die einschlägige Literatur.

Sind die Intervalle  $T_n$  identisch verteilt und unabhängig voneinander, so liegt ein *Erneuerungsprozess* vor, der durch eine für alle Intervalle gültige Verteilungsfunktion  $F_T(x)$  gegeben ist. Wichtig für die IP-Verkehrs-Modellierung sind u.a.

die Exponential-Verteilung  $F_T(x) = 1 - \exp(x / m_T)$ , die den Mittelwert  $m_T$  hat, sowie eine Poisson-verteilte Zählfunktion  $N(x)$  mit Mittelwert  $x/m_T$  (Poisson-Prozess); wenn Ereignisse von einer Vielzahl unabhängiger Prozesse erzeugt werden, dann tendiert das gesamte Verkehrsaufkommen zu exponentiell verteilten Ereignisintervallen;

die Pareto-Verteilung  $F_T(x) = 1 - (g + x/a)^{-b}$  für  $x \geq a(1-g)$ ;  $g \geq 1$ ;  $a > 0$ ;  $1 < b < 2$ , die hier mit 3 Parametern  $a$ ,  $b$  und  $g$  angegeben ist. Davon bestimmt  $b$  das Abklingverhalten, d.h. wie wahrscheinlich große Werte von  $T$  auftreten.  $a$  und  $g$  können so gewählt werden, dass die Zeit  $T$  einen vorgegebenen Mindestwert  $\min T$  (d.h.  $T \geq \min T$ ) und den Mittelwert  $m_T$  besitzt, wenn  $a = (b-1)(m_T - \min T)$ ;  $g = 1 - \min T/a$ . Die Größe von Files und demzufolge die Zeitdauern zum Herunterladen von Daten im Internet wurde in mehreren Untersuchungen als annähernd Pareto-verteilt ermittelt.

### II.1.3.1.2 (Semi-)Markov'sche Zustandsmodelle, Autokorrelierte Prozesse

Erneuerungsprozesse zeichnen sich dadurch aus, dass zu einem Ereigniszeitpunkt die zukünftige Entwicklung keinen Bezug zur Vergangenheit hat, so dass die Intervalle  $T_n$  unkorreliert sind. Dies vereinfacht die Modellierung und Simulation, ist aber für Übertragungsvorgänge in Netzen oft unzureichend, wo vielfältige Zusammenhänge zwischen Ereigniszeitpunkten beobachtet werden.

Eine übliche Erweiterung verknüpft zunächst jedes Ereignis mit einem Zustand  $Z_n$  aus einer endlichen Zustandsmenge  $\{0,1,\dots, M\}$ . Das Zeitintervall bis zum nächsten Ereignis hat dazu eine zustandsabhängige Verteilung  $Z_n = m \Rightarrow \Pr\{T_n \leq x\} = F_m(x)$ . Wechselt der aktuelle Zustand  $Z_n = m$  bis zum nächsten Ereignis mit Wahrscheinlichkeit  $p_{mk}$  zum Zustand  $k$ , so liegt ein Semi-Markov-Prozess vor. Seine Beschreibung umfasst also Verteilungsfunktionen  $F_0(x), F_1(x), \dots, F_M(x)$  und eine Matrix  $P = (p_{mk})$  von Zustandsübergangswahrscheinlichkeiten. Reine Markov-Prozesse haben exponentielle Verteilungen:  $F_m(x) = 1 - \exp(x / m_m)$ .

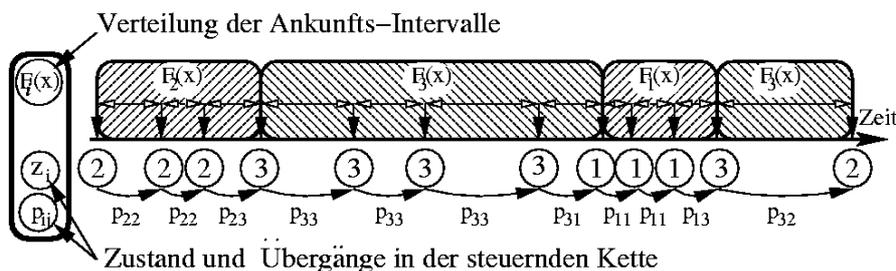


Abbildung II-3: Beispiel zum Verlauf eines Semi-Markov-Prozesses

Ein Anwendungsbeispiel mit 2 Zuständen kann z.B. zwischen Aktivitäts- und Pausenphasen eines Benutzers unterscheiden (On-Off-Verkehrsquelle). Auch die Anzahl  $m$  von Teilnehmern, die gleichzeitig über eine Anschlussleitung senden, kann als Zustand erfasst werden, mit Verteilungsfunktionen  $F_m(x)$  entsprechend dem Verkehr von  $m$  Quellen.

Ein übliches Maß der Korrelation innerhalb eines Prozesses ist die *Autokorrelationsfunktion*

$$K_X(i) = E(X_n - \mathbf{m}_X) \cdot E(X_{n+i} - \mathbf{m}_X) / \mathbf{s}_X^2$$

die einen Wert  $X_n$  und den  $i$ -ten darauf folgenden Wert  $X_{n+i}$  in einem Prozess in Beziehung setzt. Voraussetzung ist, dass alle  $X_n$  dieselbe Verteilung mit Mittelwert  $\mathbf{m}_X$  und Varianz  $\mathbf{s}_X^2$  haben. Die Autokorrelation eines Verkehrsaufkommens kann sich dabei auf die Ankunftsintervalle  $T_n$  ( $K_T(i)$ ) oder auf die Übertragungsrate  $R_n$  ( $K_R(i)$ ) beziehen. Für solche (Semi-)Markov'schen Zustandsmodelle nimmt die Autokorrelationsfunktion stets geometrisch bzw. exponentiell ab. Sie erfassen keinen selbstähnlichen Verkehr.

### II.1.3.2 Verkehrsquellen für verschiedene Anwendungsszenarien

#### II.1.3.2.1 Datentransfer (WWW-Zugriffe, File-Transfer)

In Laufe der letzten 10 Jahre wurden zahlreiche Messstudien über den Verkehr zur Datenübertragungen in IP-Netzen durchgeführt. Die dabei festgestellten selbst-ähnlichen Eigenschaften, des überlagerten Verkehrs auf einer Strecke hängen mit der Größe von Files auf WWW-Servern zusammen. Übereinstimmend wurden Verteilungsfunktionen der File-Größen vorgefunden, die für große Werte wesentlich langsamer als exponentiell abklingen und als *Long-*, *Heavy-* oder *Power-Tail-*Verteilungen bezeichnet werden. Dies trifft ebenso auf Messungen der Übertragungsdauern zu, wofür die Zugriffshäufigkeiten für Files verschiedener Größe und die verfügbare Übertragungskapazität mitentscheidend sind.

Eine *Power-Tail-*Verteilung  $F_T(x)$  ist speziell dadurch gekennzeichnet, dass die Wahrscheinlichkeit  $\Pr\{T > x\} = 1 - F_T(x)$  (*Tail-Probability*) in doppelt logarithmischer Darstellung einen linear fallenden Verlauf zeigt, d.h.  $\ln(\Pr\{T > x\}) = c_1 - c_2 \cdot \ln(x)$  mit  $c_1, c_2 \in \mathfrak{R}$ ;  $c_2 > 0$ , zumindest asymptotisch im Grenzwert  $\lim_{x \rightarrow \infty}$ . Dies wird von Pareto-Verteilungen in der Form  $F_T(x) = 1 - (x/\mathbf{a})^{-\mathbf{b}}$  exakt erfüllt, siehe Abschnitt II.1.3.1.1:

$$\Pr\{T > x\} = \exp(c_1 - c_2 \ln(x)) = \exp(c_1) \cdot x^{-c_2} = (x/\mathbf{a})^{-\mathbf{b}} \text{ mit } \mathbf{b} = c_2, \mathbf{a} = \exp(c_1 / c_2).$$

Pareto-Verteilungen wurden als gute Näherung für die WWW-File-Größen bzw. Übertragungszeiten und auch für FTP und für die Zwischenankunftszeiten der Pakete von Telnet-Sessions ermittelt. Als alternative *Long-Tail-*Verteilungen werden die Log-Normal- und die Weibull-Verteilung in der Literatur angegeben, die beide nicht als *Power-Tail-*Verteilungen einzustufen sind.

Der Mittelwert der Größe übertragener Files wird in der Literatur im Bereich 15 Kbyte bis 30 Kbyte angegeben; für den Parameter  $\mathbf{b}$  werden Werte im Bereich 1.07-1.37 angegeben.

Neben den bisher charakterisierten Übertragungsphasen von WWW-Servern zum Client ist der von einem Benutzer erzeugte Verkehr durch die Dauer der Pausen geprägt, die sich mit den Übertragungen abwechseln. Diese werden eingeteilt in kurze Phasen im Bereich <1 Sekunde, die überwiegend durch Bearbeitungen des Client-Rechnersystems verursacht werden und längere Unterbrechungen, die vorwiegend durch Reaktions- und Bearbeitungszeiten des Benutzers bedingt sind. Für die Pausen im Bereich >30 Sekunden zeigt sich erneut eine Pareto-Verteilung mit Parameter  $\mathbf{b} \approx 1.5$  als gute Näherung, während der Verlauf im Bereich <30 Sekunden davon abweicht. Eine Log-Normal-Verteilung, die von einer Zufallsvariable angenommen wird, deren Logarithmus normal-verteilt ist, lässt sich an den gesamten Verteilungsverlauf der Benutzer-Pausenzeiten gut anpassen. Dazu wird ein Mittelwert von ca. 60s und die Standardabweichung von ca. 145 s angegeben.

Ein dritter Einflussfaktor auf den Datenverkehr eines WWW-Clients ist die zur Übertragung verfügbare Bandbreite. Die Flusssteuerung des TCP-Protokolls, das üblicherweise für Datentransfers genutzt wird und damit den Großteil des Verkehrsvolumens transportiert, passt die Übertragungsrate nach einer

Startphase an die Engpass-Bandbreite an, d.h. an die kleinste auf dem Übertragungspfad für diese TCP-Verbindung verfügbare Bandbreite. Für private Online-Benutzer, die über Modem-, ISDN- oder ADSL-Zugänge angebunden sind, stellt in der Regel die Access-Bandbreite von 768 kbit/s für ADSL, 64 kbit/s bzw. 128 kbit/s für ISDN oder  $<64$  kbit/s für Modemanschluss den Bandbreitenengpass dar. Nach der TCP-Startphase erfolgt dann jede Übertragung mit nahezu konstanter Rate, so dass ein WWW-Client einer sogen. On-Off-Verkehrsquelle entspricht, die zwischen Pausen und Übertragungsphasen wechselt und in letzteren Daten mit voller Anschlussbandbreite empfängt. Eine Übertragungszeit ergibt sich dann einfach aus dem Quotienten von File-Größe und Anschlussbandbreite.

Diese On-Off-Charakteristik gilt auch bei Übertragungen in lokalen Netzen, solange nur eine Quelle sendet, so dass TCP z.B. eine 10 Mbit/s Ethernet-Übertragungsrate voll ausschöpfen kann. Existieren jedoch mehrere TCP-Verbindungen gleichzeitig auf einer Engpass-Strecke, so versucht das TCP-Protokoll die Bandbreite fair auf alle Verbindungen aufzuteilen. Dann fällt die Übertragungsrate zu einem Benutzer je nach der Lastsituation verschieden aus und bleibt in den Übertragungsphasen nicht mehr konstant. Die Wechselwirkung zwischen den Anforderungen von einer Quelle und dem Hintergrundverkehr im Netz macht die Verkehrsmodellierung in jedem Fall anspruchsvoller.

#### II.1.3.2.2 Voice over IP

Während Sprache im ISDN eine konstante Bitrate von 64 kbit/s hat, erreichen Kompressionsverfahren im IP- und im Mobilfunk-Bereich Bitraten im Bereich 5-16 kbit/s. In der Regel wird dabei eine Erkennung von Aktivitätsphasen und eine Ausblendung der Übertragung in Sprechpausen vorgenommen. Mit effizienten Codierungsverfahren (z.B. CELP: Code Excited Linear Prediction) genügen 16 kbit/s in Sprechphasen bereits für eine gute Sprachqualität, die bei geringeren Datenraten sowie fehleranfälligen Kanälen beeinträchtigt wird.

Unter Beachtung vieler Details sind in der Literatur Semi-Markov-Modelle mit bis zu 9 Zuständen für Sprachquellen mit CELP-Codierung zu finden. Im wesentlichen reicht aber bereits ein Modell mit 2 Zuständen für Sprachquellen mit Sprechpausenausblendung aus. Untersuchungen zeigen, dass ein On-Off-Quellverkehr entsteht, der sich als Markov-Prozess mit zwei Zuständen darstellen lässt, dass die Dauern der Sprech-(On-) und der Pausen-(Off-)Phasen unabhängig und exponentiell verteilt sind, dass die mittlere Dauer von Sprachaktivität mit üblichen Sprach-Codecs bei  $m_{On} = 0.4s$  und die mittlere Sprechpausenzahl bei  $m_{Off} = 0.6s$  liegt.

Die Übertragungsrate  $R_{On}$  in Sprechphasen hängt von der Codierung ab und kann durch Pausenausblendung nach den vorliegenden Messdaten auf die mittlere Rate  $0.4R_{On}$  reduziert werden, was aber erst mit statistischem Multiplexing bei Überlagerung vieler Quellen nutzbar ist.

Andererseits werden Sprach-Samples in Pakete verpackt, die in der Regel in festen Abständen gesendet werden. Folglich sind die On-Phasen genau genommen geometrisch verteilt und es ist je nach der aufgesetzten Protokollhierarchie mit erheblichem Overhead durch Kontrolldaten zu rechnen. Dies wirkt sich im Verhältnis zur Datenmenge pro Paket aus, die wiederum aufgrund von Echtzeit-Bedingungen mit der Forderung nach geringen Paketierungszeiten klein zu halten ist. Im Beispiel des GSM Mobilfunk Standards werden in On-Phasen Sprach-Samples von je 260 bit Größe im Abstand von 20 ms gesendet, so dass sich die Rate  $R_{On} = 13$  kbit/s ergibt.

#### II.1.3.2.3 Video-Quellen

Video-Quellen erzeugen Verkehr mit hoher Übertragungsrate  $R$ , die unkomprimiert und in HDTV-Qualität bis zu 1 Gbit/s reicht. Selbst das derzeit starke Wachstum der Netzkapazitäten ermöglicht solche Breitbandanwendungen auf absehbare Zeit nur für einen sehr begrenzten Nutzerkreis. Daher kommen Komprimierungsverfahren zum Einsatz, die die Bitrate bei verminderter Qualität in den Bereich von z.B. 50 Mbit/s für Rundfunkanstalten bis hinab zu 128 kbit/s reduzieren. Mit der Komprimierung wird auch

eine hohe zeitliche Variabilität der Bitrate eingeführt, die in der üblichen MPEG-Codierung zu einer komplexen Korrelationsstruktur des Quellverkehrs führt.

Periodizitäten über die Dauer einer Group-of-Pictures (GoP) im Zeitbereich von 0.1-1 s. Eine Group-of-Pictures besteht aus einer festgelegten Anzahl von Frames, die je ein Bild der Videosequenz enthalten, wobei mehrere Frame-Typen mit sehr unterschiedlicher Komprimierung bzw. Datenmenge in einer fest vorgegeben Folge übertragen werden. Die verschiedenen Datenraten pro Frame kann man für Video-on-Demand durch Glättungspuffer über die Dauer eines GoP ausgleichen, nicht jedoch unter Echtzeitbedingungen für interaktive Anwendungen oder Video-Konferenzen.

Schwankungen der Bitrate innerhalb einer Szene, die durch Gauß'sche Prozesse beschrieben werden können, d.h. die stationäre Verteilung der Bitrate ist eine Normal-Verteilung und die Autokorrelationsfunktion ist exponentiell abklingend. Solche Prozesse lassen sich näherungsweise durch Semi-Markov-Prozesse darstellen. Die Variabilität wird durch die veränderliche Bewegungsaktivität hervorgerufen, wobei schnellere Bewegungen zu weniger Redundanz in der Bildfolge führen und damit die Kompressionsrate vermindern. Durch Szenenwechsel bedingte Schwankungen der Bitrate im Bereich  $>10$ s. Auch hier entspricht die stationäre Verteilung der Bitrate in verschiedenen Szenen annähernd einer Gauß-Verteilung, wenngleich mit wesentlich höherer Varianz als innerhalb einer Szene. Die Autokorrelation ist dagegen von den Szenenlängen bestimmt, die wiederum durch *Heavy-Tailed*-Verteilungen gekennzeichnet sind.

#### II.1.3.2.4 Verkehrscharakteristika in verschiedenen Zeitskalen

Bereits am Beispiel einer Video-Quelle sind im letzten Abschnitt Korrelationen im Verkehrsaufkommen erörtert worden, die sich vom Zeitbereich  $<1$  s für GoP-Perioden bis in den Zeitbereich  $>10$  s für wechselnde Szenen erstrecken.

Zeitbereiche mit jeweils eigener Verkehrscharakteristik werden oft wie folgt unterschieden:

die Paket-Ebene, auf der alle Paketankünfte mit ihren Ankunftsintervallen sichtbar sind; die Intervalle sind je nach Bandbreite im  $\mu$ s/ms-Bereich angesiedelt;

die Ebene von Aktivitäts- und Pausen-Phasen (*Burst-Level*) der Übertragung, um z.B. On- Off-Phasen einer Sprach-Quelle oder Phasen verschiedener Übertragungsrate für MPEG-Frame-Typen einer Videoquelle darzustellen; der typische Zeitrahmen dazu ist 0.1-1 s;

die Session- bzw. Verbindungsebene, die einen Zusammenhang z.B. über die Gesamtdauer eines Telefongesprächs oder über die Sitzung eines Online-Benutzers im Zeitbereich von ca. 10-1000 s herstellt; im aggregierten Verkehr werden auf dieser Ebene Zu- und Abgänge von Benutzern erfasst, die oft als unabhängige Ereignisse in einem Poisson-Strom modelliert werden, siehe z.B. Erlang-Formeln zur Dimensionierung von Sprach-Netzen.

Darüber hinaus gehende langfristige Zeitskalen mit Tages-, Wochen-, Jahresprofilen; diese werden meist nur insoweit beachtet, um daraus kürzere Zeitabschnitte mit einem für die Verkehrsmessung bzw. Netz-Dimensionierung relevanten Last-Profil auszuwählen, z.B. während einer Hauptverkehrsstunde.

**II.1.4 Charakterisierung von IP-Verkehrsströmen** Messungen im Internet zeigen, daß ein großer Anteil des Verkehrs elastisch ist, d.h. über TCP transportiert wird. Ist die Anwendung HTTP-basiert, so werden viele kurze TCP-Verbindungen erzeugt. Bisherige QoS-Metriken für elastischen Verkehr gehen jedoch davon aus, dass die Verbindungen (unendlich) lange andauern.

Im Rahmen von des Vorhabens wurden insbesondere am IKR Dienstgütemetriken für elastischen Verkehr, d.h. im Internet TCP-Verkehr, untersucht. Dabei ist es zentral, dass nicht Metriken der Paketebene, sondern solche übergeordneter Anwendungsschichten berücksichtigt werden. Ein Vertreter solcher Maße ist der sog. Fun-Factor, der die erfahrene Übertragungszeit in Bezug zu der zu erwartenden

Übertragungszeit, z.B. aufgrund der gegebenen Anschlussbandbreite, setzt. Diese Arbeiten sind in [58] niedergelegt.

### **II.1.5 Visualisierung von Verkehrsströmen und Performance Parametern**

Die Visualisierung von Verkehrsströmen ist die Darstellung von Ergebnissen einzelner Messungen, die diese Verkehrsströme erfassen. Die Darstellbarkeit der Verkehrsströme hängt dabei von verschiedenen Faktoren ab:

- Bitrate der Verkehrsströme
- Größe des betreffenden Netzes
- Vermaschungsgrad des betreffenden Netzes

Es hat sich gezeigt, dass eine vollständige Darstellung hochbitratiger Verkehrsströme in großen und vermaschten Netzen kaum möglich ist. Es wird zunehmend schwierig, die anfallende Datenmenge in einer für den Betrachter überschaubaren Weise anzuzeigen. Vor allem wenn zusätzlich der Anspruch erfüllt werden soll, die Anzeige in Echtzeit oder nahezu Echtzeit durchzuführen.

Aus diesem Grund war es erforderlich, geeignete Methoden zur Visualisierung zu finden. Dabei musste vor allem eine Möglichkeit zur Reduzierung der zu visualisierenden Datenmenge entwickelt werden. Folgende Ziele waren zu beachten:

- Herausfiltern unwichtiger Details und
- Hervorheben möglicher Problemstellen.

Zum Beispiel kommt es für das Personal, das für den Betrieb großer Netze verantwortlich ist, darauf an, schnell einen Überblick über den aktuellen Zustand des Netzes zu bekommen. Dabei müssen Schwachstellen und Probleme identifiziert werden können.

Die Untersuchung einiger kommerzieller Messwerkzeuge führte zum Ergebnis, dass eine Anzeige in Form einer Matrix gut geeignet ist, um einen schnellen Überblick über eine Reihe von Messdaten zu bekommen. Diese werden dabei in einen Farbwert kodiert. Sobald ein entsprechend definierter Schwellwert überschritten ist, ändert sich die Farbe des betroffenen Matrixfeldes.

Zur Visualisierung und Schwellwertüberwachung von Performance Parametern wurde eine Matrix-artige Darstellung entwickelt. Die Matrixdarstellung ermöglicht in einem vermaschten Mess-Szenario einen schnellen Überblick über den Stand sehr vieler einzelner Messungen. Es wurden bei der Entwicklung vor allem Performance Probleme bei großen Matrixdarstellungen und Vollvermaschung adressiert. Die Berechnung erfolgt nun in einem Client-Server Modell, das insgesamt eine größere Flexibilität und Skalierbarkeit aufweist.

## **II.2 Optical Burst Switching (OBS)**

Unter den Ansätzen für optische Netze, in denen Label als Träger der Weiterleitungsinformation verwendet werden, stellt Optical Burst Switching (OBS) einen vielversprechenden Kandidaten dar. Im Spannungsfeld zwischen durchschaltevermittelten Kanälen, *lightpaths*, und optischer Paketvermittlung eröffnet sich eine weitere WDM-Architektur, das optische Burst Switching. Es ist als Transporttechnik für das Kernnetz konzipiert. Dabei wird exakt für die Übertragungsdauer einer größeren Dateneinheit, hier Burst genannt, ein Übertragungskanal reserviert und eingerichtet.

Im Unterschied zur Durchschaltevermittlung wird der Kanal also nicht für die gesamte Dauer einer Verbindung bereitgestellt. Ebenso wie beim Fast Circuit Switching wird bei OBS jedes Vermittlungselement nur genau für die Übertragungsdauer des Bursts geschaltet. Ein Kontrollpaket, das auf einem separaten Kanal übertragen wird, enthält die dazu benötigte Information über Startzeitpunkt und

Dauer eines Bursts. Das optische Burst Switching grenzt sich von der optischen Paketvermittlung dadurch ab, dass optische Speicher nicht inherent notwendig sind und die Länge der Bursts über einen weiten Bereich den Verkehrsgegebenheiten angepasst werden kann. Der Hauptvorteil gegenüber Optical Circuit Switching liegt darin, dass die Wellenlängen nicht in als ganze Verbindungen fest zugeordnet sind, sondern die Kapazität aller Wellenlängen einer Faser von den Verbindungen geteilt wird. Dieses statistische Multiplexen soll der Büschelförmigkeit des Internetverkehrs gerecht werden. Ein zentrales Konzept zukünftiger Transportnetze muss die Unterstützung von Quality-of-Service direkt im optischen Layer sein.

## II.2.1 OBS-Netzarchitekturen und -konzepte

Die Optical Burst Switching Architektur stellt Übertragungskapazität der Granularität eines Datenbursts bereit. Die Datenbursts werden am Rand des optischen Netzes aus Client-Layer-Paketen zusammgebaut, was als Burst Assmely bezeichnet wird. OBS basiert auf der Trennung von Kontroll- und Datenverkehr, wobei die Kontrollinformationen außerband übertragen werden, z. B. für alle Wellenlängenkanäle einer Faser gemeinsam auf einer Kontrollwellenlänge, und elektronisch verarbeitet werden. Für einen Datenburst, der vollständig in der optischen Ebene verbleibt, wird ein Wellenlängenkanal genau für die Dauer der Übertragung geschaltet.

### II.2.1.1 Burst assembly - Zusammenbau von Bursts

In TransiNet wurden unterschiedliche Verfahren zum Zusammenbau von optischen Bursts evaluiert und klassifiziert sowie im Rahmen einer Simulation in ihrer Leistung bewertet. Zunächst wurde der Einfluss von Burstcharakteristiken auf die Leistungsfähigkeit von OBS untersucht und festgehalten [55], wie auch in Abbildung II-1 gezeigt ist.

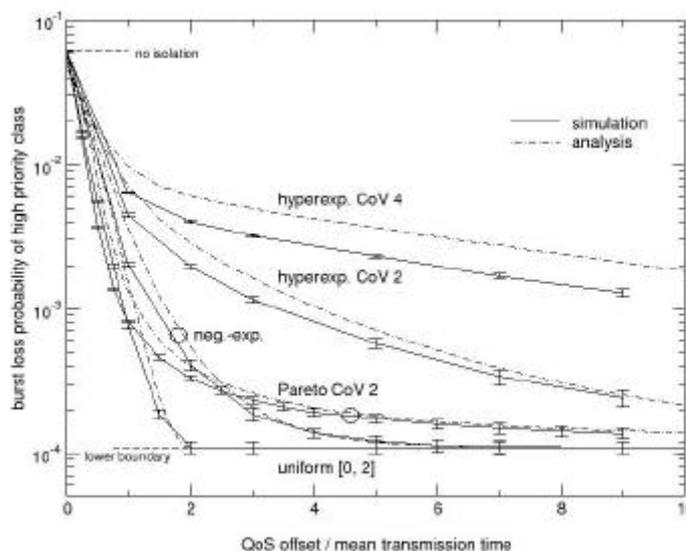


Abbildung II-1: Einfluss der Burstlängenverteilung der niederprioren Klasse auf die Verlustwahrscheinlichkeit der hochprioren Klasse in Abhängigkeit des QoS differenzierenden Offsets

Die Frage, ob die Assemblierung von IP-Paketen zu optischen Bursts am Rande eines OBS-Netzes die Verkehrscharakteristik günstig beeinflussen und die Selbstähnlichkeit reduzieren kann, wird heftig diskutiert. In der Literatur wurden sowohl Arbeiten vorgestellt, die diese Aussage stützen, als auch solche,

die ihr widersprechen. Durch die Aufarbeitung und Anwendung der Wavelet-Methode, die für die Untersuchung von Skalierungseffekten in stochastischen Prozessen besonders geeignet ist, konnte in TransiNet gezeigt werden, dass für alle wesentlichen Assemblierungs-Strategien keine Reduktion der Selbstähnlichkeit im Datenpfad möglich ist. Dabei kamen zeit- sowie größenbasierte Algorithmen zum Einsatz. Die Ergebnisse dieser Untersuchungen sind in [64] veröffentlicht.

#### II.2.1.2 WDM-Kanal-Reservierungsverfahren

Die Reservierung von Bursts in OBS-Knoten stellt eines der zentralen Forschungsthemen in OBS dar, das schon zu Beginn von TransiNet am IKR bearbeitet wurde. Diese Arbeiten sind in [53] und [54] dargelegt. Einige der effizientesten Reservierungsprotokolle weisen eine hohe Realisierungskomplexität auf, die nur durch Hardware-Lösungen erfasst werden kann. Für zwei am IKR entwickelte Hardware-Lösungen wurde eine Leistungsbewertung durchgeführt und die Skalierbarkeit analytisch bis ca. 130 Wellenlängen nachgewiesen [67].

#### II.2.1.3 Verfahren zur Blockierungsauflösung

Aufgrund des statistischen Multiplexens in der optischen Ebene, kann es zu Burst-Verlusten kommen, die durch entsprechende Blockierungsauflösungsverfahren minimiert werden müssen. Prinzipiell stehen dazu der Wellenlängen-, Zeit- sowie Raumbereich zur Verfügung. Im Rahmen von TransiNet konzentrierten sich die Untersuchungen auf:

- Architektur, Dimensionierung und Leistungsfähigkeit von Puffern, die aus Faserverzögerungsleitungen aufgebaut werden
- Architekturen und Leistungsfähigkeit von OBS-Knoten, die Wellenlängenkonverter in sog. Pools bereit halten [61] und mit OBS-Knoten kombiniert werden können [70].
- Kombination von Wellenlängenkonversion, Pufferung und Deflection Routing in Netzszenarien

Da hochdynamische photonische Netze sehr hohe technologische Anforderungen an die Schaltknoten stellen, sollte deren Architektur den Einsatz aufwändiger Bauelemente und Subsysteme optimieren. Dazu gehören insbesondere Wellenlängenkonverter sowie FDL-Puffer. Beide Elemente sind für die Blockierungsauflösung im Frequenz- und Zeitbereich von zentraler Bedeutung.

Optical Burst Switching ist ein Netzkonzept, das auf schneller Durchschaltvermittlung basiert, und deshalb im Gegensatz zur Paketvermittlung zunächst keine Pufferspeicher zur Blockierungsauflösung in den Netzknoten vorsieht. Die Auflösung von Blockierungen, die durch das statistische Multiplexen entstehen, erfolgt in OBS vornehmlich durch Wellenlängenkonversion, d. h. im Frequenzbereich. Um die Burst-Verlustwahrscheinlichkeit in OBS-Netzen zu erniedrigen, können dennoch einfache Pufferstrukturen eingesetzt werden. Im Gegensatz zur Elektronik existieren in der Optik keine Speicher mit wahlfreiem Zugriff (RAM, random access memory), sondern können Daten nur mit Hilfe von Faser-Verzögerungsleitungen (FDL) um eine feste Zeit verzögert werden.

Es wurden die Leistungsfähigkeit einfacher Puffer basierend auf FDL untersucht und für diese FDL-Puffer Reservierungsstrategien entworfen und implementiert. Durch umfangreiche simulative Leistungsuntersuchung wurden die Reservierungsverfahren und Pufferarchitekturen bewertet. Die Ergebnisse aller Untersuchungen zu FDL Puffern für OBS sind in [57] niedergelegt.

Da Wellenlängenkonverter aufwändige und kostenintensive Bauelemente darstellen, wurden Untersuchungen zu Poolkonzepten für Wellenlängenkonverter sowie FDL-Puffer in OBS-Knoten durchgeführt und veröffentlicht [61]. Speziell die intelligente Kombination von Wellenlängenkonversion und FDL-Puffern ermöglicht einen Einsatz, der Leistung und Kosten optimiert.

Bei der Bestimmung der Leistungsfähigkeit von Blockierungsauflösungsverfahren muss insbesondere die Reihenfolge, in der diese Verfahren angewendet werden, berücksichtigt werden. Deshalb wurden für ein deutsches und ein europäisches Referenznetz vergleichende Untersuchungen verschiedener Verfahren

durchgeführt [73] und [74], die zeigen, dass zunächst Wellenlängenkonversion und anschließend je nach Lastsituation Pufferung oder Deflection Routing eingesetzt werden sollten.

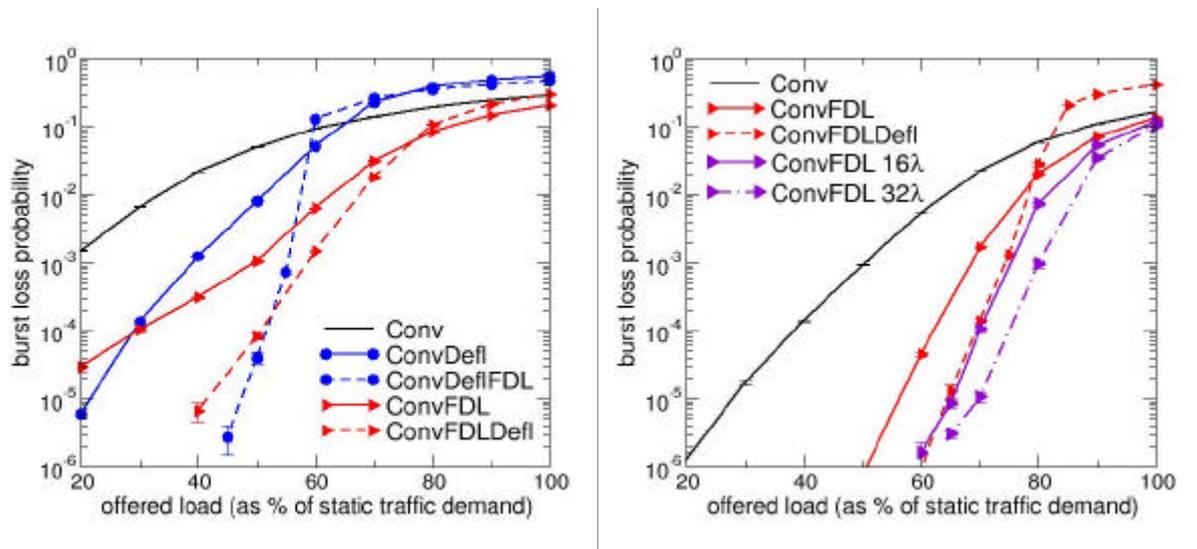


Abbildung II-2 links: Vergleich der Verfahren für ein Deutschlandnetz mit 1 Tbps Gesamtkapazität, rechts: Leistung der Verfahren mit Puffer und Einfluss der FDL-Pufferdimensionierung für ein Deutschlandnetz mit 4 Tbps

Die in Abbildung II-2 dargestellten Untersuchungen zeigen, dass ausreichend niedrige Blockierungswahrscheinlichkeiten durch Wellenlängenkonversion nicht effizient erreicht werden können. Während FDL-Puffer über den gesamten Lastbereich hinweg eine Alternative darstellen, kann Deflection Routing für hohe Last nicht eingesetzt werden. Die Pufferdimensionierung ist an die Netzdimensionierung anzupassen, um optimale Ergebnisse zu erreichen. Die Anzahl von Wellenlängen im Puffer kann die Verluste um 1-2 Größenordnungen beeinflussen.

## II.2.2 Dienstgüteunterstützung

### II.2.2.1 Offset-based QoS

Der Reservierungsmechanismus Just-Enough-Time erlaubt ein für OBS spezifisches Dienstgütedifferenzierungsverfahren mit Hilfe von Offsets. Dieses wurde für vielfältige Verkehrsanforderungen simulativ bewertet. Die Verkehrsdifferenzierung für mehr als zwei Klassen wurde durch Simulation untersucht und eine erweiterte Analyse erarbeitet, die für eine beliebige Anzahl von Verkehrsklassen und beliebige Offsetwerte die einzelnen Verlustwahrscheinlichkeiten bestimmt [53], [54], [55].

### II.2.2.2 Assured Horizon

Da eigene Untersuchungen gezeigt haben, dass bisher in der Literatur verfügbare Mechanismen zur Bereitstellung von Dienstgüte Nachteile haben, wurde ein neues Rahmenwerk entworfen, das einen neuen Mechanismus für Burst Assembly, einen neuen Reservierungsmechanismus und auch die Kommunikation zwischen den beiden Mechanismen beinhaltet. Die Kernidee ist die Einführung von statisch reservierter Bandbreite auf MPLS-Pfaden zwischen Eingangs- und Ausgangsknoten im OBS-Netz. Je nachdem, ob die aktuelle Bitrate die Reservierung überschreitet, werden Bursts markiert. Diejenigen Bursts, die nicht konform sind, können zwar trotzdem gesendet werden, werden aber bei Überlast im Kern gezielt verworfen. Durch dieses Prinzip ist eine einfache, robuste Dienstgüteunterstützung möglich, bei der der Grad der Differenzierung durch die Überreservierung in MPLS Pfaden eingestellt werden kann.

Dieses Rahmenwerk wurde in der IND-Simulationsbibliothek implementiert. Simulative Leistungsbewertung hat gezeigt, dass dieses Rahmenwerk in der Lage ist sehr effizient Dienstgütedifferenzierung bereitzustellen. Die Ergebnisse sind in [59] und [60] veröffentlicht.

### **II.2.3 Simulationsmodell für ein OBS-Netzwerk**

Zur Untersuchung der Auswirkungen des Optical Burst Switchings auf die höheren Protokollschichten wurde am HHI ein Simulationsmodell entwickelt. Dieses Modell wurde mit dem Netz-Simulationsprogramm „OPNET Modeler implementiert. Es wurden OBS-Schaltknoten mit vier Eingangs/Ausgangsfasern und jeweils vier Wellenlängen sowie entsprechende OBS-Randknoten realisiert. Mit Hilfe dieses Modells können Netze mit einer Vielzahl von Knoten zusammengestellt und mit beliebigen Verkehrs- und Anwendungsprofilen (wie z.B. WWW- und FTP-Verkehr) simuliert werden. Zur Überprüfung des Modells wurde eine einfache Netztopologie mit zwei OBS-Schaltknoten und vier OBS-Randknoten gewählt. Es wurde Pareto- und Poisson- verteilter IP-Verkehr simuliert. Die Ergebnisse zeigten ein stabiles Verhalten des Modells. Die Blockierungswahrscheinlichkeiten entsprachen den theoretischen Vorüberlegungen. Der Poisson-Verkehr erreichte gegenüber dem Pareto-Verkehr einen höheren Durchsatz. Die Ergebnisse und die Details des Modells wurden in [17] veröffentlicht.

### **II.2.4 Schlüsselkomponenten für OBS Netze**

In OBS Netzen werden die zu übertragenden Daten nicht mehr wie gewohnt kontinuierlich übertragen. Es ändert sich in den einzelnen Kanälen die optische Leistung zeitlich entsprechend der Burst- und Lückendauern. Daraus resultieren neue technologischen Anforderungen an die Netzelemente. Ihre Realisierbarkeit mit heute verfügbaren Technologien wurden im FHG-HHI intensiv untersucht. Für das Burst-Switching haben sich als besonders kritische Baugruppen die optischen Schaltknoten (Schaltzeiten, Architekturen), optische Faserverstärker (Übersprechen, Verstärkungsänderung) und die Empfänger (schnelle Synchronisation, große Dynamik) herausgestellt.

#### **II.2.4.1 Komponenten für optische Schaltknoten**

Kurz zusammengefasst ist der gegenwärtige Stand bei den optischen Schaltknoten: Optical Cross-Connects (OXC) mit Schaltzeiten von etwa 10 msec. stehen kurz vor der Einführung, weil abzusehen ist, dass die noch vorhandenen technologischen Schwierigkeiten bei den MEMS-Schaltmatrizen (MEMS = Micro-Electro-Mechanical Systems) überwunden werden können. Diese OXCs können für „Fast Circuit-Switching“ und „ $\lambda$ -Switching“ eingesetzt werden.

Auf Grund der in der Literatur vorgeschlagenen Burstlängen zwischen 10  $\mu$ sec und 100  $\mu$ sec ergibt sich als wichtigste Forderung für die optischen Schalter in optischen Schaltknoten, dass die Schaltzeiten bei OBS unter 1  $\mu$ sec liegen müssen. Aus heutiger Sicht kommt nur Halbleiterverstärkern (SOAs), die als Schalter betrieben werden, oder integrierte optische Schalter (LiNbO<sub>3</sub> oder INP basiert) in Frage. Wegen der großen Einfügedämpfung, des relativ großen Übersprechens und der hohen Ansteuerspannungen sind für größere Schaltmatrizen LiNbO<sub>3</sub>-Schalter nicht geeignet.

Darüber hinaus sind die in optischen Schaltknoten verwendeten Komponenten stark von den gewählten Knotenarchitekturen abhängig. Kritische Komponenten können - je nach verwendeter Knotenarchitektur - statische Wellenlängenumsetzer, sehr schnell abstimmbare Wellenlängenkonverter und sehr schnell abstimmbare optische Filter sein.

Die statischen Wellenlängenumsetzer sind eher unkritisch, es kommen entweder elektro-optische Frequenzkonverter oder integrierte optische Konverter nach dem Prinzip der Kreuzphasen-Modulation in Frage. Bei den elektro-optischen Frequenzkonvertern besteht die Möglichkeit einer 3R-Regeneration der Signale.

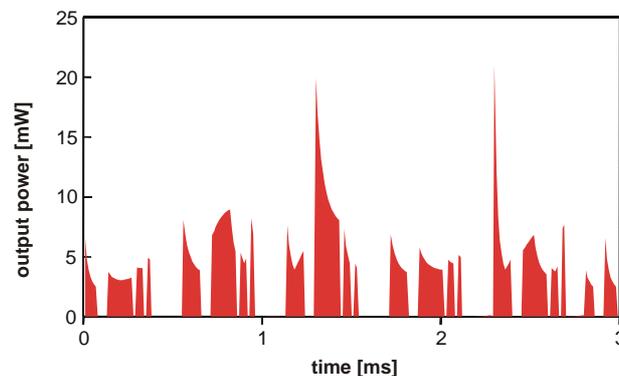
Die abstimmbaren Filter und die Wellenlängenkonverter müssen - wie die optischen Schalter - ebenfalls unter 1  $\mu$ sec abstimmbare sein. Akusto-optische Filter haben Abstimmzeiten im Bereich von 10  $\mu$ s und können folglich nicht eingesetzt werden. Die sehr viel schnelleren elektro-optischen Filter auf LiNbO<sub>3</sub>-

Basis befinden sich noch in der Entwicklung. Die abstimmbaren Wellenlängenkonverter können ebenfalls elektro-optisch oder nach dem Prinzip der Kreuzphasen-Modulation realisiert werden, nur müssen hier zusätzlich die Laserquellen sehr schnell ( $<1 \mu\text{s}$ ) abstimmbar sein. Solche Laserquellen bestehen meist aus Mehr-Sektions-Laser und wurden bereits mehrfach demonstriert.

#### II.2.4.2 Verhalten von optischen Faserverstärkern bei Burstbetrieb

Optische Faserverstärker (EDFAs) werden in der Sättigung betrieben. Durch das Ein/Aus-Schalten von einzelnen Wellenlängenkanälen ändert sich die Eingangsleistung der Verstärker in Abhängigkeit von der gesamten Kanalzahl. Bei Übertragung optischer Bursts bzw. optischer Pakete sind die zu übertragenden Daten nicht mehr kontinuierlich, sondern die Leistung in jedem einzelnen Kanal ändert sich zeitlich entsprechend der Burst- und Lückenlängen. Dies resultiert dann in einer dynamischen Änderung der Verstärkung und die Pegel der verbleibenden Ausgangssignale schwanken. Es tritt Übersprechen zwischen den Kanälen auf. Bei einer EDFA-Kaskade steigen die Amplituden der Überschwinger (power excursions) proportional zur Zahl der kaskadierten Verstärker (Abbildung II-3). Die zeitliche Breite der Überschwinger proportional zur Verstärkeranzahl ab. Für große Netze bedeutet dies, dass die Überschwinger beim Kanalschalten bzw. Burst-Ein und -Ausschalten nicht nur groß sondern auch extrem schnell sein können.

Zur Vermeidung dieser unerwünschten Leistungsschwankungen ist es zwingend notwendig, die Verstärkung von optischen EDFA-Verstärkern bei Burst-Betrieb konstant zu halten. Hier kommen verschiedene Stabilisierungsmethoden in Frage. Es ist denkbar, einen konstanten Hilfskanal zu verwenden, um große Leistungsüberschwinger im Burst nach langen Lücken zu vermeiden. Beim Burst Switching kann der Headerkanal diese Rolle übernehmen. Aber dies löst das Problem nur unvollständig, und eine schnelle aktive Regelung oder Steuerung der EDFAs ist notwendig. Diese Regelung muss im  $\mu\text{sec}$ -Bereich erfolgen. Dazu kann man einerseits die Pumpleistung einzelner EDFAs regeln oder andererseits die Verstärkung mit Hilfe eines geregelten Zusatzkanals auf einen bestimmten Wert festhalten. Der Zusatzkanal muss innerhalb der Verstärkungsbandbreite der EDFAs liegen und kann entweder extern als auch innerhalb der Verstärker mittels Gain Clamping erzeugt werden. Speziell in Burst-Switched Netzen könnte der Headerkanal gleichzeitig zur EDFA-Regelung genutzt werden und als geregelter Zusatzkanal dienen. Dies wäre vom Aufwand her besonders attraktiv.



**Abbildung II-3: Optische Leistung in einem von 8 Kanälen am Ausgang einer Kaskade von 7 EDFAs bei Burst-Betrieb**

Die Untersuchung des dynamischen Verhaltens von Faserverstärkern in geschalteten optischen Netzen wurde im FHG-HHI intensiv durchgeführt und die Ergebnisse aus umfangreichen Literaturstudie, Experimenten und Simulationen wurden in [11] veröffentlicht.

#### II.2.4.3 Optische Sender und Empfänger

Bei Burstübertragung entsteht auf der Senderseite keine Schwierigkeit, die nicht durch geeignete elektronische Ansteuerung zu beheben wären (Füllmuster). Kritische ist jedoch die Empfängerseite. Hier muss die Entscheidungsschwelle sehr schnell nachgeregelt werden. Der Phasensprung zwischen

unterschiedlichen Bursts verlangt eine schnelle Taktrückgewinnung. Laborexemplare solcher Burstempfänger für 10 Gbit/s wurden von NTT und Alcatel vorgestellt.

## II.2.5 Knotenarchitekturen

### II.2.5.1 Untersuchung der technischen Realisierbarkeit von OBS-Schaltknoten

Wie bereits erwähnt, sind Halbleiterverstärker („Semiconductor Optical Amplifier“ SOAs) mit einer Schaltzeit unter 10 ns ist aus heutiger Sicht am besten geeignet, um schnelle und große optische Schaltknoten für OBS aufzubauen. Deshalb konzentrierte sich die Analyse schneller optischer Schaltknoten für „Optical Burst Switching“ im FHG-HHI auf verschiedene optische Knotenarchitekturen auf der Basis von SOAs. Alle betrachteten Schaltknoten sind streng blockierungsfrei. Sie können wahlfrei von jeder Eingangsfaser und Wellenlänge auf jede freie Ausgangsfaser und Wellenlänge schalten.

Vorteilhaft bei den SOAs ist das nahezu perfekte Sperren des Eingangssignals im stromlosen Zustand und die Verstärkung des Signals im Durchschaltbetrieb. Nachteilig sind der Leistungsverbrauch und das Rauschen der SOAs. Es müssen daher für die Burst-Schaltknoten Strukturen gefunden werden, die einerseits wegen des Leistungsverbrauches mit insgesamt möglichst wenigen Schaltelementen auskommen und bei denen andererseits wegen des Zusatzrauschens möglichst wenig Halbleiterschalter im Signalpfad hintereinander geschaltet sind.

Die Analyse unterschiedlicher einstufige Knotenarchitekturen hat ergeben, dass eine modifizierte „Broadcast and Select“-Struktur (BAS), die wir mit „Tune-and-Select“ (TAS) bezeichnet haben, am besten für Optical Burst Switching geeignet ist [10], Abbildung II-4. Anhand dieser Knoten wurde dann die maximale erreichbare Größe, die durch die Signaldegradation physikalisch begrenzt ist, bestimmt. Dazu wurde das Verhalten charakteristischer optischer Signalpfade in Burst/Package-Schaltknoten mit Hilfe von Simulationen untersucht. Die Verschlechterung der Signalqualität, charakterisiert durch die erreichbare Fehlerrate, wird hierfür als Maß gewählt. Als Ursache für die Signaldegradation in optischen Schaltknoten wurden das Rauschen, der Crosstalk und Sättigungsverhaltens der Halbleiterverstärker/Schalter (SOA) ausführlich untersucht. Darüber hinaus erweist sich die Art der optischen Wellenlängenumsetzung ebenfalls als die entscheidenden Größen für die Begrenzungen.

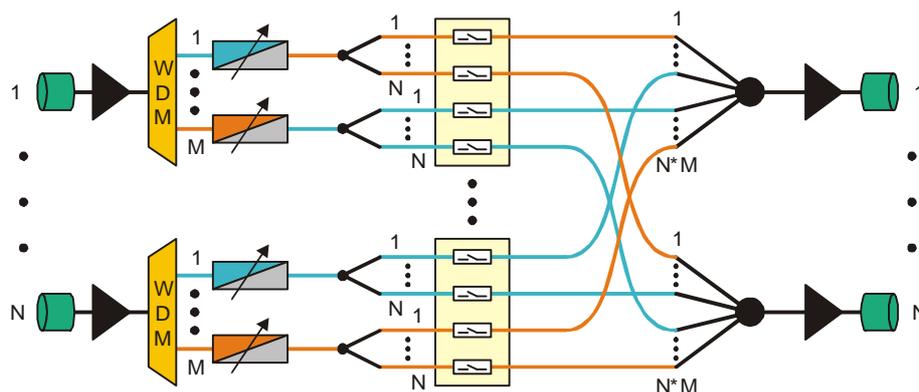


Abbildung II-4: „Tune-and-Select“ (TAS) Knoten

Die Hauptursache für die Signaldegradation in optischen Schaltknoten ist das Verstärkerrauschen. Die sowohl analytisch berechnete als auch durch Simulation mit dem Simulationstool VPITransmissionMaker ermittelte Abschätzung für die maximale Größe von TAS-Schaltknoten hat ergeben, dass unter Berücksichtigung des Verstärkerrauschens Knotengrößen mit 16 Eingangsfasern und je 32 Wellenlängen

(512 Ports) realisierbar sind. Über diese Untersuchungen wurde auf der 3. ITG-Fachtagung Photonische Netze (22.-23.4.2002, Leipzig) ein Vortrag mit dem Titel: Physikalische Grenzen von „Broadcast and Select“-Schaltknoten für „Optical Burst Switching“ gehalten [12] .

#### II.2.5.2 Berücksichtigung von Übersprechen

Zusätzlich zu dem Rauschen wurde der Einfluss durch Übersprechen zwischen den WDM-Kanälen (Crosstalk) untersucht. Die Verschlechterung der Signalqualität durch Crosstalk nimmt zwar mit steigender Anzahl der Wellenlänge pro Faser zu, bleibt jedoch gering in Vergleich zu der Verschlechterung durch das Rauschen. Ein TAS-Knoten mit 512 Ports kann immer noch aufgebaut werden [5] , [10] und [12] .

#### II.2.5.3 Berücksichtigung von Sättigungsverhalten der SOA

Eine weitere Ursache für die Signaldegradation in optischen Schaltknoten ist das Sättigungsverhalten der Halbleiterverstärker/Schalter (SOA). Ein Nachteil konventioneller SOAs ist die Sättigung der Verstärkung ab einer bestimmten Eingangsleistung. Die Ausgangsleistung hängt dann nicht mehr linear von der Eingangsleistung ab, die Verstärkung wird kleiner. Die Sättigung erfolgt bis zu Frequenzen von etwa 6 GHz und führt zu Signalverzerrungen oder „Inter Symbol Interference“, was wiederum Rückwirkungen auf die Fehlerrate hat. Durch den Einsatz von Gain-Clamped SOAs (GC-SOA) kann die Verstärkung stabilisiert und dadurch die Verstärkerdynamik reduziert werden. Um die dynamischen Eigenschaften der SOAs bzw. GC-SOAs genau zu untersuchen und um die Ergebnisse bei der Bestimmung der maximalen Knotengrößen zu berücksichtigen, wurde Simulationen mit dem Simulationsprogramm „VPITransmission-Maker“ durchgeführt. Dafür wurde im FHG-HHI ein Modell für GC-SOAs in C++ entwickelt und per Co-Simulation in das Simulationstool eingebunden. Zur Verifizierung der Simulationsergebnisse wurde Messungen an realen GC-SOAs verschiedener Hersteller, Avanex und Finisar , durchgeführt und die Ergebnisse der Messung mit den Simulationsergebnissen verglichen.

Die Simulationsergebnissen zeigen, dass der nachteilige Einfluss der SOA Dynamik auf die maximale Knotengröße durch den Einsatz der GC-SOA stark reduziert werden kann [16] .

#### II.2.5.4 Kaskadierbarkeit der Schaltknoten

Die Kaskadierbarkeit der Schaltknoten spielt bei der Dimensionierung der OBS-Netze eine wichtige Rolle. Sie wird hauptsächlich durch die Akkumulation des Signaldegradation im Signalpfad beschränkt. Dabei ist die Art der Wellenlängenumsetzung in den Schaltknoten von entscheidender Bedeutung.

Bei einem Schaltknoten mit einem transparenten Wellenlängenkonverter wird das ankommende degradierte Signal nicht vollständig regeneriert, sondern nur verstärkt. Das Rauschen wird dabei mitverstärkt und akkumuliert sich in dem Signalpfad. Ohne 3R-Regeneration in den Wellenlängenumsetzern ist unter Berücksichtigung des Rauschens nur die Kaskadierung von 4 TAS-Schaltknoten der Größe  $N=4$  und  $M=32$  möglich [10] , [11] , wobei  $N$  die Zahl der Eingangs- bzw. Ausgangsfasern bedeutet und  $M$  die Zahl der Wellenlängen auf diesen Fasern.

Anders sieht es bei Schaltknoten mit 3R-Regeneration in den Wellenlängenkonvertern aus. Das ankommende degradierte Signal wird durch den 3R- Wellenlängenkonverter vollständig regeneriert, d.h. z.B. das Rauschen der vorherigen Schaltknoten beeinflusst den nächsten Schaltknoten nicht. Am Ausgang des Wellenlängenkonverters liegt ein rauschfreies Signal vor, das allerdings mit Bitfehlern durch das Rauschen der vorangehenden Sektion behaftet sein kann. Bei den hier gemachten Annahmen ( $BER < 10^{-22}$ ) gibt es keine Einschränkung der Kaskadierbarkeit von Schaltknoten mit 3R-Wellenlängenkonvertern.

##### II.2.5.4.1 Integrierte Untersuchung der Skalierbarkeit

Bei der Untersuchung der Skalierbarkeit von OBS-Knoten, die auf der Tune-and-Select-Architektur (TAS) beruhen, wurden neben der Signaldegradation durch Rauschen, Übersprechen und Sättigungsverhalten der SOAs zusätzlich die Burstverluste auf Grund des Vermittlungsprinzips beim OBS in die

Analyse mit einbezogen. Diese Untersuchungen wurden in sehr enge Zusammenarbeit zwischen der Universität Stuttgart IKR und dem FHG-HHI durchgeführt. Dabei flossen von Seiten des FHG-HHIs Ergebnisse zur Signalübertragung in den Knoten und den daraus resultierenden maximalen Baugrößen ein, während das IKR die Leistungsfähigkeit der Knoten unter dynamischen Verkehrsannahmen bewertete. Die Ergebnisse wurden beim TransiNet-Workshop, bei der OFC 2003 [4], der ITG-Fachtagung [5] bzw. auf dem „The First International Workshop on Optical Burst Switching“ WOBS 2003 [6] vorgestellt.

Eine ganz wichtige Erkenntnis aus diesen Arbeiten ist, dass für eine Aussage über die Leistungsfähigkeit der optischen Schaltknoten allein die Analyse der physikalischen Eigenschaften und Grenzen von Schaltknoten nicht ausreicht, sondern dass diese Untersuchungen durch Verkehrssimulationen ergänzt werden müssen. So konnte einerseits gezeigt werden, dass bei unterschiedlichen Schaltknotenarchitekturen mit jeweils 16 Ein/Ausgangsfasern der maximale Durchsatz auf Grund der physikalischen Randbedingungen nur von der Knotenarchitektur abhängig ist und nicht von den Übertragungsraten (es wurden 2,5, 10 und 40 Gbit/s untersucht). Andererseits ist der effektiv erreichbare Durchsatz bei Annahme von Poisson-verteiltem Burstverkehr extrem abhängig von der gewählten Übertragungsrate. Bei der Tune-and-Select (TAS) –Struktur ergibt sich z.B. für 16 Ein/Ausgangsfasern unabhängig von der Übertragungsrate ein maximaler Durchsatz von 5,12 Tbit/s. Bei 2,5 Gbit/s Übertragungsrate beträgt der effektive Durchsatz bei Burstverkehr 3,32 Tbit/s, bei 10 Gbit/s Übertragungsrate 1,94 Tbit/s und bei 40 Gbit/s sogar nur noch 0,47 Tbit/s. Die drastische Abnahme des effektiven Durchsatzes lässt sich damit erklären, dass bei höheren Übertragungsraten auf Grund der physikalischen Randbedingungen weniger Wellenlängen möglich sind und dadurch der statistische Multiplexgewinn bei Burstverkehr deutlich reduziert wird.

#### II.2.5.5 Variationen der Tune-and-Select (TAS)–Struktur

Verschiedene Variationen der Tune-and-Select (TAS)–Struktur wurden auf ihre Leistungsfähigkeit untersucht. Dabei wurden Knotengrößen zu Grunde gelegt, wie sie bei nationalen und internationalen Referenznetzen überwiegend vertreten sind. Folgende Knotendimensionierungen wurden aus der Literatur entnommen:

	Deutsches Referenznetz	Pan-Europäisches Netz (COST 266)	US-Netz (NSFNET)
<b>Zahl der Knoten</b>	17	28	14
<b>Kleinster Knotengrad</b>	2	2	2
<b>Größter Knotengrad</b>	6	5	5
<b>Mittlerer Knotengrad</b>	3,06	2,9	3

Abbildung II-5: Knotendimensionierung von Referenznetzen

Mit Knotengrad wird die Zahl der Eingangs- oder Ausgangsfasern je Knoten bezeichnet. Bei unseren Untersuchungen wurde einheitlich von einem Knotengrad 4 (d.h. 4 Ein- oder Ausgangsfasern) ausgegangen. Für die unterschiedlichen Schaltknotenarchitekturen wurden sowohl die physikalischen Eigenschaften und die maximale Knotengröße (maximaler Durchsatz der Knoten) untersucht als auch der effektive Durchsatz der Knoten durch Verkehrssimulation bestimmt, wobei von Poisson-verteiltem Ankunftsverkehr ausgegangen wurde. Es wurde gezeigt, dass bei Schaltknoten mit Wellenlängenkonvertern Abbildung II-6, die einen beschränkten Abstimmereich haben, der maximale Durchsatz auf Grund der **physikalischen Randbedingungen** stark von der Übertragungsrate (es wurden 2,5 Gbit/s, 10 Gbit/s und 40 Gbit/s untersucht) abhängig ist und weniger vom Abstimmereich der Wellenlängenkonverter. Andererseits ist

der **effektiv erreichbare Durchsatz** bei Annahme von Poisson-verteiltem Burstverkehr extrem abhängig von der gewählten Übertragungsrate und auch von dem Abstimmbereich der Wellenlängenkonverter. Die Untersuchungen haben ergeben, dass für einen maximalen effektiven Durchsatz der optimale Abstimmbereich der Wellenlängenkonverter 64 Kanäle beträgt (bei den Bitraten 2,5 Gbit/s und 10 Gbit/s) und 16 Kanäle bei 40 Gbit/s. Aus den Untersuchungen wurden allgemeine Designregeln für OBS Knoten abgeleitet. Da die maximale Knotengröße hauptsächlich durch Rauschen begrenzt ist, sind Verstärker mit möglichst geringer Rauschzahl erforderlich. Eine möglichst große Ausgangsleistung der Wellenlängenkonverter ermöglicht Schaltknoten mit größerem effektivem Durchsatz.

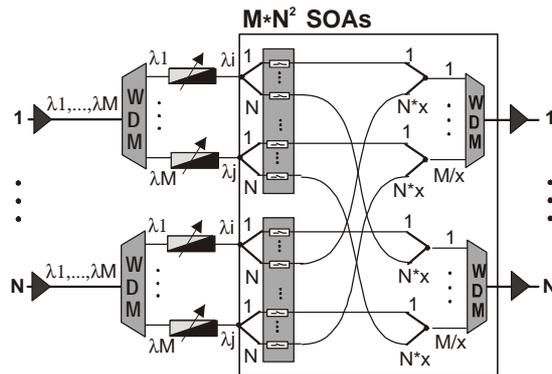


Abbildung II-6: "Tune-and-Select" (TAS) Knoten mit Wellenlängenkonvertern und beschränktem Abstimmbereich

Zur Reduzierung der Burstverluste können Faserverzögerungsleitungen (FDLs) in den Burstknoten eingesetzt werden. Zwei unterschiedliche Varianten wurden untersucht:

- a) mit einer FDL je Ausgangsfaser und
- b) mit FDLs, die wie zusätzliche Ausgangsfasern adressiert werden und die über Rückkopplungsschleifen auf zusätzliche Knoteneingänge geschaltet werden.

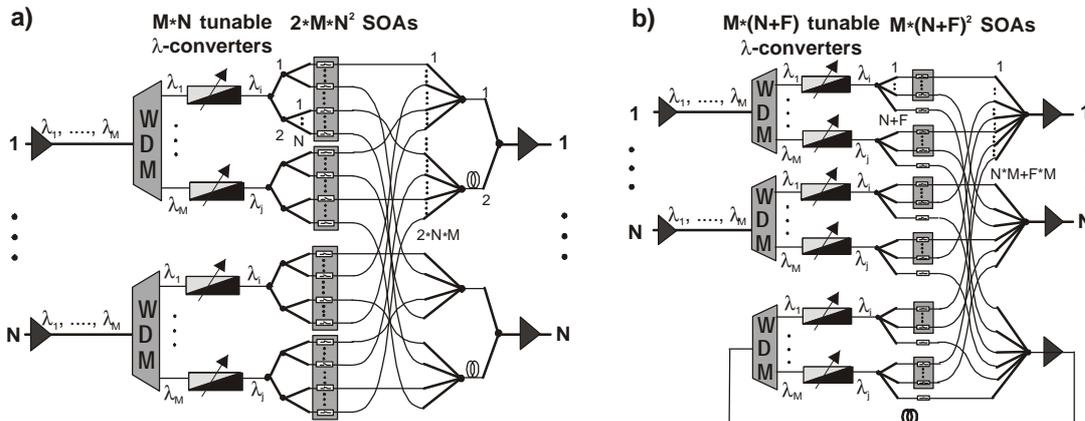


Abbildung II-7: "Tune-and-Select" (TAS) Knoten mit (a) einer FDL je Ausgangsfaser und (b) einer FDL in Rückkopplungsschleife

Die Anzahl dieser FDLs mit Rückkopplungsschleifen wurde zwischen 1 und 4 variiert, um die Auswirkung der Zahl der FDLs auf den effektiven Durchsatz zu untersuchen. Generell gilt, dass durch den Einsatz von FDLs zwar die Burstverluste verkleinert werden, aber gleichzeitig auch die maximale Knotengröße reduziert wird. Die Variante a) führt bei allen Bitraten zu einem verringerten effektiven Durchsatz, ist also ungeeignet. Bei der Variante b) führt der Einsatz von mehreren FDLs mit Rückkopplungsschleifen nicht automatisch zu einer Erhöhung des effektiven Durchsatzes. Bei 10 Gbit/s Übertragungsrate kann der effektive Durchsatz durch eine FDL pro Knoten minimal erhöht werden und

mit weiteren FDLs verringert sich der effektive Durchsatz sogar. Bei 40 Gbit/s kann der effektive Durchsatz mit einer FDL um knapp 40% vergrößert werden, beim Einsatz von mehreren FDLs verringert sich der effektive Durchsatz auch hier. Es macht also keinen Sinn, mehr als eine FDL mit Rückkoppelungsschleife einzusetzen.

## **II.3 Optische Paketvermittlung (OPS)**

### **II.3.1 Knotenarchitekturen und Reservierungsprotokolle**

#### II.3.1.1 Architekturvergleich in optischen Netzen

Die TU München und die Universität Stuttgart führten gemeinsam eine systematische Erfassung und Klassifizierung von Vermittlungsverfahren in optischen Netzen – inklusive Optischer Paketvermittlung (OPS) – durch. Die Ergebnisse wurden in Zusammenarbeit aller Vorhabenspartner in eine tabellarische Gegenüberstellung aller wesentlichen Architekturvarianten erweitert, die Gemeinsamkeiten und Unterschiede herausstellt sowie eine Ausdünnung ermöglicht. Die Ergebnisse wurden auf der ITG-Fachtagung "Photonische Netze" in Leipzig (22./23.4.2002) publiziert und präsentiert.

#### II.3.1.2 Knotenarchitektur und Fairnessprotokoll für paketvermittelte Ringnetze

An der TU Berlin fanden im Rahmen der Arbeitsgruppe „Architekturen“ hauptsächlich Untersuchungen an AWG-basierten optischen Paketnetzen statt. In eigenen Vorarbeiten waren die grundlegenden Netzarchitekturen bereits entwickelt worden, sodass sich die Arbeiten auf Knotenarchitekturen und Mediumzugriffsprotokolle für rein optische Netze konzentrierten.

Ein grundlegender Vergleich der Netzkapazitäten von Single- und Multihopnetzen auf Basis einer AWG-Sternarchitektur wurde in [21] veröffentlicht. Es zeigte sich, dass eine geringe Anzahl von 2 oder 3 nicht abstimmbaren Sender/Empfängerpaaren (FT/FR) pro Knoten in einem Multihop-Netz ausreicht, um dieselbe totale Kapazität zu erreichen, wie sie ein ansonsten gleichartiges Single-hop-Netz mit abstimmbaren Sendern und Empfängern (TT/TR) bietet.

In diese Untersuchungen flossen nur idealisierte Knoten und keine Analysen über MAC und Fairness des Kanalzugriffs ein, weshalb die weiteren Arbeiten diese Themen vertieften.

##### II.3.1.2.1 Knotenarchitektur

Die Multihop-Architektur beruht auf virtuellen Ringen, die durch die zyklische Vertauschung der Wellenlängen an Ein- und Ausgang eines NxN AWG entstehen können, wenn man eine bestimmte Beschaltung desselben vornimmt. Hierbei ist ein Knoten aber nicht nur bidirektional wie im Falle von RPR oder SDH-Ringen, sondern „multi-direktional“ mit allen anderen Knoten im Netz verbunden. Die dadurch gegebene Möglichkeit von „Abkürzungen“ im Ring senkt die mittlere Anzahl der Knoten, die ein Paket passieren muss, und erhöht so die Netzkapazität mehr als quadratisch mit zunehmender Anzahl der Ringe. (Zum Vergleich: Bei einer physikalischen WDM-Ringarchitektur wächst die Kapazität linear.). Ein Ringknoten muss hierfür einen WDM- DEMUX am Eingang und einen MUX am Ausgang haben, der den ankommenden Signalkamm räumlich trennt und einzeln verarbeitbar macht.

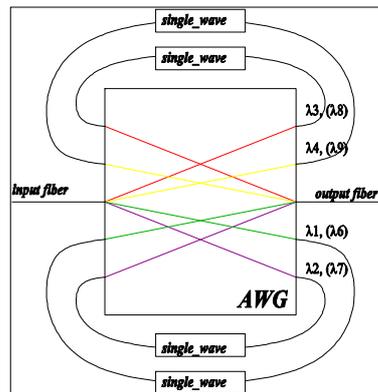


Abbildung II-8: Ein NxN AWG als kombinierter MUX-DEMUX pro Knoten.

Abbildung II-8 zeigt einen möglichen Einsatz ebenfalls eines NxN-AWG als kombinierter DEMUX und MUX pro Knoten. Diese Lösung erscheint zwar kostengünstiger, in der Realität würde aber wohl der dadurch auftretende Crosstalk eine Lösung mit 2 1xN-AWGs sinnvoller erscheinen lassen. Der Inhalt der „single-wave“ bezeichneten Kästchen ist in der Abbildung II-9 vereinfacht dargestellt. Es wird am Anfang ein kleiner Teil der optischen Leistung mit Hilfe eines optischen Splitters abgezweigt und zur Erkennung

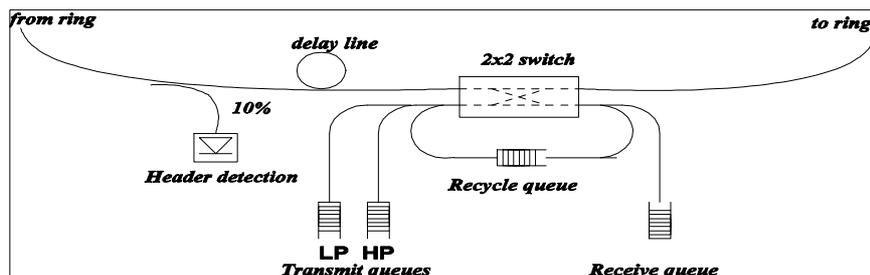


Abbildung II-9: Vereinfachte Knotenarchitektur des Ringnetzes (hier nur für eine Wellenlänge gezeigt)

des Paketheaders verwendet. Eine folgende Faserverzögerungsleitung (der Länge eines optischen Paketes) mündet in einen optischen 2x2-Schalter, beispielsweise ein SOA-Schalter, an dessen unteren Ein- und Ausgängen eine E/O bzw. O/E-Wandlung stattfindet. 2 Prioritätsklassen werden analog zum Spatial Reuse Protocol (SRP, RFC 2892) unterstützt. Die zusätzliche Warteschlange („Recycle queue“) dient zum Puffern niedrigprioriter Pakete, es gibt aber keine Warteschlange für den transit-Verkehr.

### II.3.1.2.2 Zugriffprotokoll und Fairness-Algorithmus

Das Zugriffprotokoll der optischen Multi-Ringe ist CSMA-basiert. Die „Recycle queue“ in der obigen Abbildung kann als elektrischer Insertion-Buffer angesehen werden. Knotenarchitektur wie auch Zugriffprotokoll orientieren sich am SRP-Protokoll, wobei eine Transformation des elektrischen Knotens von SRP einige Änderungen am Medienzugriff erforderte. Diese werden im folgenden kurz erklärt:

Zuerst erforderte der Einsatz einer FDL eine feste Paketgröße. Diese wurde aus Gründen der elektronischen Verarbeitung des Headers groß gewählt (ein JUMBO-Paket von 9216 byte). Bei einer Übertragungsrate von 10 Gbit/s ist ein solches Paket in 7,2 Mikrosekunden lang und ermöglicht somit eine effiziente Ausnutzung des Kanals, da die Schaltzeiten von SOA-Schaltern einen Bruchteil davon betragen. Wir unterscheiden weiterhin zwischen transit- und transmit-, HP-(hoch-) und LP-(niederprioriem) Verkehr. Die Reihenfolge der Prioritäten auf Senderseite ist anders als in SRP: HP-transit – HP-transmit – LP-transit – LP-recycle - LP-transmit. Diese Bevorzugung des LP-transit-Verkehrs im Gegensatz zu SRP bedeutet, dass ein LP-Paket, sobald es auf dem Ring ist, nicht mehr von LP-Verkehr aufgehalten werden

kann, und somit eine feste Übertragungszeit hat. Andererseits bedeutet das Fehlen des Transit-Puffers, dass eine Messung der Netzlast anhand der Länge dieser Warteschlange (wie in SRP) nicht mehr möglich ist.

Es wurde daher eine andere Lösung gefunden, die Netzlast zu messen, und zwar ein sogenannter Head-of-Line timer (HOL), der die Wartezeit des ersten Paketes in der LP-Warteschlange jedes Knotens ermittelt. Dieser Zeitgeber wird auf einen Wert eingestellt, der umgekehrt proportional zur Last des Knotens in der letzten Zeit ist. Der Effekt eines solchen HOL-timers ist eine Meldung an den im Ring vorher gelegenen Knoten, um dessen Sendezeit zu drosseln. Diese Drosselung wird mit Hilfe verschiedener Zähler vorgenommen, die ähnlich denen in SRP sind. Das Steuerpaket an den vorher gelegenen Knoten wird mit hoher Priorität versendet, was dazu führt, dass LP-transit-Verkehr kurzzeitig „recycled“ werden muss, d.h. optoelektronisch gewandelt, elektronisch gespeichert, und wieder übertragen wird. Diese Wandlung ist notwendig, um einerseits eine Trennung von Prioritätsklassen zu gewährleisten und andererseits das Blockieren des Fairness-Algorithmus zu verhindern.

Abbildung II-10 zeigt den Anstieg der Netto-Datenrate der vier sendenden Knoten in einer umgekehrten Client-Server-Situation. Dieses Szenario wurde gewählt, um je zwei Knoten miteinander um die Bandbreite eines Links konkurrieren zu lassen. Es zeigte sich, dass das modifizierte SRP-Protokoll Fairness für alle betrachteten Fälle garantiert. Das Protokoll und die Leistungsbewertung wurden in [32] dokumentiert.

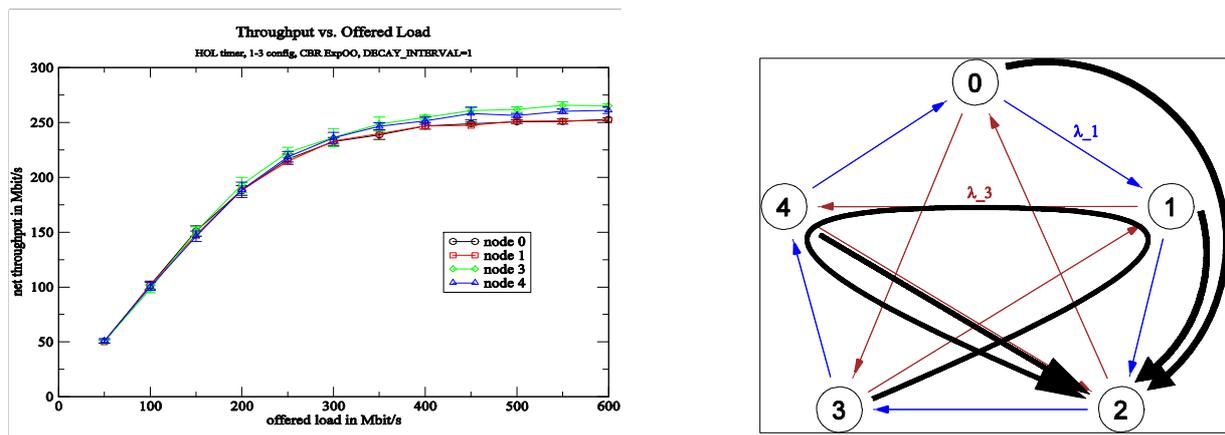


Abbildung II-10: Brutto- und Nettodatenrate von 4 Knoten im Netz. Die Netz- und Verkehrstopologie sind auf der rechten Seite gezeigt.

Mit Hilfe des “Large Scale Webtraffic Models“ wurde später das Verhalten des Fairness-Algorithmus in einer 5 Knoten WDM-Architektur unter realistischeren Verkehrsannahmen untersucht. Grundsätzlich ließ sich nachweisen, dass lokale Fairness erreicht wird.

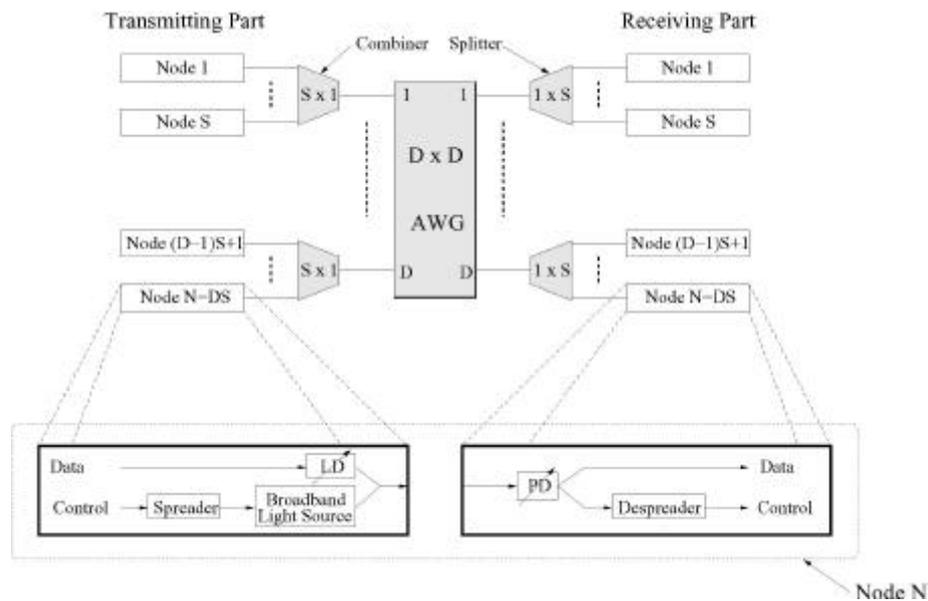
Zusätzlich traten aber interessante Randeffekte auf:

- Mehrere kleine Datenpakete wurden in großen, den so genannten Jumbo-Paketen aggregiert. Sollten mehrere Datenpakete jedoch zu unterschiedlichen Edge-Routern weitergeleitet werden, muss jeweils ein neues Jumbo-Paket generiert werden. Dieses ineffektive Verhalten resultierte in höheren Verzögerungszeiten. Umgehen lässt sich dieses Problem durch das Einführen von zielabhängigen Warteschlangen zwischen LLC und MAC, so daß der Aggregierungsgrad erhöht werden kann, was in besserem Netto-Durchsatz als auch in geringer Verzögerung resultiert.
- Durch die Betrachtung unidirektionaler Ringe werden Daten und Bestätigungspakete (wie sie in der TCP / IP – Internet Architektur üblich sind), auf verschiedenen Pfaden durch das optische Netze geroutet. Durch hohen Datendurchsatz in einer bestimmten Wellenlängen-Topologie, erzeugt man also eine nicht zu vernachlässigende “Bestätigungslast“ in anderen Wellenlängen-Topologien des Netzwerks.

- Durch die Benutzung des „Recycling-Buffers“ können Umordnungen von Segmenten einzelner TCP-Verbindungen auftreten. Sobald mehrere ( $>3$ ) Segmente der gleichen TCP-Verbindungen in ein optisches Aggregat verpackt werden, kann dadurch der „fast-retransmit“-Mechanismus ausgelöst werden, bei dem TCP diese Umordnung als Segmentverlust interpretiert und die Senderate reduziert.

### II.3.1.3 Netz- und Knotenarchitektur für wellenlängenselektive paketvermittelte Single-Hop Metronetze

In diesem Kapitel betrachten wir die Architektur eines Arrayed-Waveguide Grating (AWG) basierten Sternnetzwerks. Eine ausführliche Beschreibung der Netz- und Knotenarchitektur kann in [SMRW03] gefunden werden. Zum besseren Verständnis werden wir erstmal die physikalischen Eigenschaften eines AWGs näher erläutern. Das AWG ist eine passive wellenlängenselektive Komponente, welche in vielen Wellenlängenmultiplex (WDM) Anwendungen verwendet wird. In unserem Netz verwenden wir das AWG als Wellenlängenrouter. Neueste Entwicklungen ermöglichen AWGs mit einem Nebensprechen von  $-40$  dB, welche die räumliche Wiederverwendung aller Wellenlängen an jedem Eingangsport des AWGs erlauben. Die räumliche Wiederverwendung von Wellenlängen erhöht die Kapazität von AWG basierten Netzen deutlich.



**Abbildung II-11 - Netz- und Knotenarchitektur**

Das betrachtete Metro WDM Netz ist in **Abbildung II-11** dargestellt. Das Netz basiert auf einem  $D \times D$  AWG, wobei  $D \geq 1$  ist. An jedem AWG Eingangsport sind  $S \geq 1$  Knoten mittels eines Combiners angeschlossen. An jedem AWG Ausgangsport wird das ankommende Signal an  $S \geq 1$  Knoten mittels eines Splitters aufgeteilt. Sowohl die Combiner als auch die Splitter sind wellenlängeninselektive Komponenten. Demzufolge ermöglichen die Splitter optisches Multicasting. Jeder Knoten besteht aus einem Sende- und Empfangsteil. Der Sendeteil eines Knotens ist an einem der Combiningeingangspore angeschlossen. Der Empfangsteil desselben Knotens befindet sich am gegenüberliegenden Splitterausgangsport. Dementsprechend verbindet das Netz  $N = D \cdot S$  Knoten. Jeder Knoten enthält eine abstimmbare Laserdiode (LD) und eine abstimmbare Photodiode (PD) zur Übertragung von Daten. Zusätzlich hat jeder Knoten eine breitbandige Lichtquelle, z.B. eine Licht emittierende Diode (LED), zum Broadcasten von Steuerpaketen mittels Spectral Slicing. Die Steuerinformation wird im Elektrischen unter Verwendung von Direktsequenzverfahren gespreizt. Anschließend werden Daten- und (gespreizte) Steuersignale zusammen durch das AWG gesendet. Am Netzausgang wandelt eine Photodiode das

ankommende optische Signal in ein elektrisches Signal um. Die Modulation und Leistung des Breitbandsignals wird so gewählt, dass das Steuersignal *i*) eine geringere Bandbreite und *ii*) eine geringere Leistung hat als das Datensignal. Demzufolge kann die Störung des Steuersignals gegenüber dem Datensignal klein gehalten werden. Das Datensignal kann ohne notwendige Signalverarbeitung empfangen werden. Die Steuerinformation wird wiedergewonnen indem ein Teil des ankommenden Signals tiefpassgefiltert und mit Hilfe eines Dekorrelators entspreizt wird. Durch das Spreizen des Steuersignals können Steuer- und Dateninformationen gleichzeitig übertragen werden.

#### II.3.1.4 Reservierungszugriffprotokoll für wellenlängenselektive paketvermittelte Single-Hop Metronetze

In diesem Kapitel beschreiben wir das im obigen Netz verwendete Zugriffsprotokoll. Da jeder Knoten mit einem abstimmbaren Sender und einem abstimmbaren Empfänger ausgestattet ist können sowohl Kanalkollisionen als auch sog. Empfängerkollisionen entstehen. Um diese Kollisionen zu vermeiden bzw. deren Einfluss zu reduzieren wird ein Zugriffsprotokoll verwendet. Zugriffsprotokolle für Single-Hop WDM Netze lassen sich einteilen in *i*) Preallocation Protokolle, *ii*) Random-access Protokolle und *iii*) Reservierungsprotokolle. Preallocation Protokolle teilen jedem Knoten statisch einen Zeitslot zu, welcher sich periodisch wiederholt. Preallocation Protokolle erzielen i.A. eine hohe Kanalnutzung nur für gleichverteilten und gleichförmigen Verkehr und sind deshalb schlecht geeignet für unregelmässigen Datenverkehr. Random-access Protokolle erfordern keine statische Zuteilung von Ressourcen oder Koordination von Knoten. Im Fall von mittleren bis hohen Verkehrsaufkommen kommt es allerdings zu häufigen Kollisionen, welche einen verminderten Durchsatz und erhöhte Paketübertragungsverzögerung nach sich ziehen. Reservierungsprotokolle verwenden eine Koordination vor der Datenübertragung, um Wellenlängen und Empfänger dynamisch zuzuordnen. In sog. Attempt-and-defer Reservierungsprotokollen werden Kanal- und Empfängerkollisionen vollständig vermieden. Diese Art von Zugriffsprotokoll eignet sich gut in Datennetzen mit abstimmbaren Sender und Empfänger und wird deshalb in dem obigen Netzwerk angewendet. Während der Koordination vor der Datenübertragung werden Steuerpakete mittels eines leicht modifizierten slotted ALOHA Protokolls gesendet. Wir verwenden diese Methode der Steuerpaketübertragung da *i*) Random-access Protokolle das Netz skalierbar macht und *ii*) für ein typischerweise großes Verhältnis von Paketlaufzeit und Paketsendezeit slotted ALOHA bessere Ergebnisse erzielt als Random-access Protokolle mit Carrier-sensing Eigenschaften.

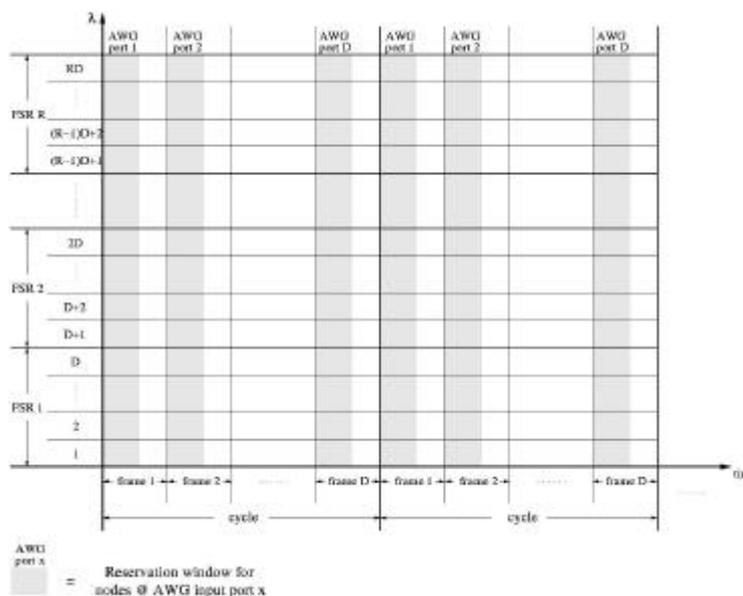


Abbildung II-12 – Wellenlängenzuordnung des Reservierungsprotokolls an einem AWG Eingangsport.

In dem vorgeschlagenen Reservierungszugriffsprotokoll ist die Zeit in Zyklen unterteilt (Abbildung II-12). Jeder Zyklus enthält  $D$  Rahmen (frames). Jeder Rahmen enthält  $F$  Slots (Abbildung II-13). Ein Slot entspricht der Sendezeit eines Steuerpakets. Jeder Rahmen ist aufgeteilt in die ersten  $M$  Slots und die übrigen  $(F-M)$  Slots. In den ersten  $M$  Slots werden Steuer- und Datenpakete gleichzeitig übertragen ohne räumliche Wiederverwendung der Wellenlängen. Um Empfängerkollisionen der Steuerpakete zu vermeiden werden alle Empfänger so abgestimmt, um einen der LED Slices während der ersten  $M$  Slots zu empfangen. Aufgrund der Routingeigenschaften des AWGs können nur Knoten während eines Rahmens Steuerpakete senden, welche an demselben AWG Eingangsport angeschlossen sind. Knoten an unterschiedlichen AWG Eingangsports senden ihre Steuerpakete in unterschiedlichen Rahmen. Genauer gesagt, alle Knoten welche an AWG Eingangsport  $o$ ,  $1 \leq o \leq D$ , angeschlossen sind senden ihre Steuerpakete in Rahmen  $o$  eines Zyklus. Dementsprechend können Knoten Steuerpakete nur in einem Rahmen pro Zyklus übertragen. Während der ersten  $M$  Slots von Rahmen  $o$  können Steuer- und Datenpakete von Knoten übertragen werden, welche an AWG Eingangsport  $o$  angeschlossen sind. Aufgrund der Routingeigenschaften des AWGs können Übertragungen von anderen Knoten während diesem Zeitintervall nicht empfangen werden. Demzufolge können Knoten welche sich an anderen AWG Eingangsports befinden keine Datenpakete während diesem Zeitintervall senden. Wellenlängen können also während diesem Zeitintervall räumlich nicht wieder verwendet werden. Deshalb können Datenpakete welche länger als  $(F-M)$  Slots sind nur in solchen Rahmen übertragen werden, in welchen die entsprechenden Knoten auch ihre Steuerpakete übertragen können. In den letzten  $(F-M)$  Slots jedes Rahmens werden keine Steuerpakete gesendet. Da die Empfänger nun frei abzustimmen sind können Datenpakete zwischen jedem beliebigen Paar von Quell- und Zielknoten übertragen werden, vorausgesetzt die Datenpakete sind nicht länger als  $(F-M)$  Slots. Dies ermöglicht die räumliche Wiederverwendung der Wellenlängen.

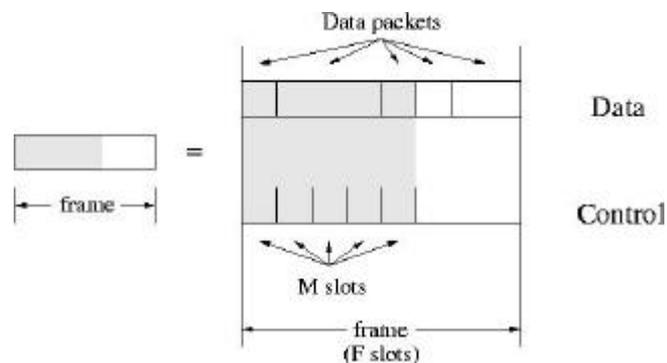


Abbildung II-13 – Rahmenformat.

Wenn ein Datenpaket von einem Knoten erzeugt wird, welcher an AWG Eingangsport  $o$  angeschlossen ist, dann sendet der Knoten mit seiner LED ein Steuerpaket in einem der ersten  $M$  Slots des Rahmens welcher AWG Eingangsport  $o$  zugeordnet ist. Jedes Steuerpaket hat vier Felder: Zieladresse (unicast/multicast), Länge, Typ (Paketvermittlung/Leitungsvermittlung) und Fehlerkorrektur (FEC). Das Steuerpaket wird mit Hilfe einer modifizierten Version von slotted ALOHA übertragen. Slotted ALOHA ist einfach zu implementieren und ermöglicht eine leichte Hinzunahme zusätzlicher Knoten. Jeder Knoten empfängt alle Steuerpakete während der ersten  $M$  Slots jedes Rahmens. Somit ist jeder Knoten in der Lage nicht nur globales Wissen zu erwerben und aufrechtzuerhalten sondern auch zu erfahren, ob seine Reservierung erfolgreich war oder nicht. Diese Art von Reservierung erfordert eine Zeitverzögerung von einer halben end-to-end Roundtrip-Time (RTT). Im Fall einer Kanalkollision wird das entsprechende Steuerpaket im nächsten Zyklus mit Wahrscheinlichkeit  $p$  noch mal übertragen; mit Wahrscheinlichkeit  $(1-p)$  verzögert sich die wiederholte Übertragung um einen weiteren Zyklus. Kollisionsfrei übertragene

Steuerpakete werden von allen Knoten verarbeitet, wobei jeder Knoten denselben Scheduling Algorithmus verwendet. Der Scheduling Algorithmus versucht die entsprechenden Datenpakete innerhalb eines Zeitfensters von  $D$  Rahmen zu übertragen. Falls das Scheduling erfolglos ist wird das entsprechende Steuerpaket erneut übertragen. Um Skalierbarkeit auch unter sehr hohen Datenraten zu garantieren verwenden wir einen einfachen First-come First-served und First-fit Scheduling Algorithmus.

## II.3.2 Quellenmodelle

### II.3.2.1 Quellenmodell für Paketvermittlung ("Large Scale Web Traffic Model")

Für die Betrachtung von Medienzugriffen bezüglich Fairness und Effizienz in optischen Weitverkehrs-Netzen ist eine möglichst realistische Modellierung des Verkehrs wichtig. Während für die Modellierung einzelner kleiner Paketströme mit geringem Bandbreitebedarf die Annahmen von Poisson-verteiltem Verkehr ausreichen, trifft dies jedoch nicht für die Überlagerung vieler Ströme zu. Durch das Multiplexen vieler kleiner flows mit Pareto-verteilten Datenmengen entsteht selbst-ähnlicher Verkehr. Deswegen wurde eine große Anzahl von On/Off-Quellen gemultiplext. Diese Quellen erzeugen Verkehr mit konstanter Rate im On-Zustand, während die Periodendauern der On/Off Zustände heavy-tailed verteilt sind.

Es wurden zwei verschiedene Modelle betrachtet. Im ersten Model wurden die On/Off-Quellen durch ein http-Client/Server-Modell repräsentiert, wobei eine hohe Anzahl von Clients und Servern benötigt wurde, um einen hinreichend großen Durchsatz zu erzielen. Für das selbst-ähnliche Verhalten wurde die auf den Servern abrufbare Dateigröße mit der Pareto Verteilung modelliert.

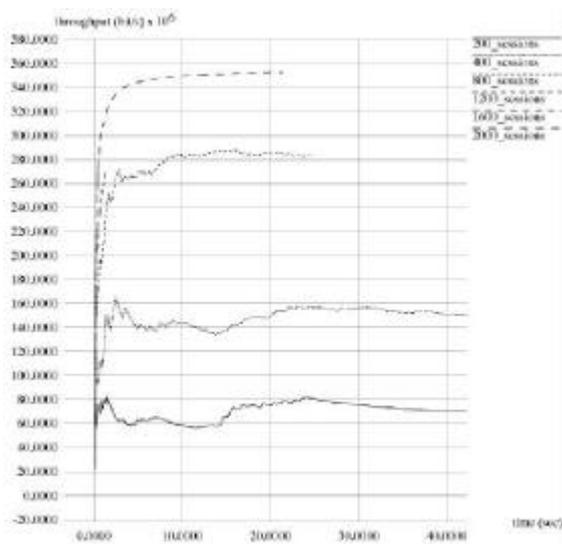


Abbildung II-14: 1. Model: Durchsatz über der Zeit

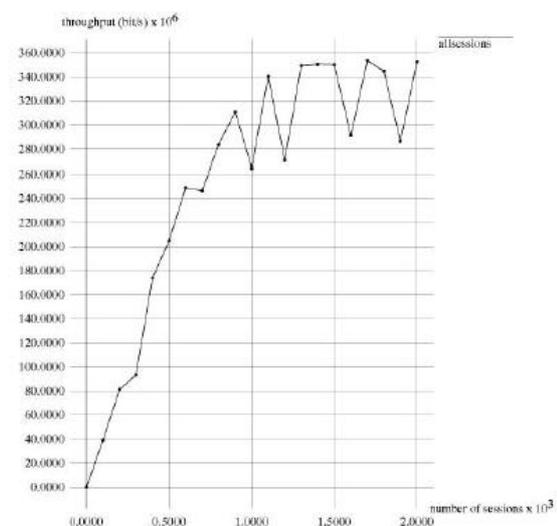


Abbildung II-15: Model 1: Durchsatz abhängig von der Anzahl der Sessions

Um eine Aussage über die Fairness machen zu können, sollte ein Fall mit hoher Last simuliert werden. Dazu mussten zunächst die Parameter des Lastmodells angepasst werden. Die Anzahl der Anfragen an die Server (die so genannten "Sessions") wurden dabei als Lastparameter verwendet. 1100 -1300 Sessions wurden für weitere Simulationen verwendet, da dadurch eine hohe Auslastung von ca. 50% als auch eine Durchführung der Simulationen in angemessener Zeit möglich war. Dieses erste Lastmodell war Bestandteil des Netzwerksimulators ns-2 und hatte den gravierenden Nachteil eines hohen Speicherkonsums durch das ständige Wechseln zwischen Tcl und C++ Instanzen. Deswegen wurde dieses Lastmodell nur für die Fairness-Untersuchungen am 5-Knoten-Netz verwendet.

Für die Leistungsbewertung eines 17-Knoten-AWG Netzes wurde die grundsätzliche Idee von ON/OFF-Quellen mit Pareto-verteilten Periodenlängen erneut benutzt. Allerdings wurde ein Lastmodell mit geringerem Speicher- und Rechenbedarf benötigt. Deswegen betrachteten wir im 2. Modell eine vereinfachte Variante: Es wurde verbindungsloser (UDP/IP) Verkehr mit Pareto-verteilten Zwischenankunftszeiten generiert, da vor allem das aggregierte Verhalten im Backbone modelliert werden sollte. Für realistische Paketgrößen wurde eine tri-modale Verteilung mit Paketlängen von 40, 532 und 1500 Byte modelliert. Die mittleren Werte der Auslastung entnahmen wir den Traces von caida.org, die Langzeitanalysen einer OC48 Verbindung auf ihren Web-Seiten veröffentlichen.

### II.3.2.2 Quellenmodell für aggregierten IP-Weitverkehr

Die Simulation von Paketnetzen stößt bei Glasfasermedien mit vielen hochbitratigen Wellenlängen sehr schnell an ihre Grenzen: um geringe Paketverlustwahrscheinlichkeiten statistisch verlässlich verifizieren zu können, müssen viele Pakete übertragen werden. An der TU München wurde deshalb - als Grundlage für die Entwicklung und Simulation paketvermittelnder optischer Netzkonzepte - ein Quellenmodell für aggregierten IP-Weitverkehr entwickelt, das die IP-charakteristische Paketlängenverteilung mit langzeitabhängiger Verteilung der Zwischenankünfte verbindet.

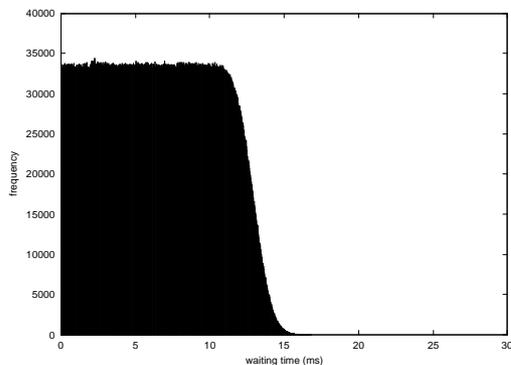


Abbildung II-16 - Wartezeit der IP-Pakete (PDF)

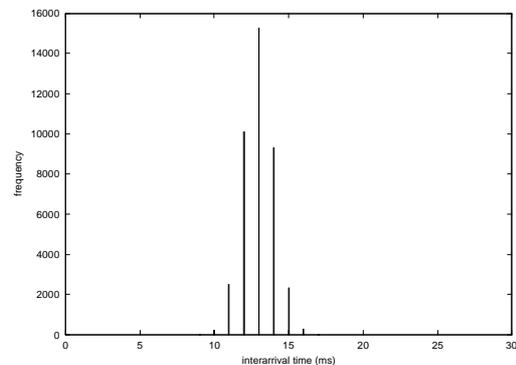


Abbildung II-17 - Zwischenankunftszeit der optischen Aggregate (PDF)

In einem ersten Schritt wurde eine ON-OFF IP-Verkehrsquelle modelliert, deren Verteilung der Paketgröße (entspricht der Haltedauer) aus veröffentlichten Messungen von IP-Weitverkehr [MC00] übernommen wurde. Die Zwischenankunftszeit wurde Pareto-verteilt modelliert, und die Anpassung der mittleren Zwischenankunftszeit ermöglicht die flexible Steuerung des Verkehrsangebots.

Aggregierter IP-Verkehr wurde dadurch erzeugt, dass viele Instanzen der dargestellten ON-OFF Verkehrsquelle überlagert und gemeinsam angesteuert wurden. Dies stellt eine Möglichkeit dar, IP-Weitverkehr durch einen selbstähnlichen Prozess relativ einfach zu erzeugen.

Grundlegende statistische Eigenschaften wie die Langzeitabhängigkeit des Verkehrsangebots werden adäquat nachgebildet, da selbstähnliche Prozesse die einfachsten Modelle mit Langzeitabhängigkeit darstellen. Zur Verifikation der realistischen Modellierung wurden eigene Korrelations- und Varianzanalysen angefertigt um sicherzustellen, dass die vorgegebenen statistischen Eigenschaften auch wirklich nachgebildet werden.

Die o.a. Überlagerungsmethode würde hohen Rechenaufwand zur Laufzeit einer Simulation erzeugen. Daher werden die statistischen Eigenschaften des *aggregierten* Verkehrs gemessen und nur noch diese zur Laufzeit verwendet.

Es konnte durch Messung gezeigt werden, dass auch starke Langzeitabhängigkeit des zugrunde gelegten IP-Verkehrs bei Aggregation vieler IP-Pakete zu optischen Paketen derart abgeschwächt wird, dass bei der

Simulation optischer Kernnetze kaum noch Unterschiede zu den bisher üblichen Poisson-Verkehrsmodellen besteht.

Simulationen paketvermittelnder optischer Netze können mit der aggregierten Weitverkehrsquelle mehrere 100 Mal schneller ablaufen, da nicht mehr jedes IP-Einzelpaket, sondern nur noch die IP-Paketaggregate als optische Pakete durchgesetzt werden. Umgekehrt ergibt sich bei gleicher Laufzeit einer Simulation die Möglichkeit, die Paketverlustwahrscheinlichkeit um mindestens zwei Größenordnungen genauer verifizieren zu können.

### II.3.3 Netzmodelle

#### II.3.3.1 Dispersives und nichtlineares Glasfasermodell

An der TU München wurde das Modell eines WDM-Übertragungssystems entwickelt, das Aussagen über die Signalqualität am Empfänger (d.h. die Bitfehlerwahrscheinlichkeit, BER) ermöglicht. Ein solches System besteht aus einer Kaskade von Normsektionen, die per nichtlinearer Optimierung auf maximales optisches Signal-Rausch-Verhältnis (OSNR) eingestellt sind. Eingangsparameter des Optimierungsvorganges sind die Eigenschaften der verwendeten Fasertypen, der Verstärker und des zugrunde gelegten ITU-Frequenzrasters. Das Modell berücksichtigt folgende Effekte/Eigenschaften:

- Faserdämpfung und Verstärkerrauschen (Amplifier Spontaneous Emission, ASE)  
Faserdämpfung und Verstärkerrauschen können für verschiedene Fasertypen betrachtet werden. Ziel ist es, aus heterogenen Fasertypen aufgebaute Netze homogen darstellen zu können und somit verschiedene Planungs- und Routingverfahren (z.B. zur Bereitstellung und Ersatzschaltung von Wellenlängenpfaden) darauf aufzusetzen.
- Verstärkungssättigung  
Faserverstärker werden schon in heutigen DWDM-Netzen geregelt, um die Verstärkung konstant zu halten. Dies ist deshalb vonnöten, da diese Verstärkung ansonsten mit zunehmender Eingangsleistung sinkt (Verstärkungssättigung). Dem verwendeten Verstärkermodell ist eine konstante Verstärkung vorgegeben; die nötige Änderung in der Sättigungsleistung wird jeweils neu berechnet und steht für Managementzwecke zur Verfügung.
- Chromatische Dispersion (GVD), Selbstphasenmodulation (SPM)  
Hochbitratige Übertragungssysteme sind aufgrund der kurzen Lichtpulse von kurzer Reichweite, sofern nicht in regelmäßigen Abständen eine Dispersionskompensation stattfindet. Das Fasermodell ermittelt aus der Faserdispersion und der Dispersionskompensation die Restdispersion, und zwar wellenlängengenau. Zusätzlich ist der nichtlineare Effekt der Selbstphasenmodulation (SPM) mit einbezogen, der bei hohen Faserleistungen die Auswirkungen der Chromatische Dispersion durch Chirping (Auseinanderlaufen der spektralen Komponenten von Lichtpulsen) verstärkt.
- Polarisationsabhängige Dispersion (PMD)  
Im Gegensatz zur GVD ist bei der PMD normalerweise keine regelmäßige Kompensation notwendig. Trotzdem muss die PMD der Lichtsignale berechnet und beim Überschreiten von Grenzbedingungen (Überlappung aufeinander folgender Impulse) das Signal elektrisch terminiert werden.
- Raman-Streuung (SRS)  
SRS ist ein Streueffekt, der bei hoher Lichtleistung in der Faser auftritt und zur kohärenten Verstärkung niederfrequenter Wellenlängenkanäle führt - dies zu Lasten höherfrequenter Wellenlängenkanäle. Bei Einhaltung von Mindestanforderungen tritt der Effekt nur geringfügig auf; zugleich ist damit der schwächere Effekt der Brillouin-Streuung (SBS) ausgeschlossen.
- Vierwellenmischung (FWM)

Auch die FWM, also die Mischung von Frequenzen aus jeweils drei anderen Frequenzen, wird nur auftreten, wenn die Lichtleistung in der Faser zu hoch ist. Das Fasermodell berechnet auch hier die einzuhaltenden Mindestanforderungen; bei deren Beachtung tritt die FWM in nur geringen Maße auf.

Die o.a. Störeffekte sorgen generell für die Verschlechterung der Signalqualität am Empfänger, die im gewissen Maß durch entsprechende Leistungsaufschläge am Sender kompensiert werden können. Dies erfordert aber andererseits die Einhaltung einer maximalen Übertragungsbitrate, bzw. einer maximalen Fasereingangsleistung.

Im Folgenden sind die entsprechenden Maximalwerte für ein C-Band-System mit 40 Wellenlängen à 10 Gbit/s zu sehen, wenn jeder der betrachteten Effekte für sich mit 1dBm Leistungsaufschlag am Sender auszugleichen ist.

In Abbildung II-18 zeigt sich der Einfluß der chromatischen Dispersion (GVD). Die Restdispersion hat zwei Nulldurchgänge, wo kaum eine Beschränkung stattfindet. Da die zugrundegelegten Fasertypen nicht ideal aufeinander abgestimmt sind, erfahren die Randwellenlängen die stärkste Bitratenbeschränkung.

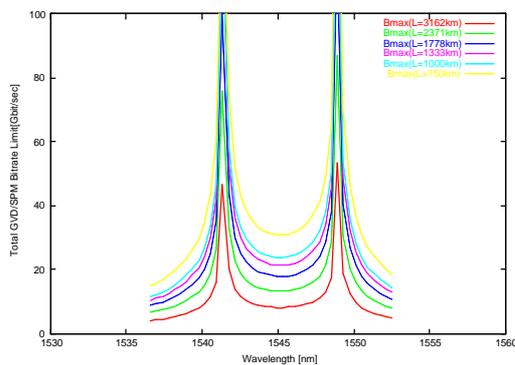
Abbildung II-19 zeigt eine ähnliche Bitratenbeschränkung, die aus der PMD resultiert. Da die benutzten Fasertypen neueren Herstelldatums (nach 1993) sind, schränkt die PMD die Übertragung bei 10Gbit/s erst bei äußerst großen Entfernungen ein.

Aus Abbildung II-20 ist ersichtlich, daß FWM im betrachteten System erst ab einer Fasereingangsleistung von ca. 20-25dBm einen Leistungsaufschlag von 1dB am Sender erfordert. Der Bereich wird jedoch aufgrund der maximalen Eingangsleistung der optischen Faserverstärker (0dBm) und wegen der Optimierungsrechnung, die die Verstärkungswerte so niedrig wie möglich hält, nie erreicht.

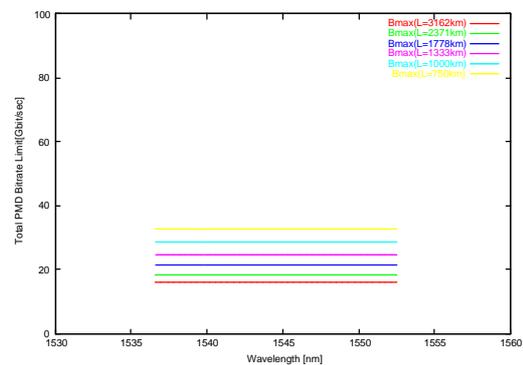
Eine stärkere Einschränkung stellt dagegen die SRS (Abbildung II-21) dar, die das WDM-System bei kleinen Wellenlängen (hohen Frequenzen) schon ab 5dBm an seine gesteckten Grenzen stoßen läßt.

Neben dem Verstärkerrauschen fand die Gesamtheit aller Fasereffekte Eingang in Abbildung II-22, wo sich zeigt, daß auf der betrachteten WDM-Übertragungsstrecke lediglich GVD/SPM und SRS signifikant auf die Signalqualität einwirken. Für andere Fasern, Verstärker oder Frequenzraster kann sich dies aber u.U. quantitativ sehr stark ändern.

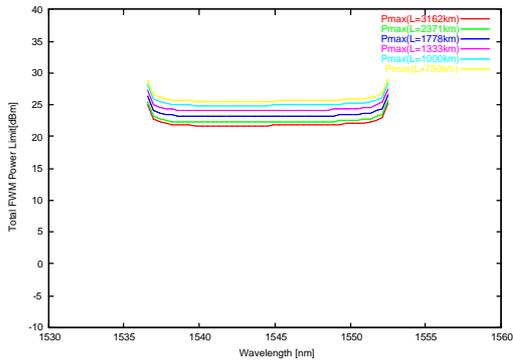
Das Modell ermöglicht außerdem genauere Aussagen zur Übertragungsqualität über mehrere Zwischenknoten hinweg, wie sie im Zusammenhang mit der Bereitstellung und Ersatzschaltung von Verbindungen in photonischen Netzen vonnöten sind, sowie für zukünftige Netzplanungs-/Verkehrslenkungsaufgaben. Das Modell wurde vor dem Hintergrund paketvermittelter Netze (OPS) entwickelt, eignet sich jedoch gleichermaßen für Wellenlängenvermittlung und Burstvermittlung (OBS).



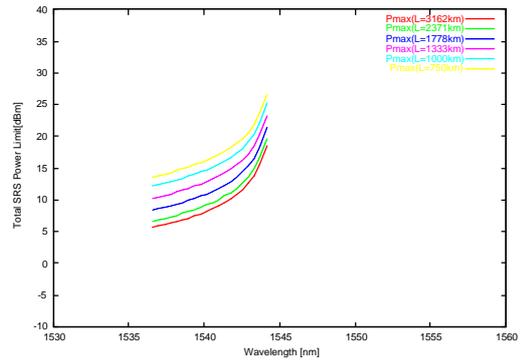
**Abbildung II-18 – Bitratenbeschränkung durch GVD und SPM (bei 1dB Penalty)**



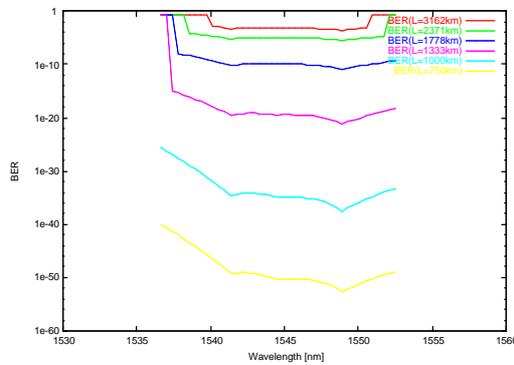
**Abbildung II-19 – Bitratenbeschränkung durch PMD (bei 1dB Penalty)**



**Abbildung II-20 – Beschränkung der Fasereingangsleistung durch FWM (bei 1dB Penalty)**



**Abbildung II-21 – Beschränkung der Fasereingangsleistung durch SRS (bei 1dB Penalty)**



**Abbildung II-22 – Bitfehlerwahrscheinlichkeit aufgrund von ASE, GVD, PMD, SPM, FWM und SRS**

## II.3.4 Leistungsbewertungen

### II.3.4.1 Leistungsbewertung eines paketvermittelten 17-Knoten Netzes

Für die Leistungsbewertung eines paketvermittelten 17-Knoten-Netzes wurde die Topologie aus Abbildung II-38 gewählt. Die dazugehörige Verkehrsmatrix (Abbildung II-23) gibt nicht nur die Distanz zwischen einzelnen Knoten sondern auch die Kapazität der optischen Links in STM-16 Äquivalenzen an.

Diese Topologie wurde auf ein AWG-basierendes WDM Netzwerk abgebildet. Das bedeutet, dass alle 17 Knoten mit einem AWG verbunden werden. Die Position des AWGs wurde geographisch in der Mitte des Netzes angenommen.

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
0	X	1	1	1													
1	30	X	2	1			1			1		1	1				
2		34	X	4			3	1		4		5	1				
3	31		73	X			3	1		4		3					
4					X	2	1			2		1				1	1
5					145	X	2			3		3	1		1	1	1
6					255		X	1	2	3		1	1			1	
7							95	X		1							
8								120	X			2					
9				183	246	215	133	100		X		5	1				2
10											X	1	1	1			
11			152			294				262	71	X	2	1	2	2	1
12												X	1	1	1	1	
13											53		62	X		1	
14													72		X	1	
15															119	X	1
16						220						187	156			149	X

Abbildung II-23: Topologie und Verkehrsmatrix des simulierten 17-Knoten AWG-Netzes, STM-16 äquivalente Kapazität, Distanz zwischen Knoten [km]

Als Lastmodell wurde die zweite, vereinfachte Version des "Large-Scale Webtraffic Models" benutzt, um die Natur des selbst-ähnlichen Verkehrs zu berücksichtigen und um effiziente Simulationen durchführen zu können.

Das Ziel ist die Optimierung der maximalen Auslastung der Links auf ein Minimum, was bedeutet, daß die Wellenlängen so gewählt werden, dass möglichst wenige Paketverluste auftreten.

Die Ergebnisse waren nicht befriedigend hinsichtlich der Dauer der einzelnen Simulationen. Offensichtlich waren die erzeugten Verkehrsströme so groß und burst-artig, dass das eingesetzte Verfahren zur automatischen Berechnung von Konfidenzintervallen nicht mehr terminierte. Die in Abbildung II-24 gezeigten Kurven stellen den Durchsatz im 17-Knoten-Netz im Verhältnis zur angelegten Last dar, zeigen also sehr hohe Paketverlustraten.

Offensichtlich sind andere Modellierungsverfahren notwendig, um aggregierten IP-Verkehr zu simulieren. Hierbei muss dann wohl auf die Simulation von Fairness-Algorithmen verzichtet werden.

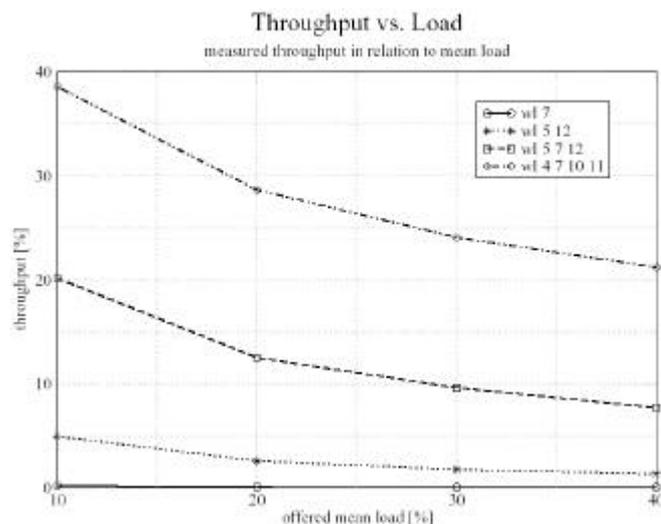


Abbildung II-24: Relativer Durchsatz im 17-Knoten-Netz. Die dargestellten Ergebnisse zeigen sehr hohe Verlustraten und deuten auf eine Unterdimensionierung des Netzes hin.

### II.3.4.2 Leistungsbewertung eines wellenlängenselektiven paketvermittelten Single-Hop Metronetzes

In diesem Kapitel zeigen und diskutieren wir ein paar demonstrative Beispiele zur Leistung des oben beschriebenen Netzwerks und Reservierungsprotokolls. Ausführliche Informationen zu den gemachten Annahmen in den Analysen und Simulationen sowie zusätzliche Ergebnisse können in [SMRW03] und [MSR03] gefunden werden.

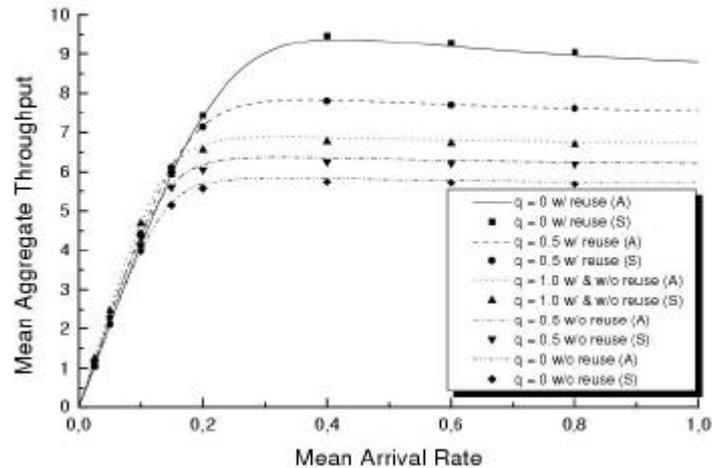


Abbildung II-25 - Mittlerer Netzdurchsatz (Pakete pro Rahmen) über mittlerer Ankunftsrate (Paket pro Zyklus) mit und ohne räumlicher Wiederverwendung von Wellenlängen für unterschiedliche Anteile langer Datenpakete  $q$ .

Abbildung II-25 zeigt den positiven Einfluss von räumlicher Wiederverwendung von Wellenlängen auf den mittleren Netzdurchsatz für Datenpakete variabler Länge. Die Abb. zeigt den mittleren Netzdurchsatz (gegeben in Pakete pro Rahmen) über der mittleren Ankunftsrate (gegeben in Paket pro Zyklus) mit und ohne räumlicher Wiederverwendung von Wellenlängen für unterschiedliche Anteile  $q \in \{0, 0.5, 1.0\}$  von Datenpakete der Länge  $F$  Slots. Für  $q=1.0$ , d.h. alle Datenpakete haben eine Länge von  $F$  Slots, ist der mittlere Gesamtdurchsatz gleich sowohl mit als auch ohne räumliche Wiederverwendung von Wellenlängen. In diesem Fall sind die Datenpakete zu lang, um in den  $(D-1)$  Rahmen, in welchen die entsprechenden Knoten keine Steuerpakete senden und räumliche Wellenlängenwiederverwendung möglich ist, gescheduled werden zu können. Demzufolge bleiben diese Rahmen ungenutzt. Für  $q=0.5$  sind 50% der Datenpakete  $F$  Slots lang und 50% der Datenpakete sind  $(F-M)$  Slots lang. Die letzteren Datenpakete können nun von der räumlichen Wiederverwendung der Wellenlängen profitieren, indem sie in den oben erwähnten  $(D-1)$  Rahmen übertragen werden. Demzufolge können nun mehr Datenpakete übertragen werden und der Netzdurchsatz wird erhöht. Ohne Wellenlängewiederverwendung sinkt hingegen der mittlere Netzdurchsatz, da einige Wellenlängen aufgrund der kürzeren Datenpakete nicht vollständig genutzt werden. Für  $q=0$  ist der Nutzen von räumlicher Wiederverwendung der Wellenlängen noch deutlicher zu sehen.

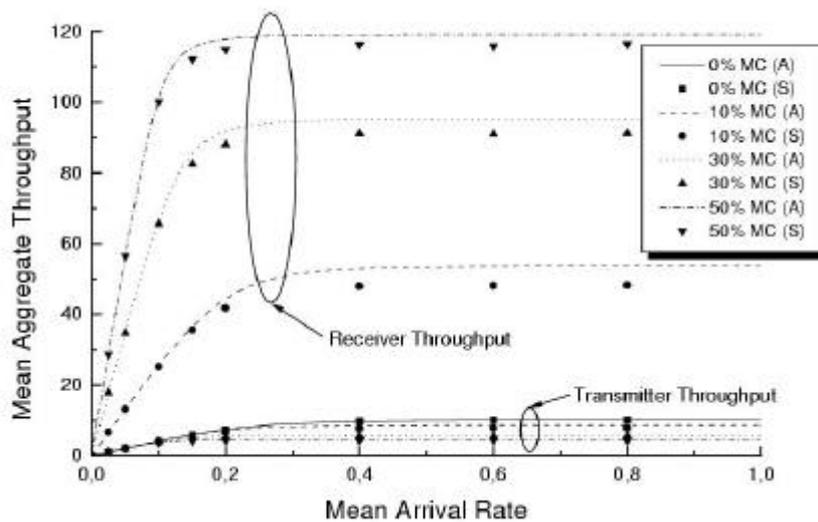


Abbildung II-26 – Mittlerer Netzsender- und Netzempfängerdurchsatz (mittlere Anzahl der sendenden/empfangenden Knoten) über der mittleren Ankunftsrate (Paket pro Zyklus) für unterschiedliche Anteile von Multicastverkehr.

Abbildung II-26 zeigt den mittleren Netzsenderdurchsatz (gegeben als mittlere Anzahl der sendenden Knoten) und mittleren Netzempfängerdurchsatz (gegeben als mittlere Anzahl der empfangenden Knoten) für unterschiedliche Anteile von Multicastverkehr (MC). Für 0% Multicastverkehr, d.h. alle Datenpakete sind Unicastpakete, Senderdurchsatz ist gleich Empfängerdurchsatz. Für zunehmenden Multicastverkehrsanteil ( $MC > 0\%$ ) steigt der Empfängerdurchsatz stark und der Senderdurchsatz leicht an. Dieses Ergebnis zeigt den Nutzen des gleichzeitigen Sendens von Multicastdatenpaketen und Steuerpaketen in den ersten  $M$  Slots jedes Rahmens.

#### II.3.4.3 Leistungsbewertung in OPS-Netzen

An der TU München wurde zu Verifikationszwecken ein paketbasierter Simulator entworfen, der neben diversen Vermittlungsverfahren (Faser-, Wellenlängen- und Zeitschlitzvermittlung) auch die optische Pufferung mittels Faserverzögerungsleitung (FDL) beherrscht.

Besonderes Augenmerk wurde darauf gelegt, daß nicht eine fixe Simulationsdauer vorgegeben ist, sondern daß der Simulator so lange rechnet, bis er einen vorgegebenen maximalen statistischen Fehler unterschreitet, so daß die Ergebnisse auch eine definierte Konfidenz besitzen (siehe auch [MSR03]).

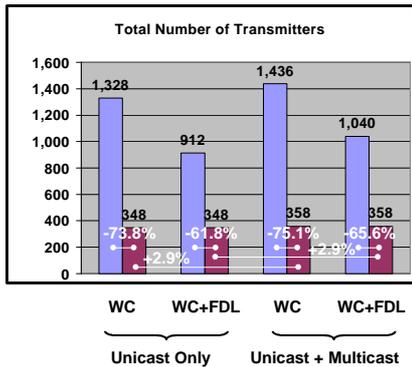


Abbildung II-27 – Transmittereinsparung durch Wellenlängenkonversion und/oder Pufferung

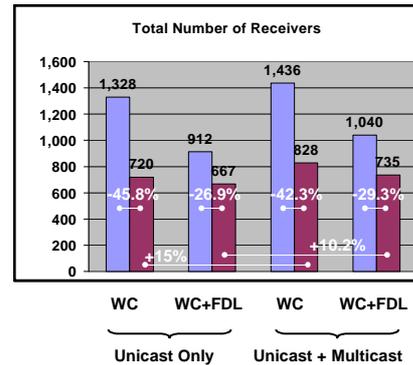


Abbildung II-28 – Empfängereinsparung durch Wellenlängenkonversion und/oder Pufferung

Dasselbe gilt natürlich auch für die Aufwärmzeiten, die bei paketbasierten Simulationen unbedingt einzuhalten sind, da sonst falsche Ergebnisse erzielt werden: Bevor mit Messungen begonnen wird, muss sich erst der Lastzustand einstellen, für den eine Aussage getroffen werden soll. Auch dies wird vom entwickelten Simulator beherrscht.

Ziel der Untersuchungen ist, das Prinzip der paketvermittelten photonischen Netze grundlegend zu hinterfragen, welches im Wesentlichen durch Kosteneinsparungen motiviert ist. Photonische Netze führen nicht notwendigerweise an jedem Zwischenknoten der Übertragung eine Regeneration des optischen Signals durch, d.h. der Wellenlängenpfad kann sich – im Gegensatz zu heutigen optischen Netzen – über mehrere Knoten hinweg erstrecken. Jedoch existiert derzeit keine endgültige Aussage über die Technologiekosten (CAPEX) im Vergleich zu konventionellen optischen Netzen.

Simulationsergebnisse anhand des COST239-Referenznetzes wurden am TransiNet-Workshop 2003 in München präsentiert (s. Abbildung II-27, Abbildung II-28). Die linken (blauen) Balken repräsentieren heutige Punkt-zu-Punkt-Netze, während die rechten (violetten) Balken für photonischen paketvermittelten Netzbetrieb stehen. Letzterer offenbart beträchtliches Kostensenkungspotential, dem ggf. höhere Kosten bei anderen optischen Komponenten (Wellenlängenkonverter) gegenüberstehen. Die Untersuchungen wurden mit einer Konfidenz von 0.99 berechnet, die zugehörigen Konfidenzintervalle verschwinden nahezu.

Der Simulator ermöglicht Untersuchungen speziell in solchen Fällen, in denen die gewünschten Ergebnisse einer analytischen Berechnung (noch) unzugänglich sind, z.B. aufgrund verfälschender Eingriffe in eine gedächtnislose Verkehrsstatistik, wie sie beispielsweise die Pufferung von optischen Paketen mittels Faserverzögerungsleitungen mit sich bringt.

## II.3.5 Multicasting

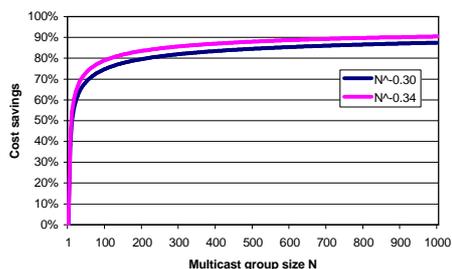
### II.3.5.1 Effizienzgewinn durch Multicasting

Die Motivation der Nutzung von Multicasting zum simultanen Versenden multimedialer Daten an *ausgewählte* Empfänger stand im Mittelpunkt dieses Arbeitspaketes. Multicasting steht zwischen Unicasting und Broadcasting, da Unicasting eine Beziehung zwischen dem Sender und *einem* Empfänger darstellt, und Broadcasting sich an *alle* Empfänger richtet. Zumindest in der Theorie werden Netzressourcen durch Multicasting höchst effizient beansprucht. Da im heutigen Internet keine wirklich skalierbaren, hochbitratigen Verteildienste vorhanden sind, gibt es hier ein beträchtliches Potenzial zur Effizienzsteigerung.

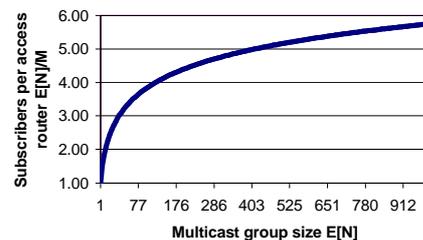
Im Vergleich mit Unicasting reduziert sich neben der Übertragungskapazität auch die aufzubringende Vermittlungsleistung in den Netzknoten, da nur einmal versandte Daten auch nur einmal weitervermittelt werden müssen. Der Effizienzgewinn von Multicasting im Vergleich zur Unicastübertragung wurde durch

die Verknüpfung einer Kostenmetrik (Chuang und Sirbu [CS98]) mit einer Effizienzmetrik (Chalmers und Almeroth [CA01]) abgeschätzt. In der resultierenden „Lernkurve“ erzeugen zusätzliche Empfänger abnehmende inkrementelle Kosten, d.h. dass sich umso größere Einsparungen an Übertragungskapazität ergeben, je größer die Zielgruppe ist. Bei 100 Empfängern ergeben sich 70-80% Effizienzgewinn, und bei 1000 Empfängern nähert sich die Effizienzkurve der 90%-Marke (s. Abbildung II-29).

Des Weiteren wurde untersucht, ab wann keine weiteren inkrementellen Kosten je zusätzlichem Nutzer anfallen (Sättigung des Multicast-Verteilbaumes). Dies wurde modelliert als Stichprobenentnahme aus einer zweigeteilten Population von Zugangsknoten, d.h. die entweder schon im Multicast-Baum vertreten sind oder noch nicht. Als Ergebnis der Abschätzung ergab sich, dass ab etwa vier (sechs) Empfängern je Zugangsknoten der Verteilbaum für Empfängergruppen mit Größe 100 (1000) voll ausgeprägt ist (s. Abbildung II-30).



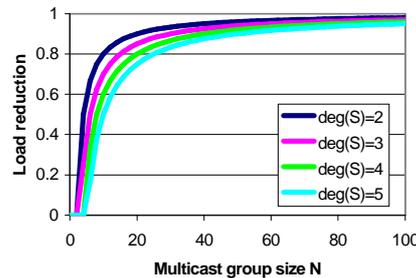
**Abbildung II-29 – Kostensenkungspotential von Multicastübertragung**



**Abbildung II-30 - Vollausbildung des Multicast-Verteilbaumes**

Die höchste Kapazitätseffizienz erreicht man mit Multicasting-Verfahren dann, wenn die zu übertragenden Daten möglichst lange als Einheit übertragen werden und erst spät, d.h. nahe der Empfänger, vervielfacht werden, um jedem Empfänger seine Kopie der Daten zur Verfügung zu stellen. In paketvermittelten Netzen werden diese Kopien üblicherweise sequentiell erzeugt, was zum einen zu zusätzlichen Latenzzeiten führt und zum anderen den Netzknoten eine höhere Leistung abverlangt.

Dies trifft im Grundsatz auch auf Multicastübertragung zu, jedoch wird hier die Vervielfachung der Datenpakete über das Netz verteilt, d.h. überall dort, wo der Multicast-Verteilbaum verzweigt, findet auch eine Replikation der Daten statt. Also wird der Sender sowohl von der Vervielfachung als auch von der Weiterleitung der replizierten Pakete entlastet, zu Gunsten einer gleichmäßigeren Arbeitsteilung unter den Vermittlungsknoten (s. Abbildung II-31).



**Abbildung II-31 – Entlastung des Senders bei Multicastübertragung**

Im Falle von *optischen* Netzen besteht zudem die Möglichkeit, die Vervielfachung der Daten durch Aufspaltung der optischen Leistung des Datensignals zu erreichen, d.h. die Replikation des Datensignals „passiert“ indem man das Datensignal durch geeignete optische Splitter führt, die an den Netzknoten zur Verfügung gestellt werden. Der dabei eingehandelte Leistungsverlust der resultierenden optischen Signale ist letztendlich mit zusätzlicher Verrauschung aufgrund optischer Verstärkung zu bezahlen.

#### II.3.5.2 Platzierungsheuristik für Splitter und Regeneratoren

Ziel dieser Arbeit der TU München war die Platzierung optischer Komponenten in WDM-Netzen, die den Aufbau von Multicast-Verteilbäumen in photonisch betriebenen Netzen ermöglicht. Die Heuristik ist gleichermaßen für Wellenlängen- und Paketvermittlung (OPS) verwendbar.

Im photonischen Netzen werden optische Signale ggf. über mehrere Zwischenknoten hinweg übermittelt, was die Einsparung vieler, relativ teurer OEO-Konverter ermöglicht. Multicasting bewerkstelligt man am einfachsten mittels passiver Splitter an ausgesuchten Zwischenknoten. Die Aufspaltungsverluste addieren sich zu der ohnehin vorhandenen Faserdämpfung, und die erforderliche höhere Signalverstärkung beeinträchtigt aufgrund des Verstärkerrauschens die Signalqualität zusätzlich. Wird dessen Mindestniveau unterschritten, so muss doch wieder auf OEO-Konversion (Regeneration) zurückgegriffen werden. Diese Zusammenhänge können durch den Algorithmus auf beliebige Netztopologien übertragen werden.

Zunächst wurden verschiedene Algorithmen zum Multicast-Routing hinsichtlich Kriterien wie Komplexität (Laufzeit), Kosten (Kapazität), Verzögerung und Skalierbarkeit untersucht. Die Wahl für das vorgegebene Routing fiel auf die Kürzeste-Pfad-Heuristik, da sie mit überschaubarer Komplexität Lösungen liefert, deren Überlagerung grundsätzlich auch Mehrpunkt-Übertragung ermöglicht. Des Weiteren ist Signalqualität in optischen Netzen sehr stark mit der Übertragungsdistanz korreliert.

Zunächst werden aus einer gegebenen Netztopologie solche Kanten entfernt, die für die hochbitratige optische Übertragung zu lang sind, d.h. für die das minimal notwendige optische Signal-Rausch-Verhältnis (OSNR) am Empfänger nicht eingehalten werden kann. Über die Resttopologie wird der Kürzeste-Pfad-Spannbaum (SPT) berechnet. An Verzweigungen des Verteilbaums werden optische Splitter platziert. Dann wird der Verteilbaum vom Sender aus durchlaufen und sukzessive das OSNR überwacht. Wird das Unterschreiten des minimalen OSNR festgestellt, so erfolgt ein Rückschritt zum vorhergehenden Knoten, wo ein Regenerator platziert wird. Die Heuristik terminiert, wenn der Spannbaum vollständig abgearbeitet ist.

Als Ergebnis erhält man einen Broadcast-Verteilbaum – es wird also sichergestellt, dass potentiell alle Knoten an den gerouteten Multicastübertragungen gleichzeitig partizipieren könnten („worst case“). Falls mehrere simultane Übertragungen stattfinden sollen, muss die angenommene EDFA-Verstärkung auf den optischen Fasern adäquat reduziert werden, da die Faserverstärker endliche Energiereservoirs haben und sich die Verstärkung auf die Anzahl gleichzeitig übertragener optischer Signale aufteilt. Die Zahl der

platzierten Splitter und Regeneratoren lässt sich zudem reduzieren, wenn man den Bündelgewinn mit einbezieht, d.h. ausnutzt, dass statistisch gesehen die Multicastübertragungen nie alle gleichzeitig stattfinden.

Beim dargestellten Verfahren der Aufteilung der optischen Signalleistung entlang baumartiger Verteilstrukturen macht sich negativ bemerkbar, dass die mehrfache Teilung eines optischen Signals zu rapidem Leistungsverlust führt, was aufgrund der analogen Signalverarbeitung nur unter Inkaufnahme von erhöhtem Rauschen kompensiert werden kann.

Alternativ dazu wurde daher in Anlehnung an das "Problem des Handlungsreisenden" ein Verfahren entwickelt, das die Empfänger nacheinander bedient und dort lediglich das Signal anzapft. Rechnerisch konnte eine Verdopplung der maximalen Empfängerzahl nachgewiesen werden, die vor allem auf dem effizienten Umgang mit der optischen Leistung beruht. Die Lösung ermöglicht die einfache Nachrüstung der optischen Knoten für optischen Multicastverkehr, erfordert jedoch eine akkuratere Modellierung und Berechnung der in optischer Faser vorhandenen Störeffekte, weil über weitaus längere Distanzen hinweg übertragen wird.

## **II.4 Routing und Resilience**

### **II.4.1 Link-State Routing für WDM-Netze**

Bei der Einführung einer verteilten GMPLS-Steuerebene in ASONs stellen Konzepte zur Implementierung der Verkehrslenkung basierend auf IP-basierten Protokollen sowie deren Leistungsfähigkeit zentrale Fragestellungen dar. Nach einer Aufarbeitung bestehender Standards und wissenschaftlicher Literatur zu den Gebieten WDM- und IP-Routing, Constraint-Based Routing und IP-Traffic Engineering wurden zustandsabhängige Verfahren der Verkehrslenkung und der Verteilung von Routing-Information entworfen und simulativ untersucht. Zur Leistungsbewertung wurde ein bestehendes WDM-Routing-Werkzeug um ein universell einsetzbares Routingmodul ergänzt, um sowohl Link-State als auch Distance-Vector-Protokolle, die beiden vorherrschenden Ansätze für verteiltes Routing im Internet, untersuchen zu können.

In der Leistungsbewertung wurden zunächst Metriken untersucht, mit denen die Belegung von WDM-Kanälen charakterisiert werden kann und die als Routinggewichte herangezogen werden können. Weiter wurden die Speicherung dieser Metriken in einer Routing-Datenbank sowie der Einfluss von Aktualisierungskriterien und -zyklen evaluiert.

Im Rahmen umfangreicher Simulationsstudien stellten sich sowohl für opake als auch voll-transparente Netze Bandbreite-Metriken als überlegen heraus, die die absolute Anzahl freier Wellenlängenkanäle auf den einzelnen Links berücksichtigen. Wie folgende Bilder exemplarisch zeigen, kann eine deutliche Verbesserung gegenüber statischen Verkehrslenkungsverfahren nur für den Fall ohne Wellenlängenkonversion (transparentes optisches Netz) festgestellt werden.

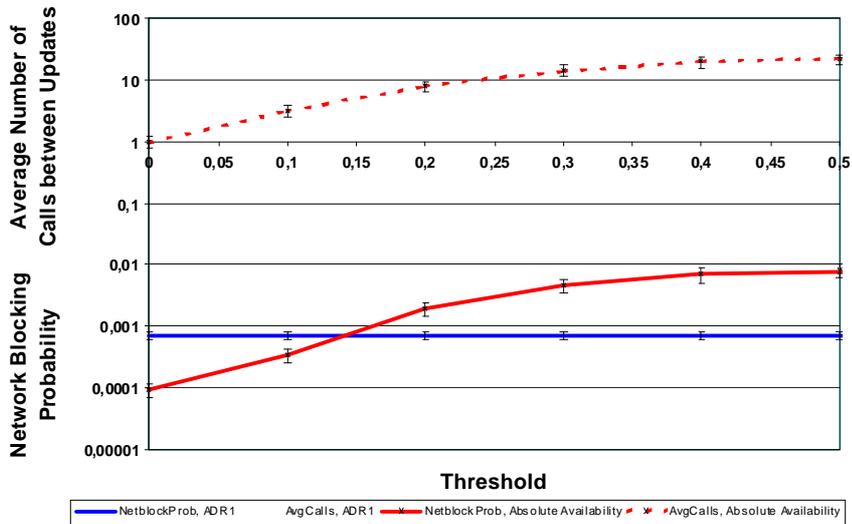


Abbildung II-32 : Netzblockierwahrscheinlichkeit und mittlere Anzahl Anforderungen zwischen Updates im transparenten Netz

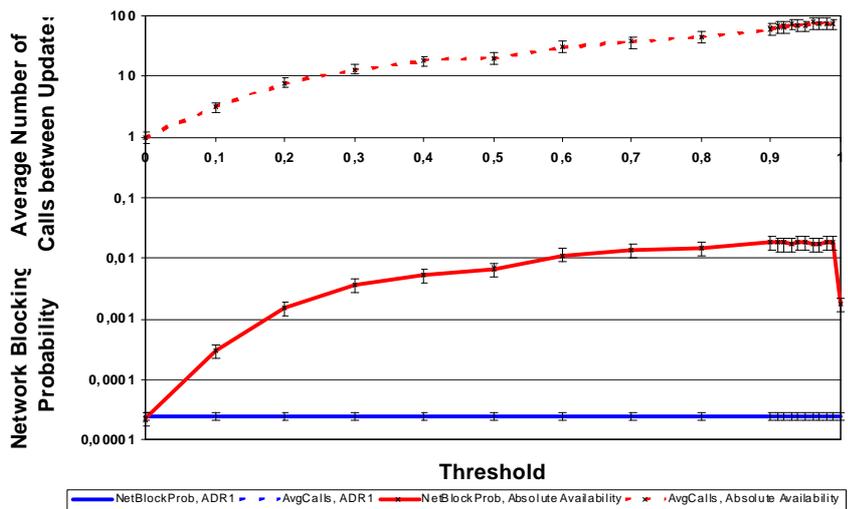


Abbildung II-33: Netzblockierwahrscheinlichkeit und mittlere Anzahl Anforderungen zwischen Updates im opaken Netz

Das Simulationswerkzeug, weitere Untersuchungen und Ergebnisse sind in [72] dokumentiert. Innerhalb dieser Aktivitäten fand ein Austausch zu Anforderungen und Ergebnissen mit der Firma Marconi Ondata statt.

#### II.4.2 SDH/WDM Multilayer Routing

Da die Granularität von WDM-Kanälen häufig für die Aufgaben des Verkehrsmanagements zu grob ist, sollen Ansätze zur optimierten Kombination einer elektrisch vermittelten SDH/MPLS-Ebene zur Verkehrskonsolidierung (Grooming) mit einer WDM-Transportebene Flexibilität und gleichzeitig Kosteneffizienz ermöglichen. Es wurden folgende Ansätze zur Integration der Verkehrslenkung betrachtet, die entsprechend der Interaktion der Steuerebenen wie folgt klassifiziert werden können:

- Overlay-Ansätze: die Verkehrslenkung findet für die SDH- und WDM-Schicht getrennt statt
- Kombinierte Ansätze: eine begrenzte Menge von Informationen aus beiden Schichten steht zur Verfügung und kann für die Verkehrslenkung kombiniert werden
- Peer-Ansätze: die Verkehrslenkung verfügt über vollständige Information aus beiden Schichten

Zur Untersuchung dieser Verfahren wurde ein Simulationswerkzeug für WDM-Routing erweitert und verschiedene Routing- und Groomingverfahren exemplarisch implementiert. Für die Verkehrslenkung mit einem kombinierten Ansatz in SDH/WDM-Multilayer-Netzen wurde ein neuartiges Routing-Verfahren „Weighted Integrated Routing“ (WIR) entworfen, das eine niedrigere Blockierwahrscheinlichkeit aufweist als bekannte Verfahren. Da WIR keine vollständige Netzsicht für die SDH und die WDM-Ebene benötigt, erfüllt es die Wünsche vieler Netzbetreiber nach der Vermeidung von Peer-Ansätzen. Es erzwingt keine vollständige Verschmelzung der Kontrollebenen von elektrischer und optischer Transportebene (wie es im Peer-Modell nötig wäre). Weiter wurden Fragestellungen der Netzdimensionierung und Simulationstechnik sowie spezielle Probleme der Verkehrslenkung bearbeitet. Die Ergebnisse dieser Untersuchungen sind in [63] und [71] dokumentiert und stellen die Grundlagen für deutlich weiterführende Arbeiten im Projekt MultiTeraNet Dynamo dar.

Das folgende Diagramm zeigt deutlich, dass erst mit einer ausreichenden Ausstattung der Multilayer-Knoten mit Transpondern, eine niedrige Blockierung erreicht werden kann. Erst in dem Bereich, in dem ausreichend Transponder vorhanden sind und damit die Leistungsfähigkeit von der Linkdimensionierung bestimmt wird, unterscheiden sich die Verfahren deutlich. WIR kann im abgebildeten Szenario für alle Bereiche die niedrigste Blockierung realisieren.

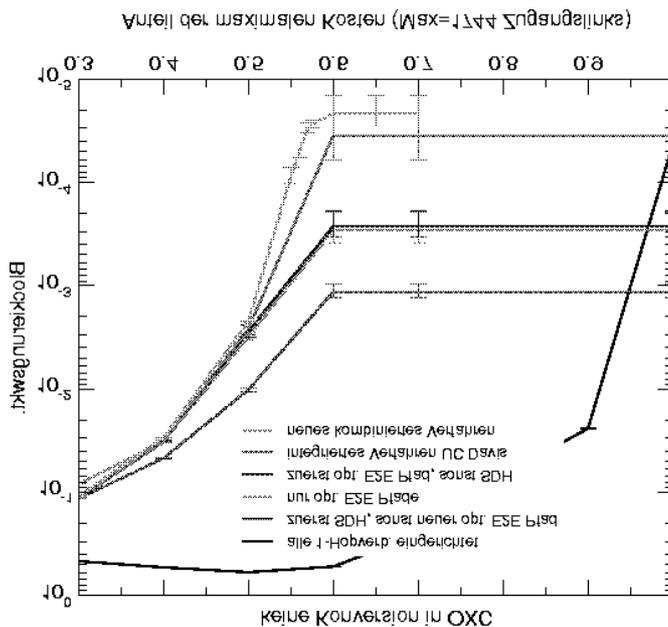


Abbildung II-34: : Netzblockierwahrscheinlichkeit auf SDH-Ebene für unterschiedliche Routing-/Grooming-verfahren über der Ausstattung des Netzes mit Transpondern (Kosten)

### II.4.3 Überwachungsmethoden, Fehlererkennungs- und Fehlerlokalisierungsverfahren in der optischen Schicht

Damit ein Netzbetreiber eine möglichst große Verfügbarkeit seines Netzes gewährleisten kann, ist für ihn eine frühzeitige Fehlererkennung und -lokalisierung von erheblicher wirtschaftlicher Bedeutung. Relativ leicht zu detektieren sind Totalausfällen z.B. durch Leitungsunterbrechungen. Dagegen ist es erheblich schwieriger, Signalverschlechterungen z.B. durch Alterung von Bauteilen möglichst frühzeitig zu erkennen.

In einer ausführlichen Untersuchung, die dem 3. Zwischenbericht beigelegt worden ist, wurden alle bekannten Überwachungsverfahren sowohl für statische optische Netze als auch für dynamisch geschaltete Netze untersucht und bewertet. Während für statische Netze neben der reinen Pegelüberwachung die Q-Faktor Messung große Bedeutung und Aussagekraft hat, muss bei dynamisch geschalteten Netzen zusätzlich sichergestellt werden, dass nur während der Datenübertragung gemessen wird. Zur Vermeidung von Fehlmessungen ist eine Synchronisation der Messgeräte mit den übertragenen Daten notwendig. Das trifft insbesondere für die optische Burst- oder Paketübertragung mit Übertragungszeiten zwischen 100  $\mu$ sec - 100 nsec und unter Umständen großen Lücken zwischen den Datenpaketen zu. Wegen der kurzen Übertragungszeiten ist eine Einzelmessung eines Datenpakets für ein statistisch abgesichertes Messergebnis nicht ausreichend. Es ist die Mittlung über viele Bursts notwendig, die jedoch von unterschiedlichen Absendern über unterschiedliche Wege kommen können. Dadurch ist eine genaue Fehlerlokalisierung erheblich erschwert, es muss an vielen Stellen im Netz gemessen werden.

Für die Überwachung von dynamisch geschalteten optischen Netzen gibt es bisher weder Standards noch kommerzielle Messgeräte. Aus diesen Gründen ist aus heutiger Sicht der Einsatz von speziellen Sicherungsschicht-Protokollen, die an den Kanten der optisch geschalteten Netze ausgewertet werden, der beste Weg für eine Überwachung optisch geschalteter Netze.

#### **II.4.4 Neue Schutzverfahren**

Ziel dieses Themenkomplexes war die Identifizierung neuer Ansätze für Schutzkonzepte in optischen Netzen. Diese Verfahren sollten von der Funktionalität her beschrieben und deren Performanz und Ressourceneffizienz durch simulative Untersuchungen analysiert werden. Die Untersuchungen wurden in enger Zusammenarbeit von den Projektpartnern LKN und der T-Systems durchgeführt.

##### **II.4.4.1 Heutige Schutzkonzepte in Transportnetzen**

Der Analyse neuer Schutzverfahren wurde eine Untersuchung des derzeitigen Standes der Technik vorangestellt. In heutigen ringbasierten SDH/SONET Netzen werden einzelne SDH/SONET Verbindungen über eine doppelte Wegführung geschützt. Bei diesem auch als 1+1 Protection bezeichneten Verfahren erfolgt ein Signaltransport sowohl auf dem Arbeitsweg als auch auf dem dazu disjunkten Reserveweg. Im Fehlerfall muss somit am Empfänger des Signals nur der Fehler detektiert und auf den Reserveweg umgeschaltet werden. Damit können hohe Verfügbarkeiten und schnelle Ersatzschaltezeiten garantiert werden. Nachteilig ist die geringe Kapazitätseffizienz des Verfahrens. Sowohl in Ring- als auch in Maschennetzen muss mindestens eine ebenso große Kapazitätsmenge für die Reservewege vorgehalten werden wie für die Arbeitswege.

Eine Abwandlung des 1+1 Verfahrens ist das 1:1 Prinzip. Der Signaltransport über den Reserveweg wird hierbei nur im Fehlerfall aktiviert. Die Reservekapazitäten stehen damit im fehlerfreien Betrieb für den Transport von niederprioritem (pre-amptable) Verkehr zur Verfügung. Erforderlich ist in diesem Fall jedoch eine Fehlersignalisierung zum Sender, um die Umschaltung des Sendesignals auf den Reserveweg im Fehlerfall sicherzustellen.

Eine Möglichkeit zur Steigerung der Ressourceneffizienz ist das Teilen von Reservekapazitäten zwischen Verbindungen, die auf disjunkten Arbeitswegen geführt werden (1:N / M:N / SNCP). Gerade in quasi-statischen Netzen, wie sie heute vorliegen können durch eine optimierte Wegführung ca. 30% an Kapazitäten eingespart werden. Im Fehlerfall ist eine dynamische Ressourcenzuweisung zu realisieren. Nachteilig ist eine etwas geringere Verfügbarkeit durch das Teilen von Ressourcen und längere Ersatzschaltezeiten.

##### **II.4.4.2 Neue Schutzverfahren für optische Transportnetze**

Der Schutz von Fehlern in der optischen Ebene mit Schutzverfahren in der SDH-Ebene ist u.U. ineffizient. Im Fall eines Kabelbruchs, einer der häufigsten Fehlerursachen in Transportnetzen, müssen sehr viele SDH-Verbindungen einzeln umgeschaltet werden. In der optischen Ebene eingeführte Schutzkonzepte bieten den Vorteil, dass in einer sehr groben Granularität nur wenige Verbindungen ersatzgeschaltet

werden müssen. Mit dem Einsatz von OXC's in den Transportnetzen, die ein Schalten auf der Wellenlängenebene möglich machen, sind optische Ersatzschaltungen auch praktisch realisierbar.

Ein weiterer Trend in den Transportnetzen ist die zunehmende Dynamik von Verkehren auch im grobgranularen Bereich. Die Zahl der Netzumkonfigurationen wird zunehmen. Statische Planungs- und Optimierungsprozesse in der heutigen Form verlieren dadurch an Bedeutung.

Die in den folgenden Kapiteln untersuchten Ersatzschaltverfahren sollten somit in optischen Netzen einsetzbar als auch für das dynamische Schalten von Verbindungen anwendbar sein.

#### II.4.4.2.1 End to End path protection / restoration

End to End path protection bedeutet das Übertragen des 1+1-Konzepts auf Verbindungen in Maschennetzen. Zwischen den beiden Endpunkten einer Verbindung werden auf disjunkten Wegen Arbeits- und Reserveweg aufgebaut und im Fehlerfall umgeschaltet. Im Gegensatz dazu steht das Restorationkonzept, das völlig dynamisch auf Netzfehler reagiert. Hier erfolgt keine Ersatzwegplanung bzw. -reservierung zum Zeitpunkt des Verbindungsaufbaus. Im Fehlerfall wird aufgrund der geänderten Netztopologie unter Berücksichtigung der noch im Netz vorhandenen freien Kapazität ein neuer Weg für die betroffene Verbindung berechnet und durchgeschaltet. Alle Verbindungen im Netz teilen sich somit einen Pool von freien Netzkapazitäten. Das gewährleistet eine sehr hohe Effizienz des Verfahrens und gute Verfügbarkeitswerte. Für das Funktionieren des Verfahrens ist eine Fehlerdetektierung, -signalisierung, Routenberechnung und Routensignalisierung durch das NMS bzw. eine Controlplane im Netz nötig.

Nachteil des Restoration Verfahrens ist eine von der Größe des Pools an freien Netzkapazitäten abhängige Verfügbarkeit. Es sind bestimmte Szenarien möglich, in denen nicht alle vom Fehler betroffenen Verbindungen wiederhergestellt werden können.

#### II.4.4.2.2 Shared path protection

Auch in Netzen mit sich dynamisch ändernden Konfiguration ist ein Sharing von Backup-Ressourcen möglich. Dafür existieren verschiedene heuristische Ansätze. Allen Verfahren ist gemein, dass es schnelle Algorithmen sind, die online und nicht im Postprocessing eingesetzt werden können und dass aufbauend auf dem aktuellen Netzstatus ein quasioptimales Sharing von Ersatzkapazitäten berechnet wird. Bestehende Netzkonfigurationen bleiben von einem neuen Verbindungsaufbau unberührt.

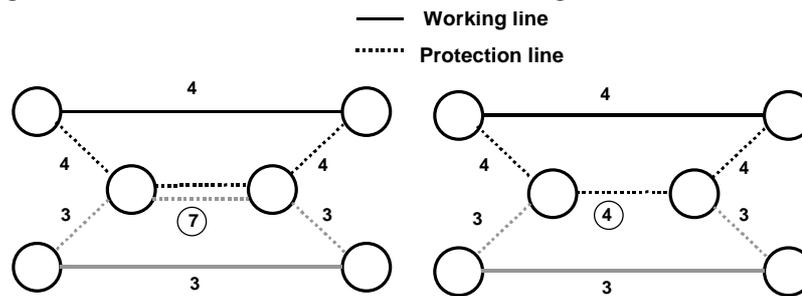


Abbildung II-35: Backup-Sharing

#### II.4.4.2.3 Local (Link/Span) Protection/Restoration

Lokale Schutzverfahren stellen keine Ende zu Ende Ersatzwege bereit, sondern schützen Verbindungen abschnittsweise. Die Abschnitte können ganze Subnetze sein, oder aber nur ein einzelner Abschnitt zwischen zwei Knoten. Für den Protection Fall wird um den Abschnitt herum ein Ersatzweg berechnet und auf diesem werden die erforderlichen Kapazitäten vorreserviert. Link/Span Restoration bedeutet, dass

im Fehlerfall die betroffenen Verbindungen um das fehlerhafte Netzelement auf verfügbaren Wegen herumgeroutet werden. Vorteil des Verfahrens gegenüber den Ende-zu-Ende Verfahren ist eine schnellere Ersatzschaltung, da nur noch lokale Netzelemente in die Ersatzschaltung einbezogen sind. Weiterhin weist der abschnittsweise Schutz eine höhere Verfügbarkeit als der Ende-zu-Ende Schutz auf. Auch für den abschnittweisen Schutz sind Methoden existent, die ein Sharing von Backup Ressourcen ermöglichen.

#### II.4.4.3 Quantitative und Qualitative Analyse der Verfahren

##### II.4.4.3.1 Skalierbarkeit / Konvergenzzeiten

Die Skalierbarkeit der einzelnen Verfahren wurde anhand der vorberechneten und vorgeplanten Schutzpfade untersucht. Die Restoration Konzepte verzichten vollkommen auf eine Vorplanung von Ersatzkapazitäten, beim Ende-zu-Ende Schutz ist sowohl im 1+1 Fall als auch bei geteilten Ersatzkapazitäten eine Vorplanung von n Pfaden erforderlich, wobei n die Anzahl der aktiven Verbindungen im Netz ist. Die größte Anzahl von vorzuplanenden Wegen erfordert der abschnittsweise Schutz, hier muss für jede Verbindung ein einzelner Schutzpfad für jeden einzelnen Abschnitt eingerichtet werden.

	Anzahl vorzuplanender Ersatzpfade
<i>end to end / link restoration</i>	0
<i>end to end protection</i>	# von Verbindungen
<i>link protection</i>	# Verbindungen · # Links

**Abbildung II-36: Skalierbarkeitsvergleich der neuen Schutzverfahren**

Die notwendigen zeitkritischen Aktionen für die Etablierung eines Ersatzweges lassen sich mit der Fehlerdetektierung und –signalisierung sowie der Ersatzwegberechnung und –signalisierung identifizieren. Die schnellste Ersatzschaltung garantiert das 1+1 Verfahren, hier ist nur die Umschaltung am Empfänger nötig. Bei allen anderen Verfahren ist die Ersatzschaltezeit maßgeblich abhängig von der Dauer der Signalisierung.

	<b>Fehler</b>		<b>Ersatzweg</b>	
	<i>Detektierung</i>	<i>Signalisierung</i>	<i>Berechnung</i>	<i>Signalisierung</i>
<i>end to end restoration</i>	x	x	x	x (Ende zu Ende)
<i>link restoration</i>	x	x	x	x (Lokal)
<i>1+1 protection</i>	x			
<i>shared path protection</i>	x	x		
<i>link protection</i>	x			

**Abbildung II-37: Identifizierung zeitkritischer Funktionen der neuen Schutzverfahren**

#### II.4.4.3.2 Ressourceneffizienz

Zur Beurteilung der Ressourceneffizienz der verschiedenen Mechanismen wurde eine Vergleichsrechnung für die drei Protectionverfahren end to end 1+1 / shared sowie Link Protection durchgeführt. Als Topologiegrundlage diente ein hypothetisches 17-Knoten Deutschlandnetz, für das eine Netzkonfiguration mit 97 geschützten Verbindungen berechnet wurde. Die im Netz vorhandenen Knoten wurden als opake optische Schaltelemente angenommen, eine Wellenlängensensitivität bei der Routenberechnung war somit nicht zu beachten.

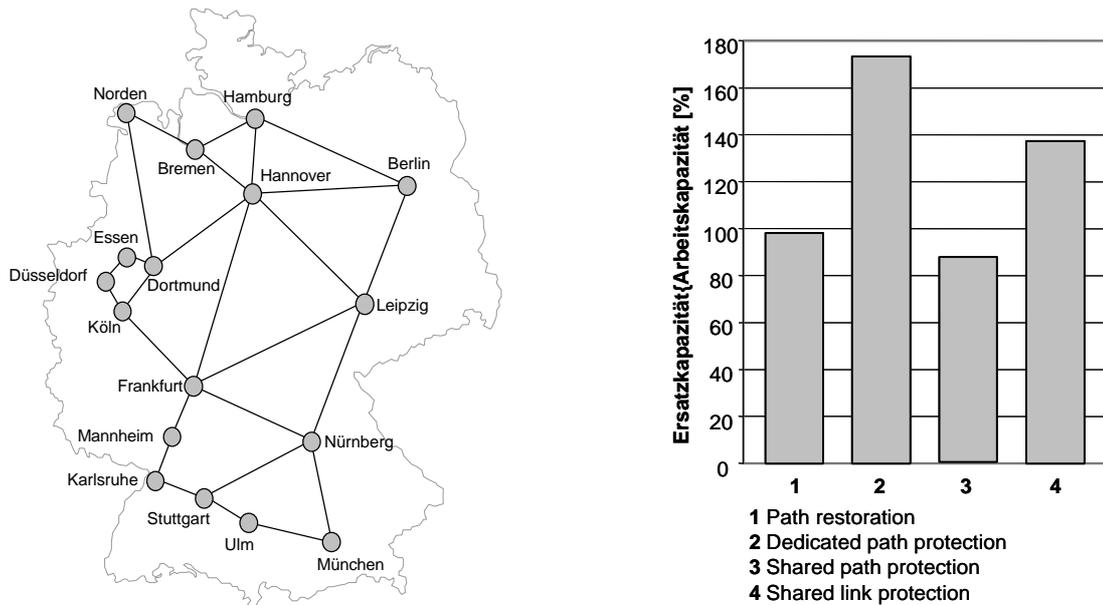


Abbildung II-38: Ressourceneffizienzvergleich am 17-Knoten Deutschlandnetz für unterschiedliche Schutzverfahren

Die Ergebnisse bestätigen die zuvor getroffene Aussage, dass durch das Teilen von Ersatzkapazitäten ca. 30% Gesamtkapazität eingespart werden kann. Für die Untersuchung des Shared Link Protection Verfahrens ist in diesen Untersuchungen ein vereinfachter Algorithmus zum Einsatz gekommen. Alle Verbindungen wurden auf einem für jeden Link vordefinierten Weg um den Link herumgeführt eine alternative Wegeführung wurde nicht betrachtet. Bei einem Einbeziehen der alternativen Wege (adaptives Routing) ist mit einer weiteren Reduktion der erforderlichen Kapazitäten zu rechnen.

Für die Restoration Verfahren ist eine Abschätzung der Größe des nötigen Pools an freien Kapazitäten für eine 100% Restaurierbarkeit im Falle von Einfachfehlern vorgenommen worden. Die Abschätzung stellt eine obere Grenze dar, für gewisse Szenarien kann die Kapazitätsmenge weiter reduziert werden.

#### II.4.4.3.3 Verfügbarkeit

Ein entscheidendes Kriterium für die Bewertung von Ersatzschaltverfahren ist die erreichbare Verfügbarkeit. Alle untersuchten Verfahren gewährleisteten für Einfachfehlerszenarien einen 100% Ausfallschutz; für Restoration muss ein genügend großer Pool an freien Ressourcen zur Verfügung stehen. Im Fall von Mehrfachfehlern sinkt der Ausfallschutz unter 100%. Um die Verfahren zu vergleichen wurden Zweifachfehlerszenarien simuliert und die Anzahl der nicht wiederherstellbaren Verbindungen gezählt. Die Netzkapazitäten im Netz entsprachen den Ergebnissen der im vorigen Kapitel beschriebenen Dimensionierungsstudie. Obwohl das Restorationverfahren eine geringere Anzahl an Ersatzkapazitäten zur Verfügung hat weist es die besten Verfügbarkeitswerte auf. Grund dafür ist die Fähigkeit des Verfahrens flexibel auf die Fehlerfälle zu reagieren und dynamisch Ersatzwege zu finden. Durch das Teilen von Ersatzkapazitäten sinkt die Verfügbarkeit des Shared Path Verfahrens gegenüber dem 1+1 Verfahren. Ein abschnittsweiser Schutz führt verglichen mit einem Ende zu Ende Schutz immer zu höheren Verfügbarkeitswerten. Es konnte gezeigt werden, dass trotz des Teilens von Ersatzkapazitäten

das Shared Link Protection Verfahren eine höhere Verfügbarkeit als das 1+1 Ende zu Ende Verfahren erreicht.

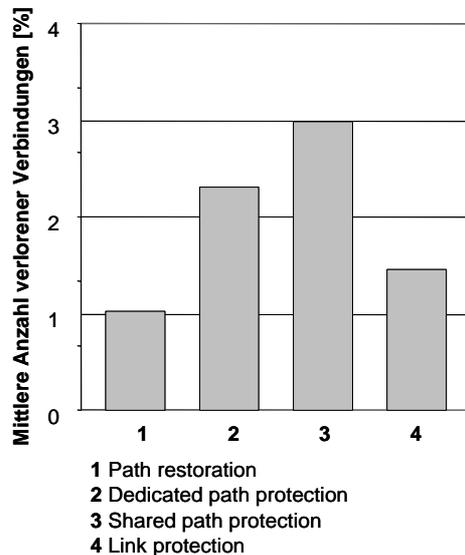


Abbildung II-39: Verfügbarkeit unterschiedlicher Schutzverfahren bei Mehrfachfehlern

#### II.4.4.3.4 Netzperformanz in dynamischen Netzen

Für die Evaluierung der Ersatzschaltverfahren zum Schutz dynamisch aufgesetzter Verbindungen im Transportnetz wurde eine Leistungsbewertung eines Beispielnetzes durchgeführt. Als Grundlage diente das schon vorgestellte 17-Knotennetz. Mit Hilfe eines statischen Dimensionierungstools wurde zunächst eine Kapazitätsplanung für 1+1 geschützte Verbindungen vorgenommen. Diese Netzplanungsdaten dienten als Ausgangsdaten für eine Simulation, bei der die Verbindungen dynamisch im Netz auf- und abgebaut wurden, jeweils geschützt mit den einzelnen Verkehren. Die angebotene Verkehrslast bezogen auf den 1+1 Schutz wurde variiert. Zur Auswertung herangezogen wurden die Größen Blockierung, das heißt die Anzahl nicht realisierbarer Verbindungswünsche, und die mittlere Netzlast als Maß für die Ressourcenauslastung.

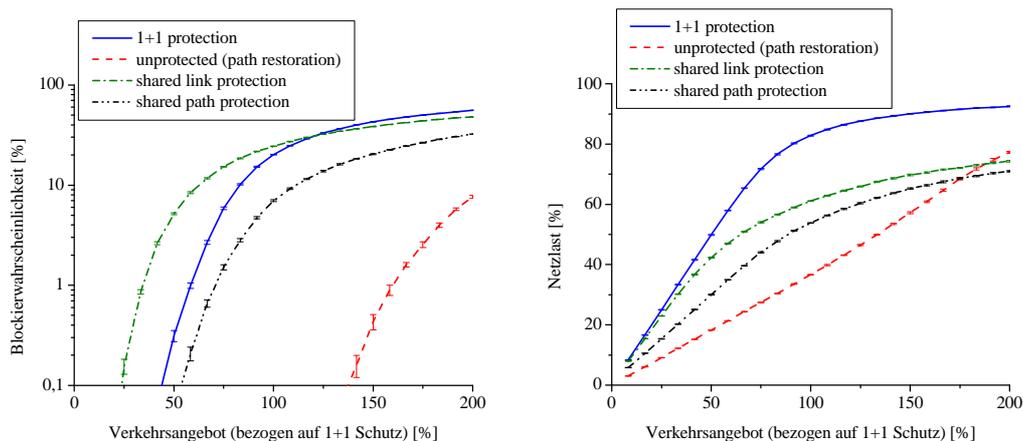


Abbildung II-40: Blockierwahrscheinlichkeit und Netzlast im dynamischen Netz bei Einsatz unterschiedlicher Schutzverfahren

Die hohe Ressourceneffizienz der neuen Verfahren kann unter dynamischen Verkehrsbedingungen nur teilweise ausgenutzt werden. Der abschnittsweise Schutz zeigt nur unter unrealistisch hohen Lastzuständen eine etwas geringere Blockierung als das 1+1 Verfahren. Das Shared Path Verfahren gewährleistet zwar eine geringere Blockierungswahrscheinlichkeit, jedoch zeigt der Verlauf der Netzlast für beide Sharingverfahren eine Sättigung im Bereich unter 80%. Das bedeutet, dass die restlichen ca. 20% Netzressourcen so fragmentiert im Netz verteilt sind, dass sie nicht zum Aufbau weiterer Verbindungen genutzt werden können. Das Restoration Verfahren zeigt eine wesentlich geringere Blockierung und eine bessere Kapazitätsbelegung als alle anderen Verfahren. Allerdings wird mit zunehmender Netzlast auch der Pool an freien Ressourcen immer kleiner, der im Fehlerfall für das Rerouting der betroffenen Verbindungen benötigt wird. Um die Restaurierbarkeit von gestörten Verbindungen unter verschiedenen Lastzuständen beurteilen zu können wurde eine weitere Untersuchung durchgeführt, bei der unter steigender Netzlast eine Vielzahl von Einfachfehlerszenarien simuliert und die Anzahl der nicht restaurierbaren Verbindungen gezählt wurde. Für die Annahme einer akzeptablen Blockierungswahrscheinlichkeit von 3% kann mit dem 1+1 Verfahren ein Verkehrsangebot von 68,3% und mit dem Shared Path Verfahren ein Angebot von 83,73 % umgesetzt werden. Das Restorationverfahren erreicht für diese Angebotswerte Blockierungswahrscheinlichkeiten von  $\ll 0,1\%$ , und weist auch erst bei einem Verkehrsangebot von  $>100\%$  eine signifikant sinkende mittlere Verfügbarkeit auf. Bei höheren Lastzuständen erreicht die mittlere Verfügbarkeit einen stabilen Wert, begründet durch den Umstand, dass in diesen Lastzuständen die Blockierung signifikant ansteigt und somit der Pool an freien Ressourcen durch den Aufbau von Verbindungen nicht mehr signifikant verkleinert wird.

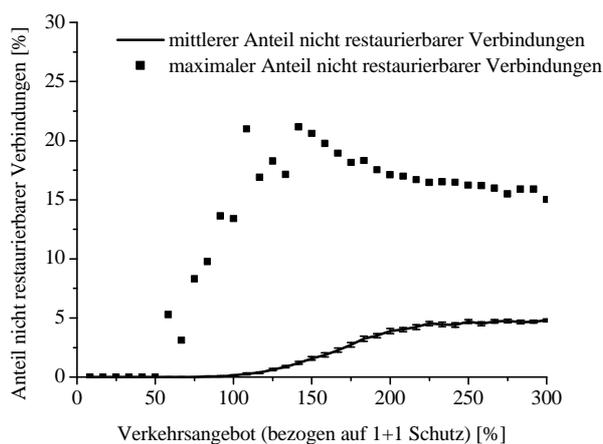
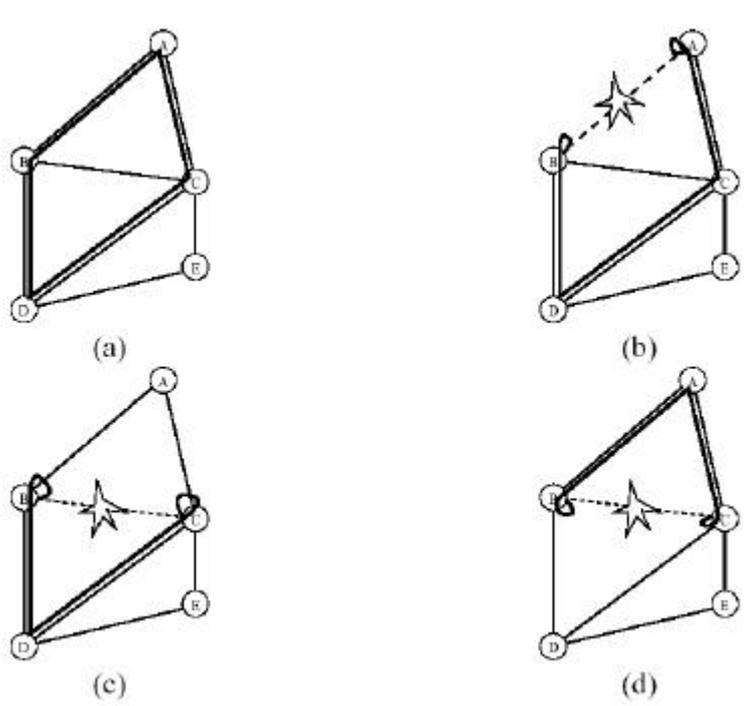


Abbildung II-41: Anzahl nicht restaurierbarer Verbindungen bei Einfachfehlern im dynamischen Netz und Einsatz des Restoration Verfahrens

## II.4.5 Vorkonfigurierte, ring-basierte Ersatzschaltverfahren

### II.4.5.1 p-Cycles

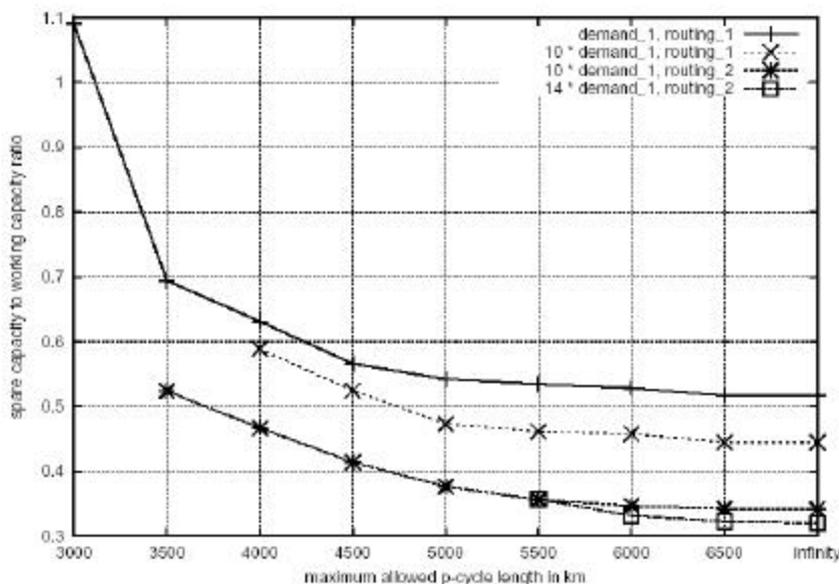
Das Konzept „preconfigured protection cycles“ („p-cycles“) ist eine neuartige Strategie, ein Netz insbesondere vor Kantenfehlern zu schützen. Bei diesem Ersatzschaltverfahren werden vorkonfigurierte zyklenförmige Ersatzschaltwege in Kommunikationsnetzen verwendet, siehe Abbildung II-42 (a). Neben Ringerschutzschaltungen, wie in Abbildung II-42(b), kann ein p-Cycle auch Ersatzschaltungen für die Sehnen („Straddling Links“) des Zyklus schützen, wie in Abbildung II-42 (c) und (d) gezeigt. Das Konzept der p-Cycles versucht, die Vorteile von Ring-Protection und Mesh-Restoration Verfahren in einem hybriden Verfahren zu vereinigen.



**Abbildung II-42: Funktionsweise eines p-Cycles**

In den Forschungsarbeiten wurden grundlegende Eigenschaften dieses Konzeptes erarbeitet sowie dessen Einsatzmöglichkeit in WDM-Netzen untersucht [45]. Es wurden WP-Netze (Wavelength Path Netze) sowie VWP-Netze (Virtual Wavelength Path Netze) betrachtet und die starke Abhängigkeit zwischen dem verwendeten Routingverfahren, der Wellenlängenzuweisung und der resultierenden Effizienz des p-cycle Konzeptes aufgezeigt.

Anhand von Fallstudien wird deutlich, dass eine gleichmäßige Verteilung der Demand-Wellenlängen im Netz die Kapazitätseffizienz erhöhen kann. Es konnte eine neue Ringstruktur sowie ein neues Konzept zum gemeinsamen Schutz vor Knoten- und Kantenfehlern vorgeschlagen werden. Es zeigt sich, dass das p-cycle Konzept für den Einsatz in WDM-Netzen geeignet ist. Vor allem für den Kantenschutz in VWP-Netzen kann eine hohe Kapazitätseffizienz erreicht werden, siehe Abbildung II-43. Wegen kurzer Rechenzeiten des Optimierungsprozesses sind Online-Berechnungen und eine darauf folgende Reorganisation des Netzes möglich [41].



**Abbildung II-43: Kapazitätseffizienz von p-Cycles über maximal erlaubter p-Cycle Länge für die COST239 Fallstudie mit Standardverkehrsmatrix (demand\_1) und Shortest-Path-Routing (routing\_1) bzw. balancierendes Routing (routing\_2)**

Das p-cycle Konzept wurde auch bezüglich der planungsbezogenen und operativen Eigenschaften untersucht. Es konnte gezeigt werden, dass sich der p-Cycle Konfigurationsablauf in den operativen Betrieb einfach integriert lässt, indem er auf Standardprozesse zurückgreift und nur an wenigen Stellen ansetzt. Weiterhin kann dieser Ablauf Teile des Planungsprozesses nutzen, womit sich Synergien im Entwicklungs- und Bearbeitungsaufwand ergeben [44].

Für das p-cycle Konzept wurde ein hybrider Ansatz für WDM-Netze vorgeschlagen, der eine Kombination eines WP-Netzes (Wavelength Path) sowie eines VWP-Netzes (Virtual Wavelength Path) betrachtet. Dadurch ergeben sich Vorteile bei der Ressourcenzuweisung und bei der Vermeidung der Signaldegradation eines Lichtpfades. Für die optimale Planung wurden mathematische Optimierungsmodelle formuliert. Dabei zeigt sich, dass die Anzahl der Wellenlängenkonverter den größten Einflussfaktor darstellt.

Eine Vergleichsuntersuchung zusammen mit dem Projektpartner T-Systems wurde für shared-protection, path restoration, shared path protection und p-Cycles in opaken WDM-Netzen durchgeführt [2] [8]. Dabei können p-Cycles durch die Einbettung eines optimalen Konfigurationsverfahrens bessere Kapazitätseffizienzen als die anderen Verfahren erreichen. Erste Untersuchungen zur Zweifachfehlerüberlebarkeit deuten aber ein schlechteres Verhalten bei den p-Cycles als Tradeoff an. Entsprechende Verbesserungen sind vorgeschlagen worden, bei denen eine Begrenzung der Zweifachfehleranfälligkeit zum Einsatz kommt [38] [39].

#### II.4.5.2 Resilient Packet Rings

Das neue Layer-2-Protokoll „Resilient Packet Ring (RPR)“ wird von IEEE innerhalb 802.17 spezifiziert. RPR stellt ein effizientes Verfahren für priorisierten IP-Verkehr über WDM-Netze dar und wurde daher untersucht. Derzeit gibt es die zwei wichtigen Knotenalternativen Cut-Through (Abbildung II-44) und Store-and-Forward (Abbildung II-45), die bezüglich ihrer Paketverzögerungszeiten analytisch bewertet wurden. Während Cut-Through nur marginal kleinere Verzögerungszeiten für niederpriorigen Verkehr in Vergleich zu Store-and-Forward aufweist, wird der höherpriorige Verkehr durch das Scheduling signifikant verzögert. Außerdem ist der Durchsatz des höherpriorigen Verkehrs im Cut-Through-Falle abhängig vom niederpriorigen Verkehr, im Store-and-Forward-Falle jedoch nicht [43].

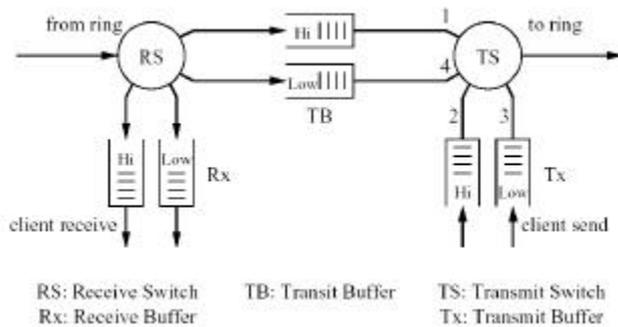


Abbildung II-44: Store and Forward RPR Knoten

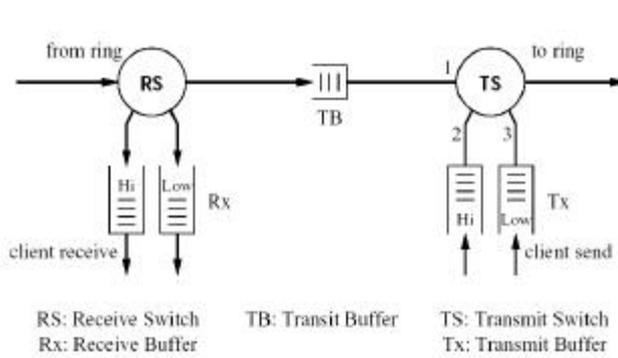


Abbildung II-45: Cut Through RPR Knoten

Für Untersuchungen des Verkehrsverhaltens des RPR Protokolls wurde ein Simulator entwickelt. Es konnte die grundsätzliche Funktionsweise validiert werden. Hierbei konnten auch Optionen getestet und bewertet werden. Es stellt sich heraus, dass für Multimediaverkehr Anpassungen (z.B. Traffic-Shaping) nötig sind.

Der Planungsprozess eines RPRs, der Multimedia-Verkehr trägt, wurde untersucht [43]. Es wurde ein Planungsverfahren vorgeschlagen, das einzelne Fehlerzustände mit einbezieht und damit zu besseren Kapazitätsergebnissen als bei der Planung für SDH-Netze kommt, siehe Abbildung II-46.

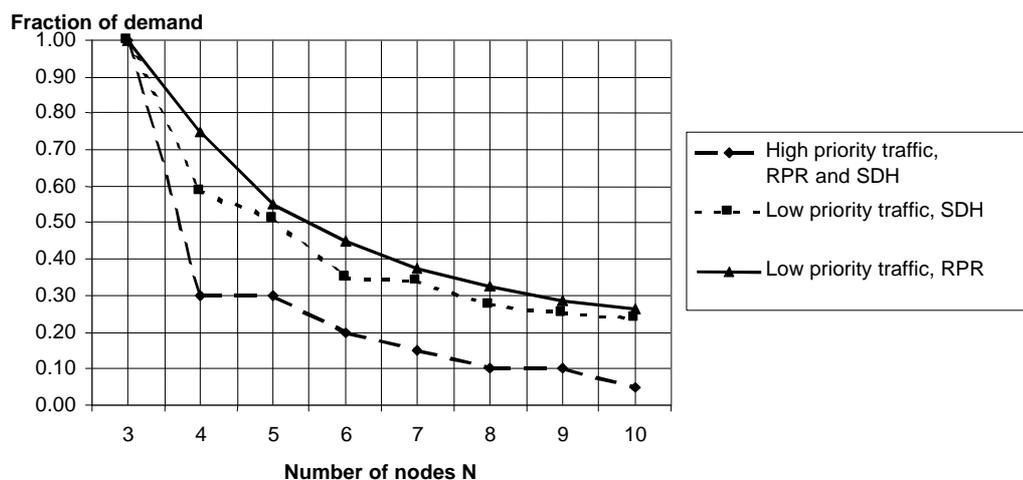
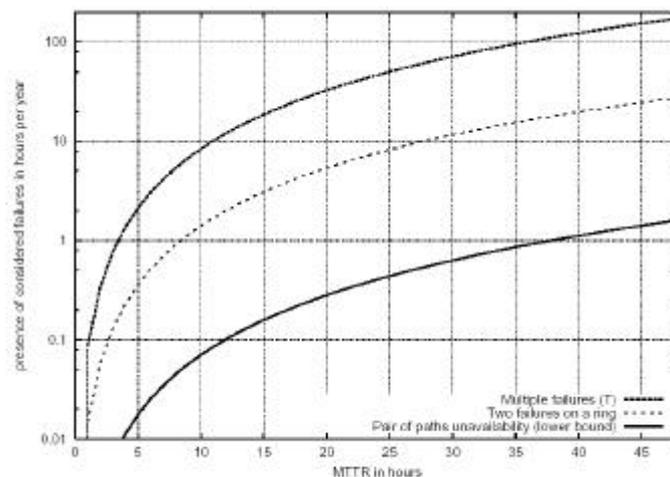


Abbildung II-46: Getragener Verkehr über Anzahl der Knoten im Vergleich von SDH und RPR.

## II.4.6 Mehrfachfehler in optischen Netzen

In enger Zusammenarbeit mit dem Projektpartner T-Systems wurden die Netzbetreiberanforderungen und speziell die Verfügbarkeitsanforderungen an ein hochverfügbares optisches Breitband-Internet definiert. Dazu wurden zunächst mögliche Fehlerszenarien und Bewertungsmetriken definiert. Ein wichtiges Teilergebnis ist dabei, dass Mehrfachfehler in heutigen Weitverkehrsnetzen nicht einfach zu vernachlässigen sind [37] siehe Abbildung II-47.



$$MTBF_3 = 367 \text{ years}$$

Abbildung II-47: Wahrscheinlichkeit eines Mehrfachfehlerereignisses über der mittleren Reparaturzeit (MTTR) für die COST239 Fallstudie.

Zur detaillierten Untersuchung wurden die standardisierten Fehlertoleranzverfahren für Einfachfehler analysiert. Darauf basierend wurde ein Framework vorgeschlagen, das es ermöglicht, Mehrfachfehler durch gezielte Kombination herkömmlicher Fehlertoleranzverfahren für Einfachfehler zu beheben [37], siehe Tab. Abbildung II-48.

Horizontal approach	Vertical approach
<ul style="list-style-type: none"> <li>• Network partitioning</li> <li>• Pre-computed recovery (before first failure)</li> <li>• Re-computed recovery (after first failure)</li> <li>• Re-Restoration (After secondary failures)</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Recovery at higher layer (Escalation strategy with hold-off time)</li> <li>• Recovery at lower layer (OMS-Restoration)</li> <li>• Central reconfiguration (by NMS with access to several layers)</li> </ul>

Abbildung II-48: Methoden zum Schutz gegenüber Mehrfachfehlern.

Mehrfachfehleruntersuchungen für Pfad-Resilience – Dedicated Path Protection, Shared (Backup) Path Protection und Restoration– stellen wichtige Pfad-Ersatzschaltverfahren für WDM-Netze dar. Ein Vergleich simulativ erzeugter Netzplanungsinstanzen mit Blick auf Kapazitäts- und Zweifachfehler-Performanz zeigt, dass Shared Path Protection genau so kapazitätseffizient wie Restoration sein kann, jedoch ist die Überlebbbarkeit von Zweifachfehlern niedrig (etwa wie bei Dedicated Path Protection). Die Einbeziehung von Schutzkapazität für Zweifachfehler bei der Planung stellt sich als essentiell dar. Z.B. werden Zweifachfehler in Netzen mit Restoration nur sehr eingeschränkt überlebt, wenn das Netz nur zum

Schutz von Einfachfehlern dimensioniert ist. Diese vergleichenden Untersuchungen waren nach Wissen der Autoren bisher unpubliziert [47].

### II.4.7 Integrated-Routing Architekturen mit Resilienceaspekten für IP über WDM

Traditionell werden Routing und Ersatzkapazität auf der IP und der WDM-Schicht separat behandelt [36]. Bei den Untersuchungen wurden neue Verfahren evaluiert, die einen integrierten Ansatz verfolgen. Für das statische Problem des off-line Routings konnten Mixed Integer Linear Programme (MILP) aufgestellt werden, wobei die resultierende Komplexität für kleinere Netze akzeptabel ist.

Bei den Modellen wurden die Besonderheiten des IP-Routings berücksichtigt. Da das IP-Routing ein Kürzestes-Pfade-Routing ist und aus Managementbarkeitsgründen nur eindeutige Pfade erlaubt sind, konnte dazu ein geeignetes Inverses-Kürzestes-Pfade-Problem formuliert werden, das sowohl separat als auch als Teil des MILP verwendet werden will. Die Probleme wurden in einer Optimierungssprache implementiert. Mittels eines Lösungsprogramms wurden Testbeispiele verifiziert.

Weiterhin wurden Ansätze für das statische Problem des off-line Routings der Aspekt des Re-Routings für Fehlertoleranz untersucht. Dazu konnten ebenfalls MILPs entwickelt werden, die die erforderlichen Nebenbedingungen berücksichtigen.

Auch spielen beim Gesamtproblem die Einflüsse durch den Einsatz der Wellenlängenkonverter eine Rolle. Es konnte an Fallstudien gezeigt werden, dass geringe Wellenlängenkonvertierung ausreicht und somit erhebliche Kosteneinsparungen möglich sind [42], siehe Abbildung II-49.

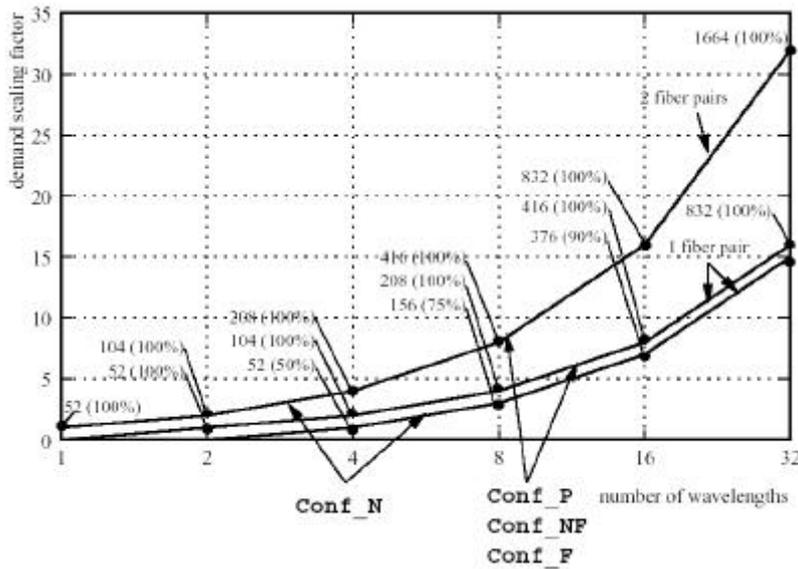


Abbildung II-49: Getragener Verkehr über Anzahl der Wellenlängen für verschiedene Konverterkonfigurationen („Conf“, N: no, P: partial, NF: sparse, F: full)

Da die integrierten Optimierungsmodelle für IP-über-WDM-Netze eine sehr hohe Komplexität erreichen können, konnte ein Algorithmenrahmenwerk (Abbildung II-49) geschaffen werden, das durch zufallgesteuerte Verfahren approximative Lösungen heuristisch erreicht [46]. Dieses Rahmenwerk wurde implementiert und konnte für Optimierungsprobleme verwendet werden.

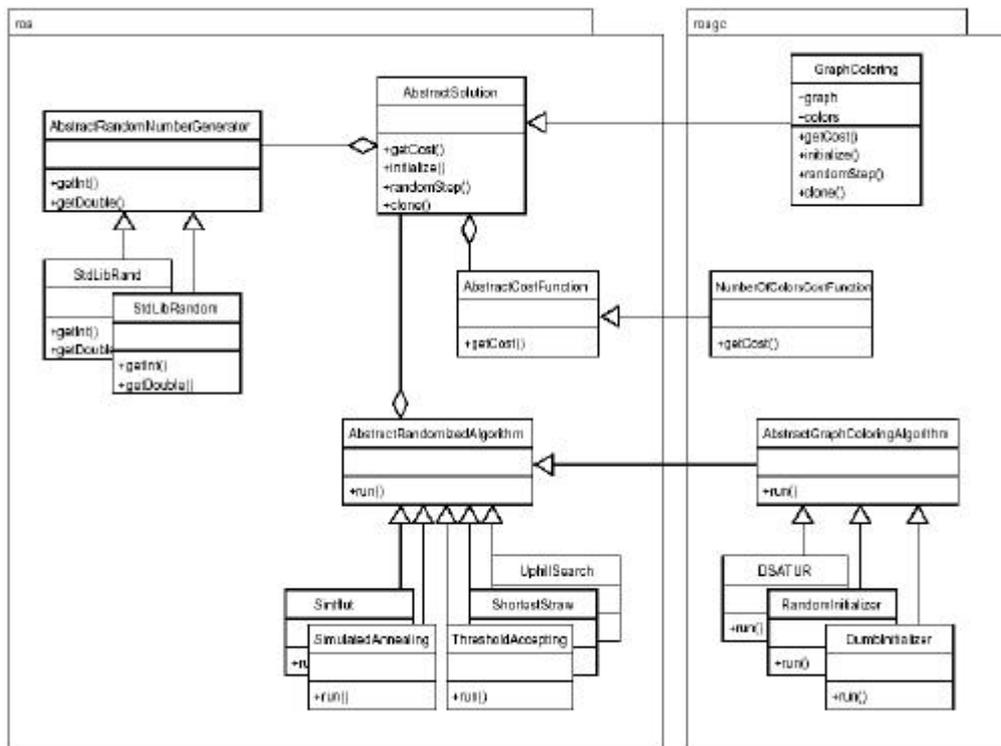


Abbildung II-50: UML-Diagramm des Rahmenwerks für zufallsgesteuerte Algorithmen.

## II.5 IP Wireless

### II.5.1 Anforderungen

In der Mobilkommunikation vollzieht sich zurzeit eine ganze Reihe fundamentaler Paradigmenwechsel. Dieser Prozess wird vor allem durch den Wunsch nach neuen Anwendungen und Diensten zu niedrigen Kosten getrieben. Deshalb ist es notwendig, von der Optimierung einer klassischen Punkt-zu-Punkt Kommunikation bis zur Optimierung von komplexen Systemen mit unterschiedlichsten Diensten überzugehen. Dieser Übergang stellt den Systementwickler vor völlig neue Anforderungen. Es zeigt sich jedoch, dass diese Anforderungen bei der „Beherrschung“ des Mobilfunkkanals gewinnbringend eingesetzt werden können. So ist es zum Beispiel sinnvoll, die Elastizität des Datenverkehrs auszunutzen, und einem Teilnehmer nur dann eine Übertragung der Daten zu ermöglichen, wenn er sich in einem „guten“ Kanalzustand befindet. Die Zeitvarianz des Mobilfunkkanals sorgt dann für eine Fairness bei der Übertragung, d. h. gute Kanalzustände und schlechte Kanalzustände wechseln sich ab. Es ist natürlich klar, dass eine praktische Umsetzung dieser simplen Idee eine große Herausforderung darstellt. Im TransiNet Projekt wurden hierzu die ersten wichtigen theoretischen Grundlagen geschaffen. Für unterschiedliche Teilnehmer und unterschiedliche Dienste war es nicht deutlich, welche QoS-Werte auf der physikalischen Schicht unterstützt werden können. Weiterhin war nicht klar, wie sich QoS-Anforderungen der einzelnen Teilnehmer gegenseitig beeinflussen, und wie die Ressourcen unter Echtzeitanforderungen verteilt werden sollen. Im Falle von linearen Send- und Empfangsfiltern wurden diese Fragen für die in der Literatur weitverbreiteten SNIR-Modelle (Signal-zu Rausch- und Interferenzleistungsverhältnis) beantwortet. Für den Fall von nichtlinearen Mehrnutzerempfängern konnten diese Fragen nur in Spezialfällen beantwortet werden. Für den Mehrantennen-Vielfachzugriffskanal ist es jedoch gelungen, die Stabilitätsregion des gesamten Kommunikationssystems

zu charakterisieren. Dazu war es notwendig die bisher getrennt betrachteten Disziplinen der Informations- und Warteschlangentheorie zu verbinden. Da sich die beiden Disziplinen aufgrund der verwendeten Modelle und Methoden bisher konträr gegenüberstanden, war ein neuer Ansatz notwendig.

## II.5.2 QoS-Anforderungen in Mehrnutzersystemen

### II.5.2.1 QoS-Anforderungen und physikalische Parameter

Es ist in der Regel nicht möglich, QoS-Parameterwerte wie z. B. Datenrate und Delay durch die auf der physikalischen Schicht messbaren Größen wie z. B. SNIR (Signal- zu Rausch- und Interferenzverhältnis) genau zu erfassen. Die Ursachen hierfür sind in der stochastischen Natur des Mobilfunkkanals und der Interferenz zu finden.

Im TransiNet Projekt ist man von einem strikt monotonen Zusammenhang zwischen SNIR-Werten und QoS-Parameterwerten ausgegangen. Es wurde konkret angenommen, dass sich die QoS-Anforderung des  $k$ -ten Teilnehmers  $q_k$  in die Form

$$q_k = \mathbf{j}(\mathbf{g}_k)$$

bringen lässt. Hierbei ist  $\gamma_k$  die entsprechende SNIR-Anforderung und  $\varphi$  eine bijektive Abbildung von der Menge der positiven reellen Zahlen auf den Bereich der QoS-Parameter. Damit ist  $\gamma_k$  der minimale SNIR-Pegel, der für das Erreichen von  $q_k$  notwendig ist.

Als Beispiele wurden unter anderem  $q = \log(1 + \mathbf{g})$ ,  $q = \log \mathbf{g}$  und  $q = \frac{1}{\mathbf{g}}$  betrachtet. Sie stellen allgemein akzeptierte Modelle für den Zusammenhang zwischen erreichbarer Datenrate oder Verzögerung und dem auftretendem SNIR dar.

### II.5.2.2 Unterstützbare QoS-Anforderungen

Für einen Netzwerkoperator stellt sich nun die Aufgabe, QoS-Anforderungen ( $q_1, \dots, q_k$ ) der einzelnen Teilnehmer zu unterstützen. Es ist klar, dass ein gewisser Abtausch zwischen den QoS-Anforderungen der einzelnen Teilnehmer existiert. Die Menge der unterstützbaren QoS-Anforderungen der Teilnehmer hängt auch von den Sendeleistungsbeschränkungen ab. Der Downlink-Kanal wurde hierbei durch Summenleistungsbeschränkungen modelliert. Dagegen wurde im Uplink-Kanal eine Kombination von Summenleistungsbeschränkungen und individuellen Sendeleistungsbeschränkungen angenommen.

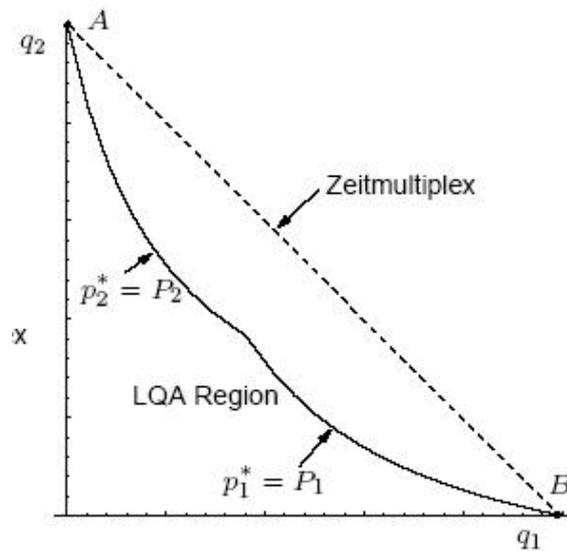


Abbildung II-51

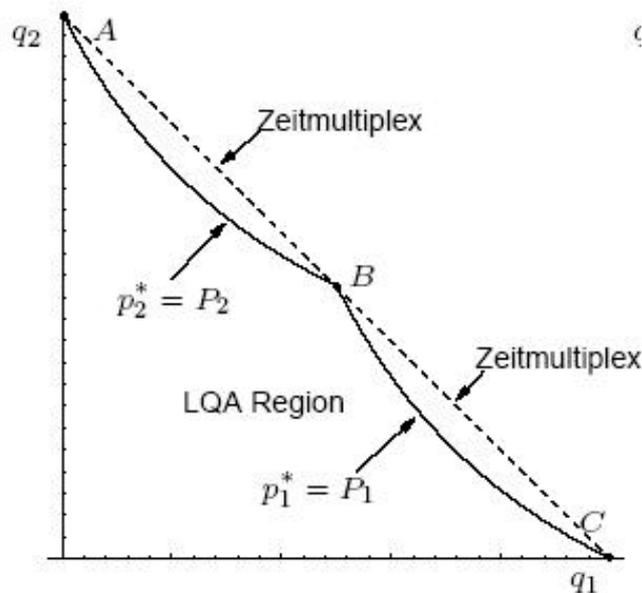


Abbildung II-52

Es sind zwei mögliche unterstützbare QoS-Regionen dargestellt. In beiden Abbildungen erkennt man das (erwartete) Verhalten, dass bei einer Erhöhung der QoS-Anforderung für den ersten Teilnehmer sich das bestmöglich unterstützbare  $q_2$  für den zweiten Teilnehmer monoton verschlechtert. Im Vergleich zur ersten Abbildung erkennt man jedoch, dass es bei Abbildung II-52 drei ausgezeichnete Punkte gibt. Betrachtet man das Problem der optimalen Ressourcenvergabe, so ist die optimale Strategie für das in Abbildung II-51 dargestellte Szenario lediglich Timeswitching, d. h. entweder Teilnehmer 1 überträgt oder Teilnehmer 2 überträgt, d. h. wir haben TDMA als Vielfachzugriffsverfahren. In Abbildung II-52 gibt es nun bezüglich der Ressourcenvergabe drei Arbeitspunkte, die durch Timeswitching dazugestellt werden können. Die dazugehörigen Sendeleistungsvektoren sind  $(0, P_1)$  (Punkt A),  $(P_1, P_2)$  (Punkt B) und  $(P_1, 0)$  (Punkt C). Nur im Punkt B senden beide Teilnehmer gleichzeitig.

Zur Ermittlung der vollständigen unterstützbaren QoS-Region war es jedoch zweckmäßig, alle Beschränkungen an die Sendeleistungen zuerst fallen zu lassen.

Diese Voraussetzung korrespondiert mit dem Übergang von SNIR zum SIR (Signal- zu Interferenzleistungsverhältnis).

Die SIR-Modellierung erfasst vollständig die Mehrteilnehmerinterferenz und spielt damit für die Analyse von Mobilfunksystemen eine wichtige Rolle.

Das SIR des  $k$ -ten Teilnehmers ist durch

$$SIR_k(P) = \frac{P_k}{\sum_{l \neq k} V_{kl} P_l}$$

gegeben, wobei der Vektor  $P=(P_1, \dots, P_K)$  die Sendeleistungen aller Teilnehmer repräsentiert und  $V=(V_{kl})$  die entsprechende Koppelmatrix darstellt. Führt man die Matrix  $\Gamma(q) = \text{diag}(\gamma_1, \dots, \gamma_k)$  der SIR-Anforderungen der Teilnehmer ein, sind die SIR-Anforderungen  $\gamma_1, \dots, \gamma_k$  genau dann unterstützbar, wenn der spektrale Radius der Matrix  $\Gamma(q)V$  kleiner als 1 ist [W1,W2,W3,W4,W5]. Danach ist es möglich, die Menge aller unterstützbaren SIR-Anforderungen vollständig zu charakterisieren. In dieser Form kann das Resultat jedoch nicht praktisch genutzt werden. Wichtig war es, den Zusammenhang zwischen QoS-Parametern und SIR zu berücksichtigen.

### II.5.2.3 Geometrie der unterstützbaren QoS-Region

Der Zusammenhang zwischen der QoS-Anforderung  $q_k$  und der SIR-Anforderungen  $g_k$  ist durch  $\gamma_k = \gamma(q_k)$  gegeben. Für eine Optimierung der Systemperformanz ist es unbedingt erforderlich, die Menge aller unterstützbaren QoS-Anforderungen zu kennen. Damit diese Kenntnis auch gewinnbringend zur Systemoptimierung genutzt werden kann, ist es notwendig, dass die entsprechende Menge gute mathematische Eigenschaften besitzt. Es konnte nun gezeigt werden [W4,W5], dass die Menge aller unterstützbaren QoS-Anforderungen eine konvexe Menge ist, wenn  $\gamma=\gamma(q)$  eine log-konvexe Funktion ist. Damit ist es möglich, Methoden der konvexen Optimierung einzusetzen, was wiederum eine Unterstützung der Echtzeitanforderung ermöglicht. Beim Nachweis der Konvexität der Menge war es erforderlich, die konvexe Abhängigkeit des spektralen Radius der Matrix  $\Gamma(q)V$  zu zeigen.

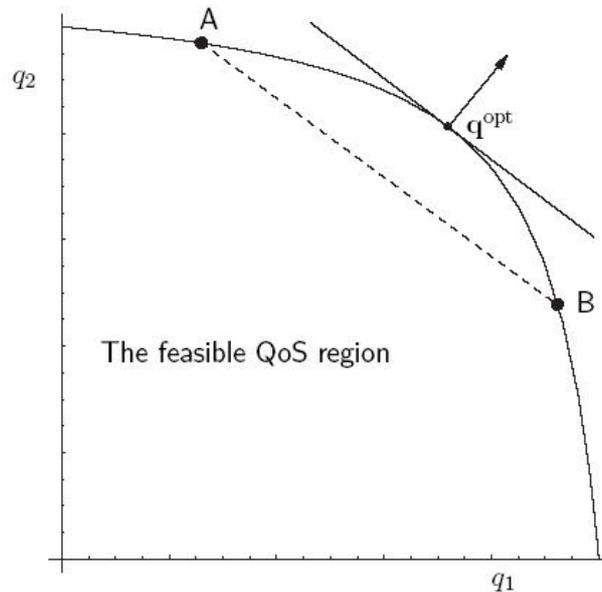


Abbildung II-53: Es ist die unterstützbare QoS-Region für eine log-konvexe Funktion  $g = g(q)$  dargestellt. Die entsprechende Menge ist aufgrund der erzielten Resultate stets konvex. Der Unterschied zu den Abbildung II-51 und Abbildung II-52 ist sofort klar. Für eine log-konvexe Funktion  $g = g(q)$  ist TDMA niemals eine optimales Vielfachzugriffsverfahren.

Es konnte umgekehrt gezeigt werden [W16], dass die Funktion  $\gamma(q)$  log-konvex ist, wenn der spektrale Radius der Matrix  $\Gamma(q)V$  stets konvex sein muss. Die log-Konvexität der Abbildung  $\gamma = \gamma(q)$  ist damit notwendig und hinreichend für die Konvexität des spektralen Radius. Dieses überraschende Resultat ermöglicht nun eine Auswahl der QoS-Parameter, die sich in einem Mobilfunksystem dynamisch optimieren lässt. Da aufgrund der Zeitvarianz des Kanals stets starke Anforderungen an die Komplexität der Optimierungsaufgaben bestehen, ist die Konvexität der unterstützbaren QoS-Region eine notwendige Bedingung. Damit muss der Zusammenhang zwischen QoS-Parametern  $q$  und SIR stets durch eine log-konvexe Funktion gegeben sein.

#### II.5.2.4 Unterstützbare QoS-Region unter Summenleistungsbeschränkungen

Die Lösung des SIR-Optimierungsproblems wurde genutzt, um das entsprechende SNIR-Optimierungsproblem zu lösen. Hierbei wird der Sendeleistungsvektor  $P$  untersucht, so dass sowohl

$$SIR_k(P) = \frac{P_k}{\sum_{\ell \neq k \rightarrow} P_\ell V_{k\ell} + S_k^2} \geq g_k(q_k), 1 \leq k \leq K,$$

erfüllt ist als auch die Gesamtleistung  $\Sigma P_k$  ihr Minimum erreicht. Es wird also der Leistungsvektor mit niedrigster Gesamtleistung untersucht, für den alle Teilnehmer ihre QoS-Anforderungen erfüllen. Dieser Vektor ist natürlich von den QoS-Anforderungen  $q_1, \dots, q_K$  abhängig und kann durch Lösung eines linearen Gleichungssystems berechnet werden. Es wurde die Abhängigkeit des optimalen Vektors von den QoS-Anforderungen analysiert. Es wurde gezeigt [W2,W3], dass die minimale erforderliche Summenleistung zur Unterstützung der QoS-Anforderungen eine log-konvexe Funktion ist, wenn die Abbildung  $\gamma = \gamma(q)$  log-konvex ist,

Dieses Resultat impliziert, dass die entsprechende unterstützbare QoS-Region eine konvexe Menge ist. Damit ist wiederum eine konvexe Optimierung für diesen Fall anwendbar.

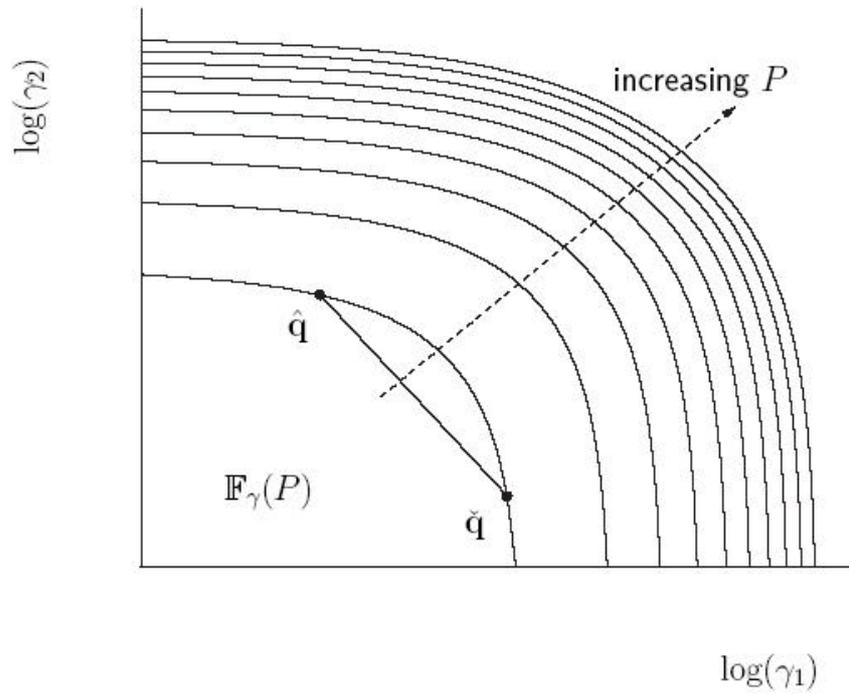


Abbildung II-54: Es werden die unterstützbaren QoS-Regionen in Abhängigkeit von der maximal möglichen Summenleistung dargestellt. Hierbei wurde als QoS-Parameter  $q = \log SNIR$  betrachtet. Für eine feste Summenleistung ist das unterstützbare Gebiet natürlich konvex. Mit steigender Summenleistung werden die Gebiete immer größer. Für  $P \in \mathbb{R}$  erhält man die Menge der QoS-Parameter  $q_1, \dots, q_K$  für die der spektrale Radius der Matrix  $G(q)V$  kleiner als 1 ist.

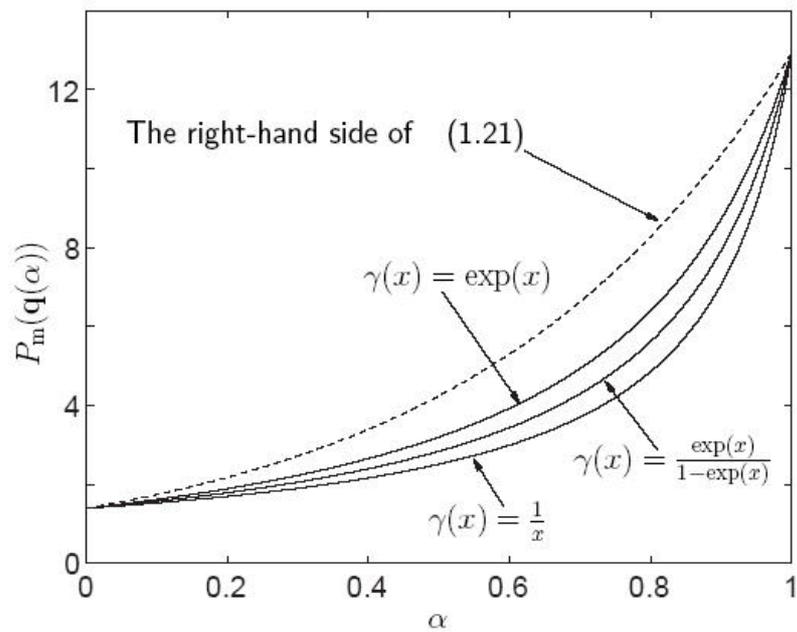


Abbildung II-55: Es wird der Verlauf der minimal erforderlichen Summenleistung für bestimmte QoS-Parameter gezeigt. Es sind unterschiedliche  $g = g(q)$  Funktionen dargestellt. Für zwei gewählte QoS-Vektoren  $q^{(1)}$  und  $q^{(2)}$  wurde die unterschiedliche Leistung berechnet, um den QoS-Vektor  $q(a) = (1-a)q^{(1)} + aq^{(2)}, 0 \leq a \leq 1$ , zu unterstützen. Da die angegebenen Abbildungen log-konvex sind, ist  $P(q(a))$  aufgrund der erzielten Resultate log-konvex. Die obere Schranke ist durch  $(P(q^{(1)}))^{1-a} \cdot (P(q^{(2)}))^a$  gegeben.

### II.5.2.5 Unterstützbare QoS-Region unter individuellen Sendeleistungsbeschränkungen

Für den Uplink-Kanal sind die individuellen Sendeleistungen der einzelnen Teilnehmer beschränkt. Es wurden Techniken entwickelt, die eine Charakterisierung aller möglichen QoS-Anforderungen unter individuellen Sendeleistungsbeschränkungen ermöglicht.

Insbesondere wurde in [W4,W5] das folgende Resultat bewiesen: Ist die Abbildung  $\gamma = \gamma(q)$  log-konvex, dann sind die individuell erforderlichen Sendeleistungen der einzelnen Teilnehmer log-konvex bezüglich der QoS-Anforderungen  $q_1, \dots, q_k$ . Damit ist die Menge aller unterstützbaren QoS-Anforderungen wiederum eine konvexe Menge, wenn  $\gamma = \gamma(q)$  log-konvex ist.

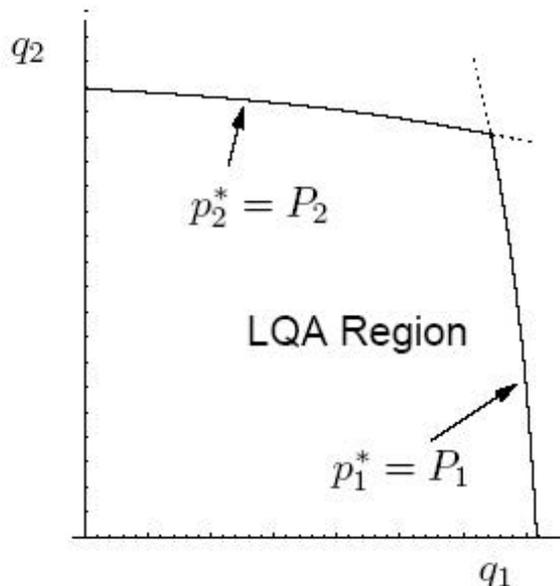


Abbildung II-56: Man beachtet, dass die unterstützbare QoS-Region unter Summenleistungsbeschränkung als Vereinigung von unendlich vielen unterstützbaren QoS-Regionen mit geeigneten individuellen Sendeleistungsbeschränkungen dargestellt werden kann. Deshalb ist bei der Region mit Summenleistungsbeschränkungen der Rand in der Regel „glatter“.

### II.5.2.6 Kombination aus Summen- und individuellen Sendeleistungsbeschränkungen

Dieser Fall spielt bei praktischen Systemen stets eine zentrale Rolle. Er konnte jedoch aufgrund der bereits dargestellten Resultate sofort gelöst werden [W8]. Hierzu muss nur beachtet werden, dass der Durchschnitt von konvexen Mengen stets eine konvexe Menge ist. Stellt also  $\gamma = \gamma(q)$  eine log-konvexe Funktion dar, so ist die Menge der unterstützbaren QoS-Anforderungen damit ebenfalls konvex.

### II.5.2.7 Systemoptimierung aus der Sicht des Operators

Aufgrund der entwickelten Resultate ergeben sich bei einem Operator neue Ansätze zur Systemoptimierung. Hierbei wird die Zeitvarianz des Mobilfunkkanals ausgenutzt. Es soll eine vom Operator gewählte Performanzmetrik in Abhängigkeit von Kanaleigenschaften der Teilnehmer und ihrer „Bedeutung“ für den Operator sowie von den QoS-Anforderungen optimiert werden. Es ist klar, dass die entsprechende Optimierung über die Region der unterstützbaren QoS-Anforderungen durchzuführen ist. Die Region hängt explizit von den Kanaleigenschaften ab. Im TransiNet Projekt wurde

$$\sum \mathbf{a}_k q_k$$

mit  $\mathbf{a}_k > 0$ ,  $\sum \mathbf{a}_k = 1$ , als Kostenfunktion (Performance-Metrik) gewählt.

Die Zahl  $\alpha_k$ ,  $1 \leq k \leq K$ , gibt die „Bedeutung“ des k-ten Teilnehmers an. Diese Zahlen können entweder frei vom Operator oder entsprechend einer Gewichtung der QoS-Anforderung gewählt werden. Ist die Abbildung  $q_k = f(\alpha_k)$  monoton steigend, dann ist das folgende Problem

$$\max(\sum \mathbf{a}_k q_k)$$

zu lösen, wobei die Maximierung über alle unterstützbaren QoS-Anforderungen erfolgt. Für den Fall von monoton fallenden Funktionen werden entsprechende Minimierungsprobleme betrachtet. Unter der Voraussetzung, dass die Funktion  $\gamma = \gamma(q)$  log-konvex ist, stellen die Optimierungsaufgaben konvexe Aufgaben dar [W8].

Es stellt sich heraus, dass QoS-Anforderungen, die die Performanzmetrik maximieren, stets auf dem Rand der unterstützbaren Region liegen (Abbildung II-53). Zu unterschiedlichen Gewichtungsfaktoren gehören unterschiedliche optimale QoS-Anforderungen. Im Allgemeinen kann der Rand der unterstützbaren QoS-Region durch alle möglichen Vektoren  $\alpha = (\alpha_1, \dots, \alpha_K)$  vollständig parametrisiert werden. Die unterstützbare Region ist genau dann strikt konvex, wenn die Optimierungsaufgabe genau eine Lösung hat. Dazu wurden notwendige und hinreichende Bedingungen entwickelt [W8, W9].

### II.5.2.8 Optimale Leistungsregelung

Aus der Optimierungsaufgabe leitet sich ebenfalls ein neuer Ansatz zur Leistungsregelung ab. Der klassische Ansatz besteht darin, zu vorgegebenen SNIR-Anforderungen für die Teilnehmer entsprechende Sendeleistungen zu ermitteln und einzustellen, so dass die Anforderungen unterstützt werden können. Die Aufgabe besitzt in den meisten Fällen eine einfache mathematische Struktur. Die Netzwerkoptimierung erfordert jedoch einen anderen Ansatz, nämlich dass die entsprechenden SNIR-Anforderungen und damit nach unserem Modell die entsprechenden QoS-Anforderungen  $q_1, \dots, q_k$  nicht a priori bekannt sind. Der Weg, als erstes die optimalen QoS-Anforderungen  $q_1, \dots, q_k$  zu ermitteln, um dann mit Hilfe der Abbildung  $\gamma = \gamma(q)$  die entsprechenden SNIR-Anforderungen zu berechnen und anschließend eine klassische Leistungsregelung durchzuführen, ist nicht praktikabel. Deshalb wurde in TransiNet Projekt ein neuer Ansatz gewählt: Es wurde der Ausdruck

$$\sum_k \mathbf{a}_k j(SNIR_k(P))$$

maximiert. Hierbei ist  $f$  die Umkehrfunktion zu  $\gamma = \gamma(q)$ . Mit den bereits dargestellten Resultaten konnte gezeigt werden, dass die Aufgabe stets eindeutig lösbar ist. Damit sind die Karush Kuhn Tucker Bedingungen (KKT-Bedingungen) notwendige und hinreichende Bedingungen zur Charakterisierung des

Optimums [W8]. Anhand der KKT-Bedingungen wurden monoton steigende global konvergente Algorithmen zur Berechnung der optimalen Sendeleistungen entwickelt [W17]. Es wurde die Klasse der Funktion  $f$  vollständig charakterisiert, für die die Optimierungsaufgabe in eine konvexe Optimierungsaufgabe umgeschrieben werden kann.

#### II.5.2.9 Netzwerkoptimierung aus Sicht des Teilnehmers / Max Min – Fairness

Wäre ein Operator lediglich interessiert, seinen „Durchsatz“ zu maximieren, dann wäre nur das Funktional

$$\sum_k q_k$$

über die unterstützbare QoS-Region zu maximieren. Teilnehmer mit sehr guten Kanälen wären damit stets bevorzugt. Natürlich sorgt die Zeitvarianz des Mobilfunkkanals für eine Mittelung, jedoch würden Teilnehmer, welche z. B. dicht an der Basisstation sind, zu stark bevorzugt. Durch die Gewichtung mit Hilfe der Gewichte  $\alpha_k$  kann nun eine gewisse „Fairness“ kontrolliert bzw. eingestellt werden. Die Gewichte  $\alpha_k$  werden dynamisch gewählt. Im TransiNet Projekt wurde das Problem der Netzwerkoptimierung aber auch von der Sicht des Teilnehmers aus gesehen analysiert. Dazu wird in der Regel versucht, die Performanz des schlechtesten Teilnehmers zu maximieren. Im Allgemeinen haben die einzelnen Teilnehmer SNIR-Anforderungen  $\gamma = \gamma(q)$  und man löst die Aufgabe

$$\max_P \min_{1 \leq k \leq K} \frac{SNIR_k(P)}{\mathbf{g}_k}$$

Es stellt sich heraus, dass sich nach der Lösung dieser Max-Min-Optimierung das Verhältnis  $\frac{SNIR_k(P)}{\mathbf{g}_k}$

für alle Teilnehmer auf dem gleichen Niveau befindet, d. h. alle werden gleich gut versorgt. Im TransiNet Projekt wurde nun weiter untersucht, welche Konsequenzen sich daraus für den Operator ergeben.

#### II.5.2.10 Max-Min-Fairness ist fast immer ineffizient

Für einen Operator stellt sich immer die Aufgabe, die Performanzmetrik zu optimieren, d. h. sein System möglichst effizient zu betreiben. Dies hängt natürlich von der Wahl der QoS-Parameter  $q_1, \dots, q_k$  und damit von der Funktion  $\gamma = \gamma(q)$  und den Gewichten  $\alpha_k$ ,  $1 \leq k \leq K$  ab. Es wurde im TransiNet Projekt untersucht, wann die Implementierung der Max-Min-Fairness auch zu einer effizienten Lösung für den Operator führt. Es stellt sich heraus, dass nur bei einer einzigen Wahl des Gewichtes  $\alpha_k$ ,  $1 \leq k \leq K$ , die Max Min-Fairness auch zu einer effizienten Lösung für den Operator führt. Für alle anderen (unendlich vielen möglichen) Gewichte ist also die Max-Min-Fairness-Lösung niemals effizient. Die entsprechenden Gewichte  $\alpha_k$ ,  $1 \leq k \leq K$ , für die die Max-Min-Fairness-Lösung gleichzeitig effizient ist, konnten vollständig charakterisiert werden. Hierzu müssen die Eigenvektoren der Koppelmatrix  $V$  herangezogen werden. Wenn die Koppelmatrix  $V$  charakterisiert ist, dann sind die entsprechenden Gewichte  $\mathbf{a}_k^*$  durch  $\mathbf{a}_k^* = p_k q_k$  gegeben. Hierbei sind  $p$  der rechte Eigenvektor und  $q$  der linke Eigenvektor der Koppelmatrix  $V$  zur entsprechenden Perron-Frobenius-Wurzel.

Mit diesem Resultat war es überraschenderweise möglich, nun einen effizienten Algorithmus zur Lösung der Max-Min-Fairness-Aufgabe zu finden. Es muss hierzu nur die mit  $\mathbf{a}^*$  gewichtete Optimierungsaufgabe gelöst werden. Dies ist insbesondere deshalb überraschend, da die gewünschte Aufgabe eine glatte Optimierungsaufgabe ist. Bei der Max-Min-Fairness-Aufgabe handelt es sich um ein kompliziertes, nicht glattes Optimierungsproblem. Dieser Ansatz wurden im Anschluss an das TransiNet Projekt genutzt,

um für Mehrantennensysteme eine effiziente Ressourcenvergabe für die Erreichung des Max-Min-Fairness zu erzielen.

## II.5.3 Optimales Scheduling

### II.5.3.1 Systemmodell für den Uplink

Die kanalangepasste Optimierung für den Uplink eines Mobilfunksystems stellt eine komplexe Aufgabe dar. Es wurde ein mathematisches Modell entwickelt, das alle für die Lösung der Aufgabe wesentlichen Eigenschaften widerspiegelt. Für dieses Modell konnte für den frequenzflachen Kanal das Problem der Optimierung der Übertragung vollständig gelöst werden. Im Laufe des TransiNet Projektes stellte es sich als fundamental wichtig heraus, den Mehrantennenfall zu beachten.

Jeder Teilnehmer besitzt eine bestimmte Anzahl von Sendeantennen, und die Basisstation besitzt eine Anzahl von Empfangsantennen. Auf den Fall der Einzelantennen an der Basisstation und an den Teilnehmerseiten wird später eingegangen.

Es wird angenommen, dass die einzelnen Teilnehmer Anwendungen nutzen, die für die Übertragung Bitankunftsprozesse mit einer bestimmten Ankunftsrate erzeugen.  $\lambda_k$  ist dabei die Bitankunftsrate für den k-ten Teilnehmer. Jeder Teilnehmer besitzt einen Speicher, in den die noch nicht übertragenen Bits geschrieben werden. Die Anzahl der nicht übertragenen Bits im Speicher des k-ten Teilnehmers wird mit  $q_k$  bezeichnet und entspricht seiner Warteschlangenlänge (in Bit). Die Länge ist natürlich vom momentanen Zeitpunkt abhängig.

Die Basisstation hat Kenntnis über die Kanalmatrizen  $H_1, \dots, H_K$  der einzelnen Teilnehmer. Sie hat weiterhin bestimmte Kenntnis über den „Zustand“ der Teilnehmer, d. h. sie kennt die momentanen Warteschlangenlängen  $q_1, \dots, q_K$ .

Der Scheduler in der Basisstation soll die Übertragung in Abhängigkeit von den momentanen Kanalzuständen  $H_1, \dots, H_K$  und den Teilnehmer-„Zuständen“  $q_1, \dots, q_K$  optimieren. Das Systemkonzept ist in Abbildung II-57 dargestellt.

Dazu muss der Scheduler die optimalen Sendekovarianzmatrizen  $Q_1, \dots, Q_K$  der Teilnehmer ermitteln.

Dabei stellt die Spur der k-ten Sendekovarianzmatrix (  $\text{trace}(Q_k)$  ) die Sendeleistung des k-ten Teilnehmers dar. Die Eigenvektoren der Matrix  $Q_k$  beschreiben die Richtung der optimalen Übertragung des k-ten Teilnehmers.

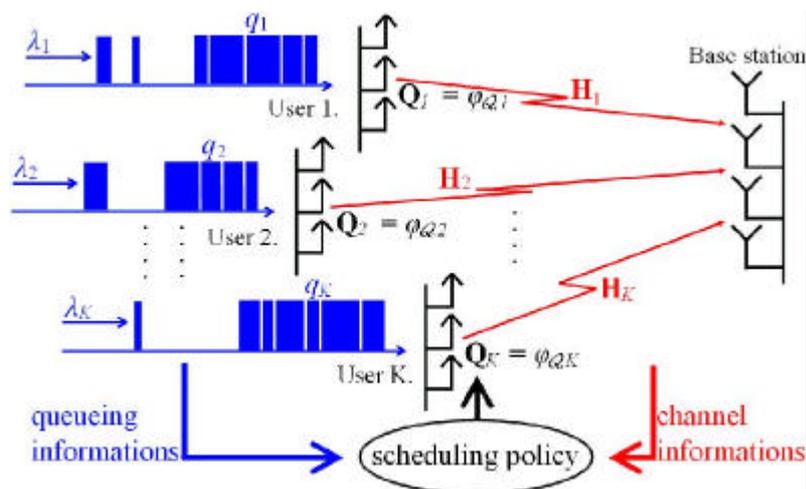


Abbildung II-57: Das Systemkonzept

### II.5.3.2 Optimierungsziel für den Scheduler-Entwurf

Es erwies sich als zweckmäßig, den Scheduler so zu optimieren, dass die maximal mögliche Stabilitätsregion für das Funksystem erzielt werden kann. Hierbei ist die Stabilitätsregion definiert als die Menge aller Ankunftsrate-Tupel  $\lambda_1, \dots, \lambda_K$ , bei denen alle Warteschlangenlängen im System für alle Zeitpunkte beschränkt bleiben. Logischerweise hängt eine Stabilitätsregion von der Art der Warteschlangen-Abarbeitung ab. Diese ist durch den implementierten Scheduler beschrieben.

Im TransiNet Projekt wurde nun gerade der Scheduler gesucht, der die Stabilitätsregion maximiert.

### II.5.3.3 Optimales Übertragungsverfahren auf der physikalischen Schicht

Für die Scheduler-Optimierung war es erforderlich geeignete Übertragungsverfahren auf der physikalischen Schicht auszuwählen. Es wurden dazu Elemente der Mehrnutzer-Informationstheorie genutzt.

Es ist klar, dass das Übertragungsverfahren, welches die gesamte Ratenregion des Systems erreicht Durchsatz-optimal ist. Hierbei ist die Ratenregion  $R$  die Menge aller Raten-Tupel  $R_1, \dots, R_K$  für die alle Teilnehmer gemeinsam fehlerfrei übertragen können. Es stellte sich heraus, dass die optimalen Raten-Tupel in der Ratenregion durch Optimierung der Sendekovarianzmatrizen der Teilnehmer, Wahl der optimalen Interferenzauslöschungsreihenfolge und Timesharing erzielt werden können. Wegen der Timesharing-Möglichkeit ist die optimale Ratenregion  $R$  eine konvexe Menge.

### II.5.3.4 Zusammenhang zwischen der Stabilitätsregion und der Ratenregion

Es wurde die Technik der Ljapunov-Drift-basierten Systemanalyse verwendet und weiterentwickelt. Damit wurde eine vollständige Charakterisierung der maximalen Stabilitätsregion ermöglicht. Es stellte sich heraus, dass die maximale Stabilitätsregion gleich der Ratenregion  $R$  ist. Damit ist die maximale Stabilitätsregion eine konvexe Menge. Der Scheduler, der die maximale Stabilitätsregion erreicht löst das Optimierungsproblem

$$\max \sum_{k=1}^K q_k R_k,$$

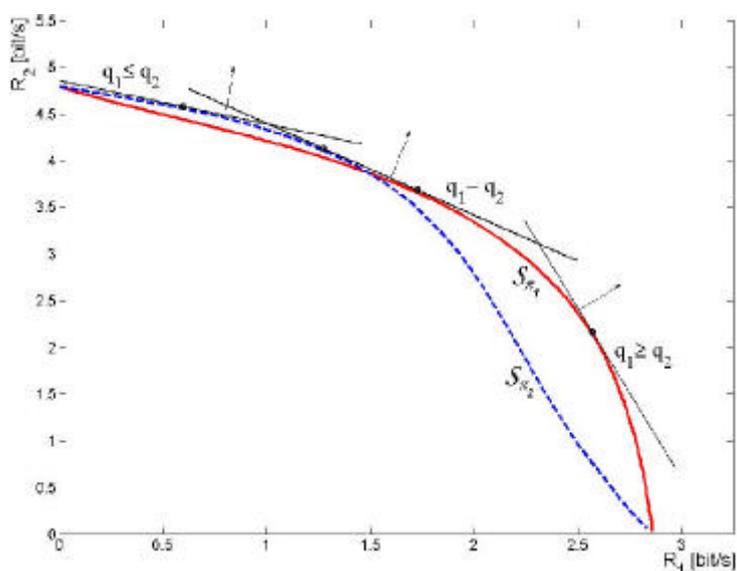
wobei die Maximierung über die gesamte Ratenregion  $R$  erfolgt. Da dies eine konvexe Menge ist, stellt das Optimierungsproblem eine konvexe Aufgabe dar. Damit wurde ebenfalls verdeutlicht, dass das Scheduler-Optimierungsproblem einer Optimierung gewichteter QoS-Parametern entspricht. Dabei entsprechen die QoS-Parameter den Raten  $R_1, \dots, R_K$  und die Gewichtungsfaktoren sind durch die Warteschlangenlängen  $q_1, \dots, q_K$  der einzelnen Teilnehmer gegeben. Die Lösung der Aufgabe hat eine sehr interessante Struktur. Die Kanalmatrizen  $H_1, \dots, H_K$  gehen explizit in die konkrete Realisierung der Ratenregion  $R$  ein. Die Prioritäten (Gewichte) der Teilnehmer in der Optimierungsaufgabe entsprechen den zugehörigen Warteschlangenlängen. Die für den Zeitabschnitt optimale Scheduling-Strategie hängt damit explizit von den Kanalrealisierungen und den Warteschlangenlängen ab.

Damit können die im Abschnitt II 5.2. dargestellten Prinzipien zur Optimierung des Schedulers genutzt werden. Die Lösung des Optimierungsproblems lässt sich damit sehr anschaulich darstellen. Weiterhin liefert das hier hergeleitete Resultat für den optimalen Scheduler eine zusätzliche Legitimation für die im Abschnitt II 5.2. vorgestellten Ansätze.

### II.5.3.5 Optimierung auf Zeitschlitzbasis

Der soweit vorgestellte allgemeine Scheduler beinhaltet noch einige praktische Probleme. Abhängig von Warteschlangenlängen und Kanalmatrizen muss möglicherweise Timesharing verwendet werden um die optimalen Raten der Scheduling-Strategie zu erreichen. Eine Implementierung steht damit im Widerspruch zu vielen Wellenausbreitungsszenarien in der Mobilkommunikation. Unter Berücksichtigung

der Zeitvarianz des Mobilfunkkanals war es daher erforderlich einen Scheduler zu entwerfen, der nur die aktuellen Kanalrealisierungen  $H_1, \dots, H_K$  und die aktuellen Warteschlangenlängen  $q_1, \dots, q_K$  berücksichtigt. Damit ist die Technik des Timesharing nicht anwendbar. Es erwies sich, dass die Optimierungsaufgabe damit eine kompliziertere Struktur annimmt. Für eine feste Interferenzreduktionsreihenfolge ist die erzielbare Ratenregion nicht mehr konvex. Die entsprechende Optimierungsaufgabe ist daher ebenfalls nicht konvex und damit im Allgemeinen nicht effizient lösbar (d. h. die implementierbaren Optimierungsroutinen können die Optimalität der gefundenen Lösung nicht garantieren). Es konnte jedoch gezeigt werden, dass dank Konvexität spezieller Teilgebiete der Ratenregion eine erfolgreiche und praktikable Optimumsuche möglich ist. Dies kann anhand der Geometrie des Problems in Abbildung II-58, am Beispiel eines 2-Nutzer-Falls, veranschaulicht und erklärt werden.



**Abbildung II-58:** Das rote (durchgestrichene) und blaue (gestrichelte) Gebiet repräsentieren die Sub-Ratenregione, die mit festen Interferenzreduktionsreihenfolgen assoziiert sind. Die Linien stellen die geometrische Repräsentation der Zielfunktion der Optimierung für drei verschiedene Zustände des Warteschlangensystems dar. Die Punkte an denen die Linien die Ratenregione tangieren entsprechen den zugehörigen optimalen Raten-Tupeln. Man erkennt sofort, dass die optimalen Raten-Tupel an den Rändern von konvexen Teilmengen liegen.

Das optimale Raten-Tupel liegt immer auf einer konvexen Teilmenge der Ratenregion, die mit einer einzelnen Interferenzreduktionsreihenfolge assoziiert ist. Die Anzahl dieser konvexen Teilmengen der Ratenregion, steigt mit der Fakultät der Nutzeranzahl. Damit ist die Ermittlung der optimalen Interferenzreduktionsreihenfolge durch numerische und Rechner-basierte Methoden selbst bei kleinen Teilnehmerzahlen nicht praktikabel. In diesem Kontext kann jedoch die schöne kombinatorische Struktur der Ratenregion ausgenutzt werden. Die Ratenregion ist eine Vereinigung von Sub-Ratenregionen, die festen Sendekovarianzmatrix-Tupeln zugeordnet sind und die Form von sogenannten Polymatroiden annehmen. Weiter konnte gezeigt werden, dass jedes optimale Raten-Tupel den Eckpunkt eines dieser Polymatroide darstellt. Aus den Eigenschaften der Polymatroide ergibt sich damit sofort die optimale Interferenzreduktionsreihenfolge, was in Abbildung II-59 am Beispiel eines 2-Nutzer-Falls veranschaulicht ist.

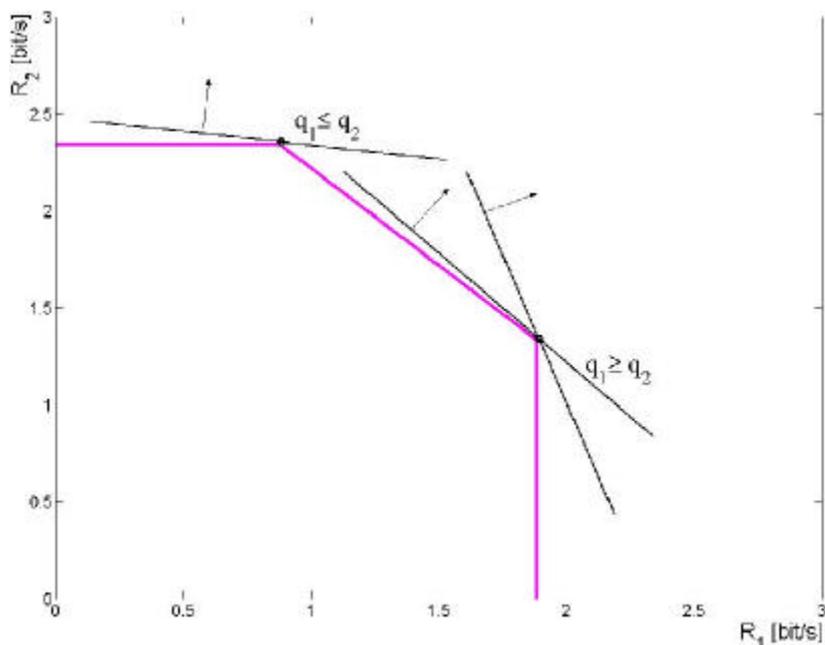


Abbildung II-59: Linien entsprechen der Zielfunktion der Optimierung für verschiedene Zustände des Warteschlangensystems. Die Punkte an denen die Linien das Polymatroid (Sub-Ratenregion bei fixierten Sendekovarianzmatrizen) tangieren entsprechen den zugehörigen optimalen Raten-Tupeln. Die einzigen Punkte an denen die Linien das Polymatroid tangieren können sind seine Eckpunkte. Die Eckpunkte des Polymatroids sind mit Permutationen assoziiert, die als Interferenzreduktionsreihenfolgen interpretiert werden. Es konnte gezeigt werden, dass das Polymatroid an dem Eckpunkt tangiert wird, deren zugehörige Permutation die Warteschlangenlängen steigend ordnet.

Die optimale Reihenfolge wird eindeutig durch die Warteschlangenlängen  $q_1, \dots, q_k$  bestimmt und ist, interessanterweise, Kanal invariant. Die Teilnehmersignale werden entsprechend der steigenden Anordnung der Warteschlangenlängen dekodiert. Der Teilnehmer mit der kürzesten Warteschlange wird zuerst dekodiert, der Teilnehmer mit der zweit-kürzesten Warteschlange wird als zweiter dekodiert, ... und der Teilnehmer mit der längsten Warteschlange wird als letzter dekodiert. Der Vorteil für die Teilnehmer mit längeren Warteschlangen liegt damit in der kleineren Mehrnutzerinterferenz die sie „sehen“. Folglich empfindet der zuletzt dekodierte Teilnehmer keine Mehrnutzerinterferenz mehr. Durch Aufdeckung der kombinatorischen Zusammenhänge war es also möglich das potenziell nicht effizient lösbare Problem der Ermittlung der optimalen Interferenzreduktionsreihenfolge zu lösen.

Nach Ermittlung der optimalen Reihenfolge war es möglich, die sich daraus ergebende mathematische Struktur weiter zu analysieren. Es zeigt sich, dass die sich daraus ergebenden Ausdrücke für die Raten eine Art Teleskop-Eigenschaft besitzen. Unter Ausnutzung dieser Eigenschaften und weiteren Eigenschaften von matrixmonotonen Funktionen wurde gezeigt, dass die Berechnung der optimalen Sendekovarianzmatrizen nun doch auf eine konvexe Optimierungsaufgabe zurückgeführt werden kann.

Dies liegt daran, dass das optimale Raten-Tupel auf einer durch die ermittelte Interferenzreduktionsreihenfolge bestimmten konvexen Teilmenge liegt (wie in Abbildung II-58 veranschaulicht) und die Informationstheoretische Abhängigkeit der Raten von Sendekovarianzmatrizen Konvexitätsbewahrend ist.

#### II.5.3.6 Optimales Scheduling – Vorteil der Cross-Layer-Optimierung

Die aufgedeckte Struktur und inneren Zusammenhänge des optimalen Schedulers wurden genutzt, um das erste echte Beispiel für den Nutzen der Cross-Layer Optimierung zu entwickeln.

Die Reihenfolge der Warteschlangenlängen beeinflusst unmittelbar die Interferenzreduktionsreihenfolge auf der physikalischen Schicht. Die Ermittlung der, in der Hinsicht der Stabilitätsregion, optimalen Reihenfolge nur anhand der Kenntnisse der physikalischen Schicht wäre aus Komplexitätsgründen unmöglich. Mit der Wahl der optimalen Interferenzreduktionsreihenfolge ist dann die weitere Optimierung bezüglich der Sendekovarianzmatrizen eine konvexe Optimierungsaufgabe. Unter Ausnutzung der mathematischen Struktur dieser reduzierten Aufgabe wurden monoton konvergente Optimierungsalgorithmen entwickelt.

Es ist an dieser Stelle noch einmal interessant den Vielfachzugriffskanal mit Einzelantennen an der Sende- und Empfangsseite zu diskutieren. Betrachtet sei als Beispiel der Durchsatz-optimale Scheduler, der dem Spezialfall des vorgestellten Cross-Layer-Schedulers mit symmetrischen Warteschlangen entspricht. In diesem Fall ist bekannt, der Scheduler nur den Teilnehmer mit dem besten Kanal übertragen lässt.

Damit ist klar, dass zur Einhaltung von Fairness im System ein aufwendigeres Ressourcen-Management mit Nutzung des Timesharing-Arguments implementiert werden muss. Im TransiNet Projekt wurden für den Mehrantennenfall genau die Szenarien charakterisiert, für den die Einteilnehmerübertragung (TDMA) optimal ist. Es stellte sich heraus, dass diese Situationen praktisch nahezu auszuschließen sind. Damit sorgt der Mehrantennenfall zusätzlich zur Kapazitätssteigerung auch für eine „höhere“ Fairness bei der Vergabe der Ressourcen.

## **II.6 Zusammenfassung**

In den Arbeiten zu Netzkonzepten, Netzarchitekturen mit den entsprechenden Netzelementen und Netzknoten für das Festnetz wurde ein weit in die Zukunft gezielter Ansatz gewählt. Deshalb wurden nach der Betrachtung der Grundlagen zu den Anforderungen an zukünftige Netze und zukünftige Services, die Arbeiten auf die Ansätze des „optical burst switching“ und des „optical packet switching“ konzentriert. Seiner praktischen Wichtigkeit entsprechend war Routing und Resilience in zukünftigen Netzen ein weiterer Schwerpunkt neben der Betrachtung neuer drahtloser Dienste mit erweiterten Quality of Service Ansprüchen.

### **II.6.1 Netzbetrieb, Anforderungen, Verkehre**

Die Analyse der Anforderungen an zukünftige Netze, die sich u.a. aus dem Netzbetrieb und der Verkehrscharakteristik ergeben, war eine Basis für alle anderen Arbeitspakete des Vorhabens. Diese Analysen sind im ersten Kapitel und dem ersten Abschnitt des zweiten Kapitels dargestellt.

Die dabei zu berücksichtigen Kriterien und Anforderungen an zukünftige Netze aus Betreibersicht lassen sich dabei in drei Schwerpunkten zusammenfassen:

- Kostenreduzierung,
- neue und erweiterte Funktionalitäten für zukunftssichere Dienste,
- Interoperabilität und Betriebssicherheit.

Für die Bewertung von Netzarchitekturen und damit verbundener Technologien wurde ein geeigneter Kriterienkatalog festgelegt, der die Kriterienbereiche Funktionalität, Leistungsfähigkeit beim Betrieb, unterstützte Services, Flexibilität bei Änderung der Netzanforderungen bzw. der Dimension und Möglichkeiten der Einführung von neuen Architekturen, bzw. der Migration von etablierten Lösungen hin zu neuen Ansätzen umfasst.

Im Rahmen der Betrachtungen von Verkehrsmodellierungen wurden Ansätze zur Beschreibung von IP Verkehren zusammengestellt und die Modellierung von Verkehrsquellen für verschiedene Anwendungsszenarien aufgezeigt. Darüber hinaus wurden Dienstgütemetriken für elastischen Verkehr, d.h. im Internet TCP-Verkehr, untersucht. Dabei ist es von herausragender Bedeutung, dass nicht Metriken der Paketebene, sondern solche übergeordneter Anwendungsschichten berücksichtigt werden.

Zur Unterstützung der Auswertung von Verkehrsmessungen wurden Visualisierungskonzepte entwickelt. Die bei ihrer Implementierung in entsprechende Tools konsequent den Anforderungen der spezifischen Messaufgaben angepasst werden können.

## II.6.2 Optical Burst und Packet switching (OBS)

Unter den Ansätzen für optische Netze, in denen Label als Träger der Weiterleitungsinformation verwendet werden, stellt Optical Burst Switching (OBS) einen vielversprechenden Kandidaten dar. Im Spannungsfeld zwischen durchschaltevermittelten Kanälen, *lightpaths*, und optischer Paketvermittlung eröffnet sich eine weitere WDM-Architektur, das optische Burst Switching. Es ist als Transporttechnik für das Kernnetz konzipiert. Dabei wird exakt für die Übertragungsdauer einer größeren Dateneinheit, hier Burst genannt, ein Übertragungskanal reserviert und eingerichtet. Im Unterschied zur Durchschaltevermittlung wird der Kanal also nicht für die gesamte Dauer einer Verbindung bereitgestellt. Ebenso wie beim Fast Circuit Switching wird bei OBS jedes Vermittlungselement nur genau für die Übertragungsdauer des Bursts geschaltet. Ein Kontrollpaket, das auf einem separaten Kanal übertragen wird, enthält die dazu benötigte Information über Startzeitpunkt und Dauer eines Bursts. Die Optical Burst Switching Architektur stellt Übertragungskapazität der Granularität eines Datenbursts bereit.

### II.6.2.1 Burst Assembly, Reservierungsverfahren, Blockierungsauflösung, Dienstgütedifferenzierung

Die Datenbursts werden am Rand des optischen Netzes aus Client-Layer-Paketen zusammengebaut, was als Burst Assembly bezeichnet wird. In TransiNet wurden unterschiedliche Verfahren zum Zusammenbau von optischen Bursts evaluiert und klassifiziert sowie im Rahmen einer Simulation in ihrer Leistung bewertet. Zunächst wurde der Einfluss von Burstcharakteristiken auf die Leistungsfähigkeit von OBS untersucht und festgehalten.

Eine zweite Frage ist wie die Kanalreservierung am effizientesten gelöst werden kann. Für zwei am IKR entwickelte Hardware-Lösungen zur WDM Kanal Reservierung im OBS-Knoten wurde eine Leistungsbewertung durchgeführt und die Skalierbarkeit analytisch bis ca. 130 Wellenlängen nachgewiesen.

Da keine vollständige Signalisierung stattfindet sondern nur eine Reservierung versucht wird, kann es zu Blockierungen kommen, die zu Burstverlusten führen. Diese müssen durch Blockierungsauflösungsverfahren minimiert werden.

Im Rahmen von TransiNet konzentrierten sich die Untersuchungen auf:

- Architektur, Dimensionierung und Leistungsfähigkeit von Puffern, die aus Faserverzögerungsleitungen aufgebaut werden
- Architekturen und Leistungsfähigkeit von OBS-Knoten, die Wellenlängenkonverter in sog. Pools bereit halten und mit OBS-Knoten kombiniert werden können.
- Kombination von Wellenlängenkonversion, Pufferung und Deflection Routing in Netzszenarien

Ein wichtiges Charakteristikum eines Netzes ist, inwieweit eine Dienstgütedifferenzierung unterstützt wird. Es wurden zwei Verfahren zur Differenzierung analysiert. Das erste beruht darauf, Bursts verschiedener Dienstgüte verschiedene Offset-Zeiten für die Reservierung zuzuordnen. D.h. es werden für priorisierte Burst früher Ressourcen reserviert. Das Zweite untersuchte Verfahren reserviert unterschiedliche Bandbreite auf MPLS Pfaden zwischen Eingangs- und Ausgangsknoten im OBS-Netz. Der Grad der Differenzierung kann durch die Überreservierung in den MPLS-Pfaden eingestellt werden.

### II.6.2.2 Schlüsselkomponenten, physikalische Implementierung

Neben diesen Fragestellungen wurde auch die Möglichkeiten der praktischen Implementierung von OBS untersucht. Hierzu wurden die Anforderungen an im OBS Netz erforderliche Schlüsselkomponenten

analysiert. Schlüsselkomponenten sind u. a. schnell schaltbare Wellenlängenkonvertoren, schnell schaltbare Raumschalter, für den Empfang von Bursts geeignete Empfänger.

Besondere Anforderungen aus der nicht mehr konstanten Lichtintensität bei der Übertragung optischer Bursts ergeben sich z. B. für die optischen Verstärker. Diese müssen in Ihrer Verstärkung hinreichend schnell geregelt werden, um Leistungsüberschwinger zu vermeiden. Verfahren hierzu wurden untersucht und bewertet.

Einen großen Raum nahm die Untersuchung der OBS-Schaltknoten ein. Optische Halbleiterverstärker („Semiconductor Optical Amplifier“ SOAs) mit einer Schaltzeit unter 10 ns sind aus heutiger Sicht am besten geeignet, um schnelle und große optische Schaltknoten für OBS aufzubauen.

Deshalb konzentrierte sich die Analyse schneller optischer Schaltknoten für „Optical Burst Switching“ im FHG-HHI auf verschiedene optische Knotenarchitekturen auf der Basis von SOAs. Alle betrachteten Schaltknoten sind streng blockierungsfrei; sie können wahlfrei von jeder Eingangsfaser und Wellenlänge auf jede freie Ausgangsfaser und Wellenlänge schalten.

Nach der Analyse verschiedener Varianten von Schaltknoten wurde eine als besonders geeignet ausgewählt (Tuneand-Select Struktur, s. Abb II-4). Die physikalisch erreichbare Größe des Knotens ist durch die Verschlechterung der Signalqualität bestimmt. Die Ursachen der Verschlechterung der Signalqualität liegen hauptsächlich im Rauschen der SOAs, aber auch im Übersprechen der WDM-Kanäle und im dynamischen Sättigungsverhalten der SOAs. Eine Schaltknotengröße von jeweils 16 Eingangs- und Ausgangsfasern mit jeweils 32 Wellenlängen mit 10 Gbit/s Kanälen kann erreicht werden.

### II.6.2.3 Integrierte Analyse von OBS-Schaltknoten

Eine Beurteilung eines OBS-Knotens allein nach der physikalisch möglichen Gesamtgröße ist unvollständig. Eine vollständige Auslastung des Knotens ist nicht möglich, weil in diesen Fall, aufgrund des Reservierungsmechanismus, Burstverluste auftreten. Es ist deshalb nötig, auch die Burstverluste in dem Knoten mit zu berücksichtigen. Erst der erreichbare effektive Gesamtdurchsatz, bei akzeptablen Burstverlusten, ist ein relevantes Maß für die Kapazität des Knotens.

Diese Untersuchungen wurden in enger Zusammenarbeit zwischen der Universität Stuttgart IKR und dem FHG-HHI durchgeführt. Dabei flossen von Seiten des FHG-HHIs Ergebnisse zur Signalübertragung in den Knoten und den daraus resultierenden maximalen Baugrößen ein, während das IKR die Leistungsfähigkeit der Knoten unter dynamischen Verkehrsannahmen bewertete.

Bei Knoten mit Faserverzögerungsleitungen zur Speicherung von Bursts im Konfliktfall, wird die Wichtigkeit einer integrierten Analyse beispielhaft erkennbar. Die Speichermöglichkeit durch Faserverzögerungsleitungen reduziert die Burstverluste, der effektive Durchsatz im Vergleich zum Gesamtdurchsatz wird grösser. Dieser Effekt wird aber unter Umständen dadurch überkompensiert, dass wegen höherer Signaldämpfung in dem Knoten, der Gesamtknoten nur kleiner sein kann, damit eine hinreichend gute Signalqualität gewährleistet ist. Insgesamt lohnt sich unter Umständen der Mehraufwand für die Verzögerungsleitungen nicht.

## II.6.3 Optical packet switching

### II.6.3.1 Knotenarchitekturen und Reservierungsmodelle

An der TU Berlin fanden im Rahmen der Arbeitsgruppe „Architekturen“ hauptsächlich Untersuchungen an Arrayed-Waveguide Grating (AWG) -basierten optischen Paketnetzen statt. In eigenen Vorarbeiten waren die grundlegenden Netzarchitekturen bereits entwickelt worden, sodass sich die Arbeiten auf Knotenarchitekturen und Mediumzugriffsprotokolle für rein optische Netze konzentrierten.

Ein grundlegender Vergleich der Netzkapazitäten von Single- und Multihopnetzen auf Basis einer AWG-Sternarchitektur wurde in veröffentlicht. Es zeigte sich, dass eine geringe Anzahl von 2 oder 3 nicht abstimmbaren Sender/Empfängerpaaren (FT/FR) pro Knoten in einem Multihop-Netz ausreicht, um

dieselbe totale Kapazität zu erreichen, wie sie ein ansonsten gleichartiges Single-hop-Netz mit abstimmbaren Sendern und Empfängern (TT/TR) bietet.

Es wurde eine Multihop-Architektur vorgeschlagen und untersucht, die auf virtuellen Ringen beruht, die durch die zyklische Vertauschung der Wellenlängen an Ein- und Ausgang eines NxN AWG entstehen können, wenn man eine bestimmte Beschaltung desselben vornimmt. Hierbei ist ein Knoten aber nicht nur bidirektional wie im Falle von RPR oder SDH-Ringen, sondern „multi-direktional“ mit allen anderen Knoten im Netz verbunden. Die dadurch gegebene Möglichkeit von „Abkürzungen“ im Ring senkt die mittlere Anzahl der Knoten, die ein Paket passieren muss, und erhöht so die Netzkapazität mehr als quadratisch mit zunehmender Anzahl der Ringe. (Zum Vergleich: Bei einer physikalischen WDM-Ringarchitektur wächst die Kapazität linear.). Daneben wurde auch die Architektur eines Arrayed-Waveguide Grating (AWG) basierten Sternnetzwerks betrachtet.

### II.6.3.2 Quellenmodelle

Für die Betrachtung von Medienzugriffen bezüglich Fairness und Effizienz in optischen Weitverkehrs-Netzen ist eine möglichst realistische Modellierung des Verkehrs wichtig. Während für die Modellierung einzelner kleiner Paketströme mit geringem Bandbreitebedarf die Annahmen von Poisson-verteiltem Verkehr ausreichen, trifft dies jedoch nicht für die Überlagerung vieler Ströme zu. Durch das Multiplexen vieler kleiner flows mit Pareto-verteilten Datenmengen entsteht selbst-ähnlicher Verkehr. Deswegen wurde eine große Anzahl von On/Off-Quellen gemultiplext. Diese Quellen erzeugen Verkehr mit konstanter Rate im On-Zustand, während die Periodendauern der On/Off Zustände heavy-tailed verteilt sind.

Die Simulation von Paketnetzen stößt bei Glasfasermedien mit vielen hochbitratigen Wellenlängen sehr schnell an ihre Grenzen: um geringe Paketverlustwahrscheinlichkeiten statistisch verlässlich verifizieren zu können, müssen viele Pakete übertragen werden. An der TU München wurde deshalb - als Grundlage für die Entwicklung und Simulation paketvermittelnder optischer Netzkonzepte - ein Quellenmodell für aggregierten IP-Weitverkehr entwickelt, das die IP-charakteristische Paketlängenverteilung mit langzeitabhängiger Verteilung der Zwischenankünfte verbindet.

### II.6.3.3 Leistungsbewertung

Leistungsbewertungen wurden für eine Anzahl verschiedener Netze durchgeführt:

- Leistungsbewertung für ein paket-vermitteltes 17-Knoten Netz (hypothetisches Deutschlandnetz)

Die Topologie des Netzes wurde auf ein AWG-basierendes WDM Netzwerk abgebildet. Das bedeutet, dass alle 17 Knoten mit einem AWG verbunden werden. Die Position des AWGs wurde geographisch in der Mitte des Netzes angenommen. Der erzielte Durchsatz im Verhältnis zur angelegten Last wurde simuliert.

- Leistungsbewertung eines wellenlängenselektiven paketvermittelten Singl-Hop Metronetzes.

Hier wurde z.B. der positive Einfluss von räumlicher Wiederverwendung von Wellenlängen auf den mittleren Netzdurchsatz für Pakete variabler Länge analysiert

- Leistungsbewertung in OPS-Netzen.

Hierfür wurde an der TU München zu Verifikationszwecken ein paketbasierter Simulator entworfen, der neben diversen Vermittlungsverfahren (Faser-, Wellenlängen- und Zeitschlitzvermittlung) auch die optische Pufferung mittels Faserverzögerungsleitung (FDL) beherrscht.

### II.6.3.4 Multicasting

Die Motivation der Nutzung von Multicasting zum simultanen Versenden multimedialer Daten an *ausgewählte* Empfänger stand im Mittelpunkt dieses Arbeitspaketes. Multicasting steht zwischen Unicasting und Broadcasting, da Unicasting eine Beziehung zwischen dem Sender und *einem* Empfänger

darstellt, und Broadcasting sich an *alle* Empfänger richtet. Zumindest in der Theorie werden Netzressourcen durch Multicasting höchst effizient beansprucht. Da im heutigen Internet keine wirklich skalierbaren, hochbitratigen Verteildienste vorhanden sind, gibt es hier ein beträchtliches Potenzial zur Effizienzsteigerung.

Der Effizienzgewinn von Multicasting im Vergleich zur Unicastübertragung wurde durch die Verknüpfung einer Kostenmetrik mit einer Effizienzmetrik abgeschätzt. Es u.a. wurde untersucht, ab wann keine weiteren inkrementellen Kosten je zusätzlichem Nutzer anfallen (Sättigung des Multicast-Verteilbaumes). Dies wurde modelliert als Stichprobenentnahme aus einer zweigeteilten Population von Zugangsknoten.

Ein weiterer Arbeitspunkt war die Entwicklung einer Heuristik für die Platzierung optischer Komponenten in WDM-Netzen, die den Aufbau von Multicast-Verteilbäumen in photonisch betriebenen Netzen ermöglicht. Die entwickelte Heuristik ist gleichermaßen für Wellenlängen- und Paketvermittlung (OPS) verwendbar.

## **II.6.4 Routing und Resilience**

### **II.6.4.1 Routing und Verkehrslenkung**

Bei der Einführung einer verteilten GMPLS-Steuerebene in ASONs stellen Konzepte zur Implementierung der Verkehrslenkung basierend auf IP-basierten Protokollen sowie deren Leistungsfähigkeit zentrale Fragestellungen dar. Zustandsabhängige Verfahren der Verkehrslenkung und der Verteilung von Routing-Information wurden entworfen und simulativ untersucht. Eine deutliche Verbesserung gegenüber statischen Verkehrslenkungsverfahren kann nur für den Fall ohne Wellenlängenkonversion (transparentes optisches Netz) festgestellt werden.

### **II.6.4.2 SDH/WDM Multilayer Routing**

Da die Granularität von WDM-Kanälen häufig für die Aufgaben des Verkehrsmanagements zu grob ist, sollen Ansätze zur optimierten Kombination einer elektrisch vermittelten SDH/MPLS-Ebene zur Verkehrskonsolidierung (Grooming) mit einer WDM-Transportebene Flexibilität und gleichzeitig Kosteneffizienz ermöglichen.

Für die Verkehrslenkung mit einem kombinierten Ansatz in SDH/WDM-Multilayer-Netzen wurde ein neuartiges Routing-Verfahren „Weighted Integrated Routing“ (WIR) entworfen, das eine niedrigere Blockierwahrscheinlichkeit aufweist als bekannte Verfahren

### **II.6.4.3 Neue Schutzverfahren**

Es wurden neue Ansätze für Schutzkonzepte, nämlich solche auf der optischen Ebene, in optischen Netzen entwickelt. Die Funktionstüchtigkeit und Ressourceneffizienz dieser Verfahren wurde durch simulative Untersuchungen analysiert. Die Untersuchungen wurden in enger Zusammenarbeit von den Projektpartnern LKN und der T-Systems durchgeführt.

Zur Beurteilung der Ressourceneffizienz der verschiedenen Mechanismen wurde eine Vergleichsrechnung für die drei Protectionverfahren end to end 1+1 / shared sowie Link Protection durchgeführt. Als Topologiegrundlage diente ein hypothetisches 17-Knoten Deutschlandnetz, für das eine Netzkonfiguration mit 97 geschützten Verbindungen berechnet wurde.

Ein entscheidendes Kriterium für die Bewertung von Ersatzschaltverfahren ist die erreichbare Verfügbarkeit. Alle untersuchten Verfahren gewährleisteten für Einfachfehlerszenarien einen 100% Ausfallschutz; für Restauration muss ein genügend großer Pool an freien Ressourcen zur Verfügung stehen. Im Fall von Mehrfachfehlern sinkt der Ausfallschutz unter 100%. Um die Verfahren zu vergleichen wurden Zweifachfehlerszenarien simuliert.

Für die Evaluierung der Ersatzschaltverfahren zum Schutz dynamisch aufgesetzter Verbindungen im Transportnetz wurde eine Leistungsbewertung eines Beispielnetzes durchgeführt. Als Grundlage diente das schon vorgestellte 17-Knotennetz.

#### II.6.4.4 Vorkonfigurierte, ringbasierte Ersatzschaltverfahren

Das Konzept „preconfigured protection cycles“ („p-cycles“) ist eine neuartige Strategie, ein Netz insbesondere vor Kantenfehlern zu schützen. Das Konzept der p-Cycles versucht, die Vorteile von Ring-Protection und Mesh-Restoration Verfahren in einem hybriden Verfahren zu vereinigen. In den Forschungsarbeiten wurden grundlegende Eigenschaften dieses Konzeptes erarbeitet sowie dessen Einsatzmöglichkeit in WDM-Netzen untersucht.

Das neue Layer-2-Protokoll „Resilient Packet Ring (RPR)“ wird von IEEE innerhalb 802.17 spezifiziert. RPR stellt ein effizientes Verfahren für priorisierten IP-Verkehr über WDM-Netze dar und wurde daher untersucht. Für Untersuchungen des Verkehrsverhaltens des RPR Protokolls wurde ein Simulator entwickelt. Es konnte die grundsätzliche Funktionsweise validiert werden. Hierbei konnten auch Optionen getestet und bewertet werden.

#### II.6.4.5 Mehrfachfehler in optischen Netzen

Bei der Untersuchung von Fehlerszenarien wurde festgestellt, dass Mehrfachfehler in heutigen Weitverkehrsnetzen nicht einfach zu vernachlässigen sind. Es wurde deshalb ein Rahmenwerk vorgeschlagen, das es ermöglicht Mehrfachfehler durch gezielte Kombination herkömmlicher Verfahren zum Schutz gegenüber Einfachfehlern zu beheben.

#### II.6.4.6 Integrated routing Architekturen mit Resilience

Traditionell werden Routing und Ersatzkapazität auf der IP und der WDM-Schicht separat behandelt. Bei den Untersuchungen wurden neue Verfahren evaluiert, die einen integrierten Ansatz verfolgen. Für das statische Problem des off-line Routings konnten Mixed Integer Linear Programme (MILP) aufgestellt werden, wobei die resultierende Komplexität für kleinere Netze akzeptabel ist.

### II.6.5 Wireless

#### II.6.5.1 Anforderungen und Ergebnisse

Der Wunsch nach neuen drahtlosen Diensten und der starke preisliche Wettbewerb stellen zur Zeit die Antriebsmechanismen einer lebhaften Entwicklung in der Mobilkommunikation dar. Die Mobilkommunikationsforschung und Systementwicklung wird dabei vor neue, anspruchsvolle und vielschichtige Probleme gestellt. Die traditionelle Betrachtung von Punkt-zu-Punkt-Verbindungen mit dem Schwerpunkt in der physikalischen Schicht wurde durch Untersuchungen von Mehrnutzer-Szenarien mit Berücksichtigung der Verkehrscharakteristik der Datensicherungsschicht und Service-Qualitätsanforderungen ersetzt. In den Forschungstätigkeiten hat sich der Ansatz der kombinierten, schichtübergreifenden Optimierung der Übertragung als effizient erwiesen. Zu den Problemen die großes Interesse hervorgerufen haben gehört die Charakterisierung der unterstützbaren QoS-Bereiche in Mehrnutzer-Szenarien und ihre dynamische Abhängigkeit von der Leistungsallokation, vom Leistungsbudget und von der Interferenz-Verkopplung. Dem Problem der Versorgung mit ausreichender Servicequalität steht in Mehrnutzersystemen das Problem der Fairness teilweise konträr gegenüber und wurde daher in den neuerlichen Forschungstätigkeiten verstärkt angegangen.

Im Rahmen des TransiNet-Projektes wurden die aufgeführten Probleme untersucht und wichtige theoretische Grundlagen geschaffen. Basierend auf der Abhängigkeit der QoS-Parameter von SINR (signal-to-interference-and-noise-ratio) konnte die unterstützbare QoS-Region, unabhängig von der Art der Leistungsbeschränkungen, vollständig charakterisiert werden. Wichtige mathematische Zusammenhänge zwischen der Interferenzverkopplung, Summenleistung und Geometrie (z. B. Konvexität) der QoS-Region wurden aufgedeckt. Für den Fall der Kostenfunktion-basierten QoS-Kontrolle beim elastischen

Verkehr konnte das vorliegende Optimierungsproblem auf Lösbarkeit und Konvexität ausführlich untersucht werden und die optimale Leistungsallokation vollständig charakterisiert werden. In diesem Zusammenhang wurde ebenfalls das offene Problem der Effizienz der fairen (im Sinne der Max-Min-Fairness) Leistungsallokation im Falle linearer Empfänger gelöst, wobei gezeigt wurde, dass bis auf einen diskreten Fall die faire Leistungsallokation ineffizient ist. Auf dem Gebiet der schichtübergreifenden Übertragungsoptimierung konnte, durch Verbindung der Techniken der Warteschlangen- und Informationstheorie, die Stabilitätsregion im Uplink charakterisiert werden und die bezüglich Stabilitätsverhalten optimale Scheduling-Strategie entwickelt werden.

#### II.6.5.2 Quality of Service in Mehrnutzersystemen

Als Basis für die QoS-Untersuchungen wurde die monotone Abhängigkeit der QoS-Parameter von SINR herangezogen. Für den Leistungsunbeschränkten Uplink konnte damit die fundamentale Rolle des spektralen Radius  $\rho$  der Systemmatrix (Interferenzkoppelmatrix zeilenweise gewichtet mit den Werten der Link-SINR) aufgedeckt werden. Die Unterstutzbarkeit eines beliebigen QoS-Parameter-Tupels, und damit die Charakterisierung der unterstützbaren QoS-Region, resultiert auf einfachste Weise aus der Ungleichung  $\rho < 1$ . Weiterhin erwies sich, dass die aus der Sicht der Leistungszuweisungsstrategie extrem wichtige Eigenschaft der Konvexität der unterstützbaren QoS-Region durch Konvexität des spektralen Radius  $\rho$  als Funktion des QoS-Parametervektors impliziert wird. Diese wird ferner von der Log-Konvexität der Abhängigkeit des SINR vom QoS-Parameter impliziert.

Für den Fall des Summenleistungsbeschränkten Uplinks konnte analytische Ähnlichkeit zum unbeschränkten Fall festgestellt werden. Hier erweist sich die Log-Konvexität-Eigenschaft der QoS-SINR-Abbildung ebenfalls als entscheidend für die Entwicklung von Leistungszuweisungsschemata. Sie impliziert die Log-Konvexität der Summenleistung als Funktion des Vektors der QoS-Parameter, die weiter die Konvexität der unterstützbaren QoS-Region zu Folge hat.

Im Falle des Uplinks mit individuellen Leistungsbeschränkungen konnte die Log-Konvexität der individuellen Leistungen als Funktion des QoS-Parametervektors als hinreichende Bedingung für die Konvexität der unterstützbaren QoS-Region identifiziert werden. Beide werden auch hier durch Log-Konvexität der QoS-SINR-Abbildung impliziert.

Den zur Erfüllung von Link-spezifischen QoS-Anforderungen alternativen Ansatz repräsentiert die Kostenfunktion-basierte QoS-Optimierung, die sich besonders für Szenarios mit elastischem Verkehr eignet. Im Rahmen des Projektes wurden Systeme mit linearer Kostenfunktion und linearer Gewichtung untersucht. Für diesen Fall konnten Bedingungen für die effiziente und implementierbare Lösung (z.B. durch iterative Methoden der konvexen Optimierung) der Problemstellung aufgestellt werden und die optimale Leistungsallokation in Matrix-Form vollständig charakterisiert werden. Die Log-Konvexität-Eigenschaft der QoS-SINR-Abbildung konnte hier als hinreichende Bedingung für effiziente Lösbarkeit identifiziert werden. Basierend auf der erforschten Problemstruktur wurden spezialisierte lokal-konvergente Optimierungsalgorithmen mit verringerter Komplexität entwickelt.

Als letztes wurde das offene Problem des Abtausches zwischen der Fairness (im Sinne der Max-Min-Optimierung) und dem Netzwerkoperator-Gewinn angegangen. Für Mehrnutzersysteme mit linearen Empfängern und linearem QoS-Funktional konnte das Problem gelöst werden. Es wurde bewiesen, dass nur für einen einzelnen speziellen Satz von Gewichten die max-min-faire Allokation auch Netzwerkoperator-effizient ist.

#### II.6.5.3 Scheduling

Für Scheduling-Untersuchungen wurde der Ansatz der kombinierten Optimierung der physikalischen und Datenschichtungsschicht gewählt, der nachweislich zu verbesserten Systemleistungsfähigkeit führt. Als Optimierungsziel wurde Einhaltung der Stabilität des Systems gewählt, die von fundamentaler Bedeutung für einen effizienten und fairen Systembetrieb ist. Die Aufgabe bestand damit in der Entwicklung einer Scheduling-Strategie, die die größte Stabilitätsregion erreicht. Es konnte eine schichtübergreifende Äquivalenz zwischen der maximal erreichbaren Stabilitätsregion und der ergodischen Kapazitätsregion

des Systems gezeigt werden. Ferner wurde eine allgemeine stabilitätsoptimale Scheduling-Strategie charakterisiert. Das stochastische Systemverhalten bei Anwendung der entwickelten Strategie wurde untersucht und als besonders gutmütig eingestuft. Zahlreiche in der Praxis nützliche Schranken und Asymptoten wurden formuliert und das stochastische Konvergenz-Verhalten des Systems charakterisiert. Spezielles Gewicht galt bei den Untersuchungen der Mehrantennen-Implementierung mit Empfängern mit sukzessiver Dekodierung, bei der das Scheduling-Optimierungsproblem eine besondere Struktur aufweist. In diesem Zusammenhang wurde auch eine spezielle Form der Scheduling-Strategie entwickelt, die sich besonders für zeitvariante Kanäle eignet und gute Implementierungseigenschaften besitzt. Dank der Aufdeckung spezifischer Abhängigkeiten zwischen der Reihenfolge der sukzessiven Dekodierung und dem Systemzustand (Vektor der Warteschlangenlängen) konnte das vorliegende Optimierungsproblem auf eine konvexe Form zurückgeführt werden. Daraus ergab sich die Möglichkeit einer effizienten Implementierung des Schedulers, für die auch spezialisierte Optimierungsalgorithmen entwickelt wurden. Einen zusätzlichen Vorteil beim entwickelten Scheduling-Konzept stellt die Vermeidung der aufwendigen Timesharing-Technik.

## **II.6.6 Außendarstellung des Projekts**

### **II.6.6.1 Homepage des TransiNet-Projekts**

Die Internet Homepage von TransiNet wurde vom HHI eingerichtet und gepflegt. Die Homepage stellte ein wesentliches Instrument zur Verbreitung der Ergebnisse des Projektes dar. Die Seite ist noch aktiv, wird aber seit Projektende nicht mehr aktualisiert. Sie enthält eine Darstellung der Ziele des Projekts. Die im Projekt entstandenen Veröffentlichungen sind aufgelistet und können der Seite herunter geladen werden. Außerdem sind auch die Vorträge, der drei im Laufe des Projektes veranstalteten Workshops, auf der Seite verfügbar.

Die Webseite erfreute sich regen externen Zuspruchs. So verzeichneten wir etwa 5000 Zugriffe pro Monat auf die Webseite.

### **II.6.6.2 Im Vorhaben veranstaltete Workshops**

Eine wichtige Aufgabe des gesamten Vorhabens war der Know-How Transfer der erzielten Ergebnisse an die Industrie. Dafür wurden beginnend im zweiten Jahr Vorhabenslaufzeit, insgesamt drei Workshops mit interessierten Industriepartnern durchgeführt. Alle auf den Workshops gehaltenen Vorträge sind im Internet auf der TransiNet Webseite frei verfügbar.

Die Workshops waren jeweils eintägig und umfassten bis zu 10 Vorträge. Es war angestrebt, dass bis zur Hälfte der Vorträge von eingeladenen externen Vortragenden gehalten wurden. Diese Vorträge dienten dazu, die Sicht der Industrie und Informationen über den Stand der Technik in das Vorhaben einzubringen. Während die Vorträge der Projektpartner, die Sicht und die Ergebnisse des Vorhabens, der externen (Industrie-) Öffentlichkeit bekannt machen sollten.

Der erste Workshop fand am 23.10.2001 am FhG-HHI statt. Der Workshop stand unter dem Thema „Wie viel Dynamik braucht ein zukünftiges Transportnetz“. Von den insgesamt 9 Beiträgen wurden drei vor externen Industrievertretern gehalten. Der Workshop wurde von über 50 Teilnehmern aus Forschung und Industrie besucht.

Am 8.10.2002 wurde im Heinrich-Hertz-Institut Berlin der zweite Workshop mit dem Titel “TransiNet: Innovative Transportnetze für das Breitband Internet“ durchgeführt. In sieben Fachvorträgen wurden Arbeiten direkt aus dem TransiNet Verbundvorhaben vorgestellt. Die restlichen vier eingeladenen Fachvorträge kamen aus der Industrie (2) und von Universitäten (2). Von den über 70 Teilnehmern an dem Workshop kamen etwa 20 aus der Industrie und der Rest aus Forschungsinstituten und dem universitären Bereich.

Der letzte Workshop des TransiNet Projektes fand am 9.10.2003 an der Technischen Universität München statt, und bot einen Überblick über die im Projekt untersuchten Gebiete. Besucherzahl und

Zusammensetzung entsprach den vorangehenden Workshops. In fünf der insgesamt acht Vorträge wurden von Projektpartnern die Ergebnisse des Vorhabens zur Diskussion gestellt. In weiteren drei Vorträgen wurden von Industrievertretern Übersichtsbeiträge zu Kernaspekten des Projektes vorgestellt.

## II.7 Liste der Veröffentlichungen

### Partnerübergreifende Veröffentlichungen aus Transinet

- [1] TransiNet - Innovative Transport Networks for the Broadband Internet, Schupke, D.A.; Fischer, T.; Autenrieth, A.; Feng, H.; Kravcenko, V.; Patzak, E.; Saniter, J.; Jäger, M.; Westphal, F.-J.; Fitzek, F.H.P.; Woesner, H.; Dolzer, K.; Finsterle, L.; Gauger, C.M., 2. ITG-Fachtagung Photonische Netze, Dresden, Germany, March 12-13, 2001
- [2] Evaluation of Novel Resilience Schemes in Dynamic Optical Transport Networks, Jaeger, M.; Huelsermann, R.; Schupke, D.A.; Sedlak, R., SPIE Conference Asia-Pacific Optical and Wireless Communications (APOC), Shanghai, China, October 14-18, 2002
- [3] Vergleich von Architekturen für das zukünftige optische Internet, Dolzer, K.; Fischer, T.; Gauger, C.; Jäger, M.; Maier, M.; Patzak, E.; Schlosser, M.; Schupke, D.A.; Westphal, F.J.; Woesner, H., 3. ITG-Fachtagung Photonische Netze, Leipzig, Germany, April 22-23, 2002
- [4] Limits of Effective Throughput of Optical Burst Switches Based on Semiconductor Optical Amplifiers, Buchta, H.; Patzak, E.; Saniter, J.; Gauger, C.M., Optical Fiber Communication Conference (OFC), Atlanta, Georgia, March 23-28, 2003
- [5] Maximal and Effective Throughput of Optical Switching Nodes for Optical Burst Switching, Buchta, H.; Patzak, E.; Saniter, J.; Gauger, C.M., 4. ITG-Fachtagung Photonische Netze, Leipzig, Germany, May 5-6, 2003
- [6] Performance Meets Technology - An Integrated Evaluation of OBS Nodes with FDL Buffers, Gauger, C.M.; Buchta, H.; Patzak, E.; Saniter, J., First International Workshop on Optical Burst Switching (WOBS 2003), Dallas/TX, October 16, 2003
- [7] OBS Nodes – Technology Meets Performance , Christoph Gauger, Hao Buchta, Erwin Patzak, Jürgen Saniter, 2. TransiNet Workshop im FHG-HHI, 8.Oktober 2002
- [8] Comparison of Resilience Mechanisms for Dynamic Services in Intelligent Optical Networks, Schupke D. A.; Jäger M.; Hülsermann, R., Fourth International Workshop on the Design of Reliable Communication Networks (DRCN 2003)

### Fraunhofer Institut für Nachrichtentechnik, Heinrich Hertz Institut Berlin,

- [9] Netzelemente und Knotenarchitekturen für dynamische optische Netze, J. Saniter, H. Feng, E. Patzak, M. Schlosser, 1. TransiNet Workshop im FHG-HHI, 23.Oktober 2001
- [10] Size and Cascadability Limits of SOA Based Burst Switching Nodes, Feng, H.; Patzak, E.; Saniter, J., ECOC 2002 Kopenhagen, September 2002
- [11] Methods for Stabilizing the Gain of EDFAs in Burst Switching Optical Networks, Feng, H.; Patzak, E.; Saniter, J., Photonic Network Communications, Vol. 4, No. 2, pp. 151 - 166, May 2002
- [12] Physikalische Grenzen von Broadcast and Select-Schaltknoten für Optical Burst Switching , Feng, H.; Patzak, E.; Saniter, J., 3. ITG-Fachtagung Photonische Netze, Leipzig, Germany, April 22-23, 2002
- [13] Models for BEP Estimation of CDMA-Systems and Sequences Design, V.V. Kravcenko, H. Boche, E.Jugl, 10.th Aachen Symposium on Signal Theory, Aachen, Germany, September 2001
- [14] No need for Signaling: Investigation of Capacity and QoS for Multi-Code CDMA Systems using WBE++ Approach, V.V. Kravcenko, H. Boche, F. Fitzek, A. Wolisz, 4.th International Workshop on Mobile and Communications Network, Stockholm, Sweden, September 2002

- [15] Resource Allocation and Performance in Quasi Synchronous CDMA systems, V.V. Kravcenko, S. Stanczak, B. Filova, IEEE Sarnoff Symposium Advances in Wired and Wireless Communications, Trenton, USA, March 2003
- [16] Impact of SOA Gain Saturation and Dynamics on the Throughput of Optical Burst Switching Nodes; H. Buchta, E. Patzak, J. Saniter, F. Raub; Optical Fiber Communication Conference (OFC) 2004 (21.2. – 27.2.200 in Los Angeles, USA)
- [17] Simulation Model for an Optical Burst Switched Network, M. Schlosser, H. Woesner, A. Schroth, 13th IEEE Workshop on Local and Metropolitan Area Networks 2004 (LANMAN 2004), April 25-28, 2004

**Technische Universität Berlin, Institut für Nachrichtentechnik und Theoretische Elektrotechnik,  
Lehrstuhl für Telekommunikationsnetze**

- [18] The Arrayed-Waveguide Grating Based Single-Hop WDM Network: An Architecture for Efficient Multicasting , M. Maier; M. Scheutzow; M. Reisslein, to appear in IEEE Journal on Selected Areas in Communications , 2003
- [19] Wavelength Reuse for Efficient Packet-Switched Transport in an AWG Based Metro WDM Network , M. Scheutzow; M. Maier; M. Reisslein; A. Wolisz , IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology , vol. 21, no. 6, pp. 1435-1455, 2003
- [20] A Hybrid MAC Protocol for a Metro WDM Network Using Multiple Free Spectral Ranges of an Arrayed-Waveguide Grating , M. Maier; M. Reisslein; A. Wolisz , Computer Networks, vol. 41, no. 4, pp. 407-433, 2003.
- [21] Comparison of Single-Hop and Multihop AWG-Based WDM Networks, H. Woesner, M. Maier, and A. Wolisz, In A. Bianco and F. Neri, editors, Next Generation Optical Network Design and Modelling, pp. 51-65, Kluwer Academic Publishers, 2003
- [22] Towards Efficient Packet Switching Metro WDM Networks, M. Maier, M. Reisslein, and A. Wolisz, Optical Networks Magazine (Special Issue on Optical Packet Switching Networks), vol. 3, no. 6, pp. 44-62, November 2002, invited paper
- [23] Providing Application-Level QoS in 3G/4G Wireless Systems: A Comprehensive Framework Based on Multi-Rate CDMA, F. Fitzek, A. Koepsel, A. Wolisz, M. Krishnam, and M. Reisslein, IEEE Personal Communications Magazine (Special Issue on 4G Technologies and Applications), vol. 9, no. 2, pp. 42-47, April 2002
- [24] MPEG-4 and H.263 Video Traces for Network Performance Evaluation, F. Fitzek and M. Reisslein, IEEE Network, vol. 15, no. 6, pp. 40-54, November 2001
- [25] A Prefetching Protocol for Continuous Media Streaming in Wireless Environments, F. Fitzek and M. Reisslein, IEEE Journal on Selected Areas in Communications (Special Issue on Mobility and Resource Management in Next Generation Wireless Systems), vol. 19, no. 6, pp. 2015-2028, October 2001
- [26] The AWG||PSC Network: A Performance Enhanced Single-Hop WDM Network with Heterogeneous Protection, C. Fan, M. Maier, and M. Reisslein, In Proc. of IEEE INFOCOM, San Francisco, USA, March 2003
- [27] Demonstrating the Potential of Arrayed-Waveguide Grating Based Single-Hop WDM Networks, M. Maier and A. Wolisz, Optical Networks Magazine, vol. 2, no. 5, pp. 75-85, September 2001
- [28] Performance Evaluation of a MAC Protocol for Radio over Fiber Wireless LAN operating in the 60-GHz band, H.B. Kim and A. Wolisz, In Proc. of IEEE 2003 Global Communications Conference (Globecom), San Francisco, USA, December 2003

- [29] A Prefetching Protocol for Streaming of Prerecorded Continuous Media in Wireless Environments, F. Fitzek and M. Reisslein, In Proc. of SPIE-ITCom 2001 - Scalability and Traffic Control in IP Networks, pp. 121-129, Denver, Colorado, USA, August 2001
- [30] Wavelength Reuse for Efficient Transport of Variable-Size Packets in a Metro WDM Network, M. Maier, M. Scheutzow, M. Reisslein, and A. Wolisz, In Proc. of IEEE INFOCOM, pp. 1432-1441, New York, USA, June 2002
- [31] A Medium Access Control Protocol for Radio over Fiber Wireless LAN Operating in the 60-GHz Band, H.B. Kim, H. Woesner, and A. Wolisz, In 5th European Personal Mobile Communications Conference (EPMCC), Glasgow, Scotland, April 2003
- [32] An optical packet network based on Arrayed Waveguide Gratings, H. Woesner, Dissertation, TU Berlin, 2003

**Technische Universität München, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze**

- [33] Reliability Models of SRP Rings, Schupke, D.A., Americas Conference on Information Systems (AMCIS), Long Beach, CA, USA, August 10 - 13, 2000
- [34] A Transponder for Gigabit Ethernet over WDM, Schupke, D.A.; Weigert, S.; Jahreis, O., Fifth Working Conference on Optical Network Design and Modelling (ONDM), Vienna, Austria, February 5-7, 2001. A34
- [35] Link and Path Asymmetry Issues in IP over WDM Transport Networks, Schupke, D.A., Fifth Working Conference on Optical Network Design and Modelling (ONDM), Vienna, Austria, February 5-7, 2001. Also published in Towards an Optical Internet. New Visions in Optical Network Design and Modelling, Kluwer Academic Publishers, Boston, 2002
- [36] Lightpath Configuration of transparent and static WDM Networks for IP Traffic, Schupke, D.A.; Sellier, D., IEEE International Conference on Communications (ICC), Helsinki, Finland, June 11-15, 2001
- [37] Survivability of Multiple Fiber Duct Failures, Schupke, D.A.; Autenrieth, A.; Fischer, T., Third International Workshop on the Design of Reliable Communication Networks (DRCN), Budapest, Hungary, October 7-10, 2001
- [38] Packet Transfer Delay of the SRP Ring, Schupke, D.A., IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN), Tampa, Florida, November 15-16, 2001
- [39] Packet Transfer Delay Comparison of a Store-and-Forward and a Cut-Through Resilient Packet Ring, Schupke, D.A.; Riedl, A., International Zurich Seminar on Broadband Communications (IZS), Zurich, Switzerland, February 19-21, 2002,
- [40] On Optical Packet-Switched Support for IP Multicast, Fischer, T., 3. ITG-Fachtagung Photonische Netze, Leipzig, Germany, April 22-23, 2002
- [41] Optimal Configuration of p-Cycles in WDM Networks, Schupke, D.A.; Gruber, C.G.; Autenrieth, A., IEEE International Conference on Communications (ICC), New York City, NY, USA, April 28 - May 2, 2002
- [42] Off-line Lightpath Routing in WDM Networks with Different Wavelength Converter Configurations, Schupke, D.A., IEICE/IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing (HPSR), Kobe, Japan, May 26-29, 2002
- [43] A Throughput Study of RPR Networks Subject to Single Failures, Schupke, D.A., 7th European Conference on Networks & Optical Communications (NOC), Darmstadt, Germany, June 18-21, 2002

- [44] Capacity-efficient Planning of Resilient Networks with p-Cycles, Gruber, C.G.; Schupke, D.A., Networks 2002, 10th International Telecommunication Network Strategy and Planning Symposium, Munich, Germany, June 23-27, 2002
- [45] Fast and Efficient WDM Network Protection Using p-Cycles, Schupke, D.A., Invited Paper, IEEE LEOS Summer Topical Meeting, Mont Tremblant, Canada, July 15-17, 2002
- [46] A Framework for Randomized Optimization Algorithms and Its Application to the Wavelength Assignment Problem, Schupke, D.A.; Kühnel, C., IASTED International Conference on Communication Systems and Networks (CSN), Malaga, Spain, September 9-12, 2002
- [47] Performance of Path Protection and Rerouting for WDM Networks Subject to Dual Failures, Schupke, D.A.; Prinz, R., Optical Fiber Communication Conference (OFC), Atlanta, Georgia, March 23-28, 2003
- [48] The Tradeoff Between the Number of Deployed p-Cycles and the Survivability to Dual Fiber Duct Failures, Schupke, D.A., IEEE International Conference on Communications (ICC), Anchorage, AK, USA, May 11-15, 2003
- [49] Multiple Failure Survivability in WDM Networks with p-Cycles, Schupke, D.A., Invited paper, IEEE International Symposium on Circuits and Systems (ISCAS), Bangkok, Thailand, May 25-28, 2003

#### **T-Systems Nova**

- [50] Simulation of Automatic Switched Optical Transport Networks, Huelsermann, R., Jaeger, M., Sedlak, R., 3. ITG-Fachtagung Photonische Netze, Leipzig, Germany, April 22-23, 2002
- [51] Evaluation of a Shared Backup Approach for Optical Transport Networks, Huelsermann, R., Jaeger, M., ECOC 2002 Kopenhagen, September 2002
- [52] Einsatz von Fuzzy-Control Algorithmen zur Verbesserung der Netzperformanz dynamisch geschalteter optischer Netze, R Huelsermann, M Jaeger, Padel C., Posern M., Rennert I., 4. ITG-Fachtagung Photonische Netze, Leipzig, Germany, May, 2003

#### **Universität Stuttgart, Institut für Kommunikationsnetze und Rechnersysteme**

- [53] Evaluation of reservation mechanisms for optical burst switching, Dolzer, K.; Gauger, C.M.; Spaeth, J.; Bodamer, S., AEÜ International Journal of Electronics and Communications, Vol. 55, No. 1, January 2001
- [54] Service differentiation in optical burst switching networks, Gauger, C.M.; Dolzer, K.; Spaeth, J.; Bodamer, S., 2. ITG Fachtagung Photonische Netze, Dresden, March 2001, pp. 124-132
- [55] On burst assembly in optical burst switching networks - a performance evaluation of Just-Enough-Time, Dolzer, K.; Gauger, C.M., 17th International Teletraffic Congress (ITC 17), Salvador da Bahia, Brazil, September 2001, pp. 149-160
- [56] OBS - Chances and Challenges, Dolzer, K.; Gauger, C.M., 1. TransiNet Workshop im FHG-HHI, 23.Oktober 2001
- [57] Dimensioning of FDL buffers for optical burst switching nodes, Gauger, C.M., Sixth IFIP Working Conference on Optical Network Design and Modeling (ONDM 2002), Torino, February 2002. Also published in Next Generation Optical Network Design and Modelling, Kluwer Academic Publishers, Boston, 2003
- [58] Dienstgütemetriken für elastischen Internetverkehr, Bodamer, S.; Charzinski, J.; Dolzer, K. , Fachzeitschrift Praxis der Informationsverarbeitung und Kommunikation (PIK), Vol. 25.2, April 2002, S. 82-89.

- [59] Assured Horizon - A new combined framework for burst assembly and reservation in optical burst switched networks, Dolzer, K. , European Conference on Networks and Optical Communications (NOC 2002), Darmstadt, May 2002
- [60] Assured Horizon - An efficient framework for service differentiation in optical burst switched networks, Dolzer, K., Invited Paper, SPIE Optical Networking and Communications Conference (OptiComm 2002), Boston, July 2002
- [61] Performance of converter pools for contention resolution in optical burst switching, Gauger, C.M., SPIE Optical Networking and Communications Conference (OptiComm 2002), Boston, July 2002
- [62] OPS or OBS in the Core Network, Nord, M.; Bjoernstad S.; Gauger, C.M., COST 266 and IST-OPTIMIST Workshop, in Proceedings of the 7th IFIP Working Conference on Optical Network Design and Modelling (ONDM 2003), Budapest, February 2003, pp. 179-198
- [63] A new efficient integrated routing scheme for SDH/SONET-WDM multilayer networks, Necker, M. C.; Gauger, C.M.; Bodamer, S., Optical Fiber Communication Conference (OFC 2003), Atlanta, March 2003
- [64] Does burst assembly really reduce the self-similarity, Hu, G.; Dolzer, K.; Gauger, C.M., Optical Fiber Communication Conference (OFC 2003), Atlanta, March 2003
- [65] Architectures for Resource Reservation Modules for Optical Burst Switching Core Nodes, Junghans, S.; Gauger, C.M., 4. ITG-Fachtagung Photonische Netze, May 5-6, 2003
- [66] Trends in Optical Burst Switching, Gauger, C.M., Invited Paper, SPIE ITCOM Conference (ITCOM 2003), Orlando/FL, September 2003
- [67] Resource Reservation in Optical Burst Switching: Architectures and Realizations for Reservation Modules, Junghans, S.; Gauger, C.M., SPIE Optical Networking and Communications Conference (OptiComm 2003), Dallas/TX, October 2003
- [68] QoS in Optical Burst Switched networks - A new performance analysis of the assured horizon framework, Dolzer, K., 18th International Teletraffic Congress (ITC 18), Berlin, September 2003
- [69] Viability and performance of OBS - architectures and QoS, Gauger, C.M., 3. TransiNet Workshop, München, 9. Oktober 2003
- [70] Optimized combination of converter pools and FDL buffers for contention resolution in optical burst switching, Gauger, C.M., Photonic Network Communications, Vol 8, Issue 2, 2004,
- [71] Improving Performance of SDH/SONET-WDM Multilayer Networks using Weighted Integrated Routing; Necker, M. C; Fachtagung Kommunikation in Verteilten Systemen (KiVS), Leipzig 2003
- [72] Analysis of Link-State Routing in Optical WDM Networks; O. Arvelo; Diplomarbeit, Universität Stuttgart, IND, 2002, Betreuung: C. Gauger, L. Burgstahler, M. Köhn, Z. Orlov.
- [73] Comparison of Contention Resolution Strategies in OBS Network Scenarios, Gauger, C. M.; Köhn, M. ;Scharf, J. Invited Paper. Proceedings of the 6th International Conference on Transparent Optical Networks ICTON 2004, Wroclaw, 2004.
- [74] Performance of Contention Resolution Strategies in OBS Network Scenarios, Gauger, C. M.; Köhn, M.; Scharf, J. Proceedings of the 9th Optoelectronics and Communications Conference/3rd International Conference on the Optical Internet (OECC/COIN2004), Yokohama, 2004
- [75] Viability and Performance of Optical Burst Switching, Gauger, C. M. Invited Paper. Proceedings of the 9th European Conference on Networks and Optical Communications (NOC), Eindhoven, 2004.

## Literatur zu IP Wireless

- [W1] H. Boche, S. Stanczak, Iterative algorithm for finding resource allocation in symbol-asynchronous CDMA channels with different SIR requirements, In Proc. of 36th Asilomar Conferences on Signals, Systems, and Computers, Monterey, CA, USA, November 03-06, 2002.
- [W2] H. Boche, S. Stanczak, Log-convexity of the minimal feasible total power in CDMA channels, In Proc. 14<sup>th</sup> IEEE Intern. Symp. on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), Beijing, China, September 7-10, 2003.
- [W3] H. Boche and S. Stanczak, "Log-convexity of the minimal total power in CDMA systems with certain quality-of-service guaranteed," IEEE Trans. on Inform. Theory (accepted), June 2004.
- [W4] H. Boche, S. Stanczak, Optimal QoS tradeoff and power control in CDMA systems, In Proc. 23<sup>rd</sup> IEEE Conf. on Computer Communications (INFOCOM), Hong Kong, March 7-11, 2004.
- [W5] H. Boche, S. Stanczak, Optimal QoS tradeoff and power control in CDMA systems, IEEE Trans. on Communications, 2004, accepted.
- [W6] H. Boche, M. Wiczanowski, Optimal Scheduling for high speed uplink packet access – A cross-layer approach. In Proc. of IEEE Semiannual Vehicular Techn. Conf. (VTC Spring), Milan, Italy, May 17-19, 2004.
- [W7] H. Boche, M. Wiczanowski, Stability region of arrival rates and optimal scheduling for MIMO-MAC - A cross-layer approach, In Proc. of 2004 Intern. Zurich Seminar on Communications (IZS 2004), invited paper, February 18-20, 2004.
- [W8] H. Boche, M. Wiczanowski, S. Stanczak, Characterization of optimal resource allocation in cellular networks, In Proc. of 5<sup>th</sup> IEEE Workshop on Signal Processing Advances in Wireless Communications (SPAWC 2004), Lisbon, Portugal, July 11-14, 2004.
- [W9] H. Boche, M. Wiczanowski, , S. Stanczak, Tradeoff between utility optimisation and providing max-min fairness in cellular networks, The saddle point problem, Preprint, July 2004.
- [W10] H. Boche, M. Wiczanowski, Optimal Transmit Covariance Matrices for MIMO High Speed Uplink Packet Access, Proc. IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2004), Atlanta, USA, March 2004
- [W11] H. Boche, E. Jorswieck, Sum Capacity Optimization of the MIMO Gaussian MAC, Proc. 5<sup>th</sup> Intern. Symp. on Wireless Personal Multimedia Communications (WPMC 2002), Honolulu, USA, October 2002, invited
- [W12] H. Boche, E.A. Jorswieck, T. Haustein, Channel aware scheduling for multiple antenna multiple access channels, Proc. 37<sup>th</sup> Asilomar Conference on Signals, Systems and Computers, Monterey, USA, November 2003
- [W13] H. Boche, M. Wiczanowski, Queueing Theoretic Optimal Scheduling for Multiple Input Multiple Output Multiple Access Channel, Proc. 3rd IEEE Symp. on Signal Processing and Information Technology (ISSPIT 2003), Darmstadt, Germany, December 2003, invited
- [W14] V. Kravcenko, S. Stanczak, and B. Filova, "Resource allocation and performance in quasi-synchronous CDMA systems," in Proc. of 2003 IEEE Sarnoff Symposium On Advances In Wired And Wireless Communications, The College of New Jersey, USA, March 11-12 2003.
- [W15] S. P. Meyn, R.L. Tweedie, "Markov Chains and Stochastic Stability", Springer-Verlag, New York 1996.
- [W16] S. Stanczak and H. Boche, Towards a better understanding of the QoS tradeoff in multiuser multiple antenna systems, ch. Network Information Theory. EURASIP Book Series (to appear), 2004.

- [W17] M. Wicznanowski, H. Boche, and S. Stanczak, "Characterization of optimal resource allocation in cellular networks: Optimization theoretic view and algorithmic solutions." Preprint, July 2004.

## II.8 allgemeine Literatur

- [CS98] J. Chuang, M. Sirbu, "Pricing multicast communication: A cost based approach", Proceedings of INET'98, Geneva, SWITZERLAND, July 1998.
- [CA01] R.C. Chalmers, K.C. Almeroth, "Modeling the branching characteristics and efficiency gains in global multicast trees", Proceedings of IEEE INFOCOM, vol.1, pp.449-458, 2001.
- [MC00] S. McCreary, K.C. Claffy, „Trends in Wide Area IP Traffic Patterns - A View from Ames Internet Exchange“, Cooperative Association for Internet Data Analysis (CAIDA), U.S.A., 2000. <http://www.caida.org/outreach/papers/2000/AIX0005/>
- [PJL02] K. Pawlikowski, H.-D. Joshua Jeong, and J.-S. Ruth Lee, „On Credibility of Simulation Studies of Telecommunication Networks“, IEEE Communications Magazine, vol.40, no.1, Jan. 2002
- [MSR03] M. Maier, M. Scheutzow, and M. Reisslein, “The Arrayed-Waveguide Grating-Based Single-Hop WDM Network: An Architecture for Efficient Multicasting”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 21, no. 9, pp. 1414-1432, Nov. 2003
- [SMRW03] M. Scheutzow, M. Maier, M. Reisslein, and A. Wolisz, “Wavelength Reuse for Efficient Packet-Switched Transport in an AWG Based Metro WDM Network”, IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology, vol. 21, no. 6, pp. 1435-1455, June 2003