

# Agregação de Tráfego em Redes Ópticas com Multiplexação por Comprimentos de Onda

Este exemplar corresponde à redação final da Tese devidamente corrigida e defendida por André Costa Drummond e aprovada pela Banca Examinadora.

Campinas, 23 de Novembro de 2010.



Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca  
Instituto de Computação, Unicamp  
(Orientador)

Tese apresentada ao Instituto de Computação, UNICAMP, como requisito parcial para a obtenção do título de Doutor em Ciência da Computação.

**FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA  
BIBLIOTECA DO IMECC DA UNICAMP**

Bibliotecária: Maria Fabiana Bezerra Müller – CRB8 / 6162

Drummond, André Costa

D844a      Agregação de tráfego em redes ópticas com multiplexação por comprimentos de onda / André Costa Drummond-- Campinas, [S.P. : s.n.], 2011.

Orientador : Nelson Luis Saldanha da Fonseca.

Tese (doutorado) - Universidade Estadual de Campinas, Instituto de Computação.

1.Séries de redes ópticas. 2.Sistemas WDM. 3.Telecomunicações - Tráfego.    I. Fonseca, Nelson Luis Saldanha da. II. Universidade Estadual de Campinas. Instituto de Computação. III. Título.

Título em inglês: Traffic grooming in wavelength division multiplexing optical networks

Palavras-chave em inglês (Keywords): 1. Optical network. 2. WDM systems. 3. Traffic engineering (Telecommunication). 4. RWA. 5. Traffic grooming.

Titulação: Doutor em Ciência da Computação

Banca examinadora: Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca (IC – UNICAMP)  
Prof. Dr. Edmundo Roberto Mauro Madeira (IC – UNICAMP)  
Prof. Dr. Eduardo Candido Xavier (IC – UNICAMP)  
Prof. Dr. William Ferreira Giozza (ENE - UNB)  
Prof. Dr. Marcos Rogério Salvador (CPqD)

Data da defesa: 23/11/2010

Programa de Pós-Graduação: Doutorado em Ciência da Computação

## TERMO DE APROVAÇÃO

Tese Defendida e Aprovada em 23 de novembro de 2010, pela Banca examinadora composta pelos Professores Doutores:



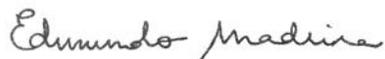
---

**Prof. Dr. William Ferreira Giozza**  
Departamento de Engenharia Elétrica / UNB



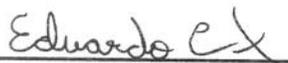
---

**Prof. Dr. Marcos Rogério Salvador**  
CPqD



---

**Prof. Dr. Edmundo Roberto Mauro Madeira**  
IC / UNICAMP



---

**Prof. Dr. Eduardo Candido Xavier**  
IC / UNICAMP



---

**Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca**  
IC / UNICAMP

# Agregação de Tráfego em Redes Ópticas com Multiplexação por Comprimentos de Onda

André Costa Drummond<sup>1</sup>

Novembro de 2010

**Banca Examinadora:**

- Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca  
Instituto de Computação, Unicamp (Orientador)
- Prof. Dr. Edmundo Roberto Mauro Madeira  
Instituto de Computação, Unicamp
- Prof. Dr. Eduardo Candido Xavier  
Instituto de Computação, Unicamp
- Prof. Dr. William Ferreira Giozza  
Departamento de Engenharia Elétrica, UNB
- Dr. Marcos Rogério Salvador  
CPqD
- Prof. Dr. Flávio Keidi Miyazawa  
Instituto de Computação, Unicamp (Suplente)
- Prof. Dr. Arnaldo Vieira Moura  
Instituto de Computação, Unicamp (Suplente)
- Prof. Dr. Gustavo Bittencourt Figueiredo  
NUPERC, Universidade Salvador (Suplente)

---

<sup>1</sup>Suporte financeiro de: Bolsa do CNPq (processo 141718/2004-8) 2004–2007, Programa Cisco URP 2007–2009

# Resumo

Em redes ópticas com multiplexação por comprimento de onda (WDM), a alocação de banda passante ocorre em múltiplos da capacidade de um comprimento de onda, que, nos dias de hoje, corresponde a 40 Gbps. No entanto, a demanda de banda passante dos fluxos em redes IP sobre WDM é da ordem de Mbps, o que é, consideravelmente inferior a capacidade de um comprimento de onda. Para a utilização eficiente da grande capacidade disponível em redes WDM, agrega-se diversos fluxos com pequenas demandas de banda em caminhos ópticos compostos pelos comprimentos de onda. A referida agregação é realizada pelo mecanismo chamado agregação de tráfego (em Inglês, *traffic grooming*). Para a agregação, é necessário, que se defina a rota a ser utilizada para o estabelecimento de uma conexão entre pares comunicantes, bem como o comprimento de onda a ser utilizado ao longo da rota, ou seja, é necessário resolver o chamado problema de roteamento e alocação de comprimento de onda (do Inglês, *routing ou wavelength assignment*, usualmente abreviado por RWA). Por outro lado, aplicações emergente em e-Ciência e novas aplicações multimídia demandam banda passante superior à capacidade de um comprimento de onda, requerendo que o fluxo seja transmitido em vários caminhos ópticos, possivelmente por rotas distintas, o que traz novos desafios, inclusive para os mecanismos de agregação de tráfego.

Esta tese investiga diversos problemas em agregação de tráfego e propõe soluções originais para os mesmos. Propõe-se solução para o problema de coloração de grafo auxiliar para a resolução do problema RWA, através da recente Teoria de Complexidade Parametrizada, a fim de se reduzir a complexidade computacional da solução, tornando-a escalável. Introduzem-se, também, algoritmos para a resolução do problema de agregação dinâmica de tráfego, que consideram, parcialmente, a topologia da rede, para se promover a escalabilidade da solução. Tais algoritmos promovem, adicionalmente, bloqueio balanceado entre os diversos pares comunicantes na rede (justiça de bloqueio). Propõem-se, por último, algoritmos para agregar tráfego quando os fluxos demandam maior quantidade de banda passante do que a capacidade de um canal, através do roteamento por múltiplos caminhos, tanto para cenários envolvendo um único domínio como para cenários envolvendo múltiplos domínios. A solução proposta, redundante em maior robustez à falhas.

# Abstract

In wavelength division multiplexing (WDM) networks, the great discrepancy between the bandwidth demand of Internet Protocol (IP) flows (of the order of Mbps) and the bandwidth availability in one wavelength, which currently can be 40 Gbps, has motivated the adoption of techniques, called traffic grooming, for the efficient transmission of these flows. Traffic grooming aggregates flows with small bandwidth demand in a wavelength. For that, it is necessary to determine the route to be used for the establishment of a requested connection between a source and a destination as well as the wavelength to be allocated to this connection. These are determined by the solution of the so called routing and wavelength assignment problem (RWA). Moreover, the bandwidth requirement of some emerging e-Science and multimedia applications exceed the capacity of one wavelength requiring that a requested connection be established using multiple wavelengths and possibly multiple paths.

In this Thesis, several issues in traffic grooming are addressed. An algorithm based on the recent Parametrized Complexity Theory is proposed for solving efficiently the graph coloring problem which is one of the steps in the solution of the RWA problem. Additionally, efficient algorithms which consider partially the topology of the network (zones) are introduced for producing balanced blocking among source destination pairs. Moreover, algorithms for providing connectivity to requests with bandwidth demand greater than the capacity of a wavelength are proposed. These algorithms use multiple paths for both requests that transverse multiple domains and those which do not. Furthermore, robustness to link failure is increased by using these algorithms.

# Agradecimentos

Em primeiro lugar eu gostaria de agradecer a minha esposa, Elaine, pela sua paciência e pelo seu amor ao longo de todos esses anos. Ela merece um prêmio por ter aguentado um marido em crise de final de tese enquanto cuidava de nossas duas filhas recém nascidas (Larissa e Rafaela).

Em segundo lugar quero agradecer ao meu orientador, Professor Nelson Fonseca, pelos 9 anos de parceria e orientação. O período em que ocorreu a minha formação de pesquisador.

Em terceiro lugar, agradeço a todos os meus amigos e colegas da pós-graduação com quem convivi ao longo desses anos. Em especial ao The Legend, Carisma, Bitch (ivernet), Baiano (thundera), Bit, Ju (tranquila) e Ju (brava).

Eu prefiro ser  
Essa metamorfose ambulante  
Do que ter aquela velha opinião  
Formada sobre tudo

Raul Seixas

All in all you're just another brick in the wall

Roger Waters

Life is what happens to you while you're busy making other plans

John Lennon

Para  
*Elaine,*  
*Larissa e Rafaela.*

# Acrônimos

<b>AAL</b>	ATM Adaptation Layer
<b>APR</b>	Alternative Path Routing
<b>ARPANET</b>	Advanced Research Projects Agency Network
<b>ARVTE</b>	Alternative Routing with Virtual Topology Expansion
<b>ASP</b>	Available Shortest Path
<b>AS</b>	Autonomous System
<b>ATM</b>	Asynchronous Transfer Mode
<b>AVSP</b>	Available Shortest Path
<b>BBR</b>	Bandwidth Blocking Rate
<b>BFF</b>	Best Fit Fiber
<b>BGP</b>	Border Gateway Protocol
<b>BP</b>	Blocking Probability
<b>BRPC</b>	Backward Recursive Path Computation
<b>CAC</b>	Connection Admission Control
<b>CG</b>	Constrained Grooming
<b>DB</b>	Data Based
<b>DLE</b>	Dynamic Lightpath Establishment
<b>DTGA</b>	Dynamic Tree Grooming Algorithm
<b>DXC</b>	Digital Cross-Connect

<b>ECSA</b>	Exchange Carriers Standards Association
<b>FAR</b>	Fixed-Alternate Routing
<b>FDL</b>	Fiber Delay Line
<b>FG</b>	Full Grooming
<b>FPT</b>	Fixed-Parameter Tractable
<b>FXC</b>	Fiber Cross-Connect
<b>GMPLS</b>	Generalized Multi-Protocol Label Switching
<b>ILF</b>	IP Layer First
<b>IP</b>	Internet Protocol
<b>ITU-T</b>	International Telecommunication Union - Telecommunication Standardization Sector
<b>LAN</b>	Local Area Network
<b>LBAG</b>	Link Bundle Auxiliary Graph
<b>LER</b>	Label Edge Router
<b>LLF</b>	Least Loaded Fiber
<b>LR</b>	Least Resource
<b>LSP</b>	Label Switch Path
<b>LSR</b>	Label Switch Router
<b>LTE</b>	Line Terminating Equipment
<b>LUP</b>	Least Used Path
<b>MAN</b>	Metropolitan Area Network
<b>MDP</b>	Markov Decision Problem
<b>MinLP</b>	Minimize LightPath
<b>MinTHP</b>	Minimize Traffic Hop Physical

<b>MinTHV</b>	Minimize Traffic Hop Virtual
<b>MinWL</b>	Minimize WaveLength
<b>MOP</b>	Maximal Outerplanar Graph
<b>MPLS</b>	Multi-Protocol Label Switching
<b>MRC</b>	Maximum Relative Change
<b>MRDT</b>	Multipath Routing for Data Transfer Applications
<b>MRRTM</b>	Multipath Routing for Real-Time Multimedia Applications
<b>MUMRC</b>	Most Used-Maximum Relative Change
<b>NSF</b>	National Science Foundation
<b>OADM</b>	Optical Add-Drop Multiplexer
<b>OADX</b>	Optical Add-Drop Switch
<b>OC</b>	Optical Carrier
<b>OEO</b>	Optical-Electronic-Optical
<b>OF</b>	Optical First
<b>OHF</b>	Optical Hop First
<b>OLF</b>	Optical Layer First
<b>OSPF</b>	Open Shortest Path First
<b>OXC</b>	Optical Cross-Connect
<b>PAN</b>	Personal Area Network
<b>PCE</b>	Path Computation Element
<b>PIC</b>	Path Inflation Control
<b>PII</b>	Path Inflation Index
<b>PLI</b>	Programação Linear Inteira
<b>QoS</b>	Quality of Service

<b>RIP</b>	Routing Information Protocol
<b>ROADM</b>	Reconfigurable Optical Add-Drop Multiplexer
<b>RRAC</b>	ReRouting At Connection level
<b>RRAL</b>	ReRouting At Lightpath level
<b>RWA</b>	Routing and Wavelength Assignment
<b>SADM</b>	SONET Add-Drop Multiplexer
<b>SALR</b>	Self Adapted Least Resource
<b>SCEC</b>	Southern California Earthquake Center
<b>SCF</b>	Significant Change Factor
<b>SDH</b>	Synchronous Digital Hierarchy
<b>SLE</b>	Static Lightpath Establishment
<b>SLRC</b>	Single-Layered Route-Computation
<b>SONET</b>	Synchronous Optical Networking
<b>SWL</b>	Single WaveLength
<b>SWPR</b>	Shortest-Widest Path Routing
<b>TB</b>	Time Based
<b>VCG</b>	Virtual Concatenation Group
<b>VC</b>	Virtual Channel
<b>VF</b>	Virtual First
<b>VP</b>	Virtual Path
<b>WAN</b>	Wide Area Network
<b>WDM</b>	Wavelength Division Multiplexing
<b>WG</b>	Wavelength Grooming
<b>WIXC</b>	Wavelength Interchanging Cross-Connect

<b>WSPR</b>	Widest-Shortest Path Routing
<b>WSXC</b>	Wavelength Selective Cross-Connect
<b>ZWNE</b>	Zone Based With Neighbor Expansion

# Sumário

<b>Resumo</b>	<b>vii</b>
<b>Abstract</b>	<b>ix</b>
<b>Agradecimentos</b>	<b>xi</b>
<b>Acrônimos</b>	<b>xiii</b>
<b>1 Introdução</b>	<b>1</b>
1.1 Contribuições . . . . .	6
1.2 Publicações desta Tese . . . . .	7
1.3 Demais publicações . . . . .	9
1.4 Organização da Tese . . . . .	10
<b>2 Redes ópticas com multiplexação por comprimentos de onda</b>	<b>13</b>
2.1 Arquiteturas de nós ópticos . . . . .	13
2.2 Regeneração do sinal óptico . . . . .	16
2.3 Redes ópticas transparentes . . . . .	17
2.4 O problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda . . . . .	19
2.4.1 Formulação do problema . . . . .	20
2.4.2 Roteamento . . . . .	22
2.4.3 Alocação de comprimento de onda . . . . .	24
2.5 O Problema de agregação de tráfego . . . . .	26
2.5.1 Quantidades de interesse . . . . .	28
2.5.2 Restrições típicas . . . . .	30
2.5.3 Objetivos do problema . . . . .	31
2.6 Roteamento multidomínio . . . . .	32
2.6.1 Roteamento e disseminação de topologia . . . . .	32
2.6.2 Políticas de controle . . . . .	33
2.6.3 Confiabilidade . . . . .	33

2.6.4	Tecnologias de interface . . . . .	33
2.6.5	Sinais de controle . . . . .	34
2.7	Roteamento multicaminho . . . . .	34
2.7.1	Esquemas de roteamento multicaminho . . . . .	34
2.7.2	Benefícios do roteamento multicaminho . . . . .	35
2.8	Resumo conclusivo . . . . .	36
<b>3</b>	<b>Classificação dos problemas de agregação dinâmica de tráfego</b>	<b>37</b>
3.1	Problemas de projeto . . . . .	39
3.2	Problemas de análise da probabilidade de bloqueio . . . . .	43
3.3	Resumo conclusivo . . . . .	46
<b>4</b>	<b>Alocação de comprimentos de onda através da teoria da complexidade parametrizada</b>	<b>47</b>
4.1	Teoria da complexidade parametrizada . . . . .	49
4.2	Complexidade parametrizada da coloração de vértices . . . . .	50
4.3	Aplicação do algoritmo de coloração parametrizada para a alocação de comprimentos de onda . . . . .	53
4.4	Notas sobre a implementação dos algoritmos . . . . .	54
4.5	Exemplos numéricos . . . . .	57
4.6	Resumo conclusivo . . . . .	60
<b>5</b>	<b>Algoritmos justos e de baixa complexidade para agregação de tráfego</b>	<b>63</b>
5.1	Trabalhos relacionados . . . . .	64
5.2	Algoritmo de roteamento alternativo com expansão da topologia virtual . . . . .	65
5.3	Exemplos numéricos . . . . .	74
5.3.1	Avaliação das variantes do ARVTE . . . . .	77
5.3.2	Avaliação do ARVTE vs ZWNE . . . . .	84
5.4	Avaliação do impacto dos mecanismos de expansão . . . . .	94
5.5	Exemplos numéricos . . . . .	95
5.6	Resumo conclusivo . . . . .	98
<b>6</b>	<b>Roteamento multicaminho em redes com requisições de alta capacidade</b>	<b>101</b>
6.1	Trabalhos relacionados . . . . .	102
6.2	Aprovisionamento de caminhos ópticos multicaminho . . . . .	103
6.2.1	Modelagem de caminho único . . . . .	104
6.2.2	Modelagem multicaminho . . . . .	105
6.3	Exemplos numéricos . . . . .	107
6.4	Resumo conclusivo . . . . .	113

<b>7</b>	<b>Roteamento multicaminho para provisão eficiente de recursos interdomínio com qualidade de serviço</b>	<b>115</b>
7.1	Trabalhos relacionados . . . . .	119
7.2	Algoritmos para o roteamento multicaminho entre domínios . . . . .	121
7.2.1	Retardo diferencial . . . . .	121
7.2.2	Heurísticas multicaminho . . . . .	122
7.3	Exemplos numéricos . . . . .	126
7.3.1	Aplicações em tempo-real . . . . .	129
7.3.2	Aplicações de transferência de dados . . . . .	133
7.4	Resumo conclusivo . . . . .	136
<b>8</b>	<b>Conclusões e Trabalhos Futuros</b>	<b>139</b>
<b>A</b>	<b>WDMSim</b>	<b>143</b>
A.1	Projeto do simulador WDMSim . . . . .	144
A.2	Execução do simulador WDMSim . . . . .	147
	<b>Bibliografia</b>	<b>150</b>

# Lista de Tabelas

3.1	Variações do Problema de Agregação Dinâmica de Tráfego . . . . .	38
-----	--	----

# Lista de Figuras

2.1	OADM - <i>Optical Add/Drop Multiplexer</i> . . . . .	14
2.2	ROADM - <i>Reconfigurable Optical Add/Drop Multiplexer</i> . . . . .	15
2.3	OXC - <i>Optical Cross-Connect</i> . . . . .	16
2.4	Camadas . . . . .	18
2.5	Agregação de Tráfego . . . . .	27
4.1	Alocação de comprimentos de onda através da coloração de vértices. . . . .	48
4.2	Algoritmo de k-Cordalização. . . . .	52
4.3	Possível cenário de interação entre caminhos ópticos em uma rede óptica (esquerda) e seu grafo auxiliar correspondente (direita) . . . . .	53
4.4	Diagrama dos artigos utilizados na implementação dos algoritmos [12, 11, 118, 129, 130, 108]. . . . .	55
4.5	Algoritmo para encontrar um Buraco em um grafo $G$ . . . . .	56
4.6	Tempo de execução para grafos gerados aleatoriamente. . . . .	58
4.7	Tamanho do Modulador para grafos gerados aleatoriamente. . . . .	58
4.8	Topologia da rede NSF . . . . .	59
4.9	Tempo de execução para diferentes quantidades de caminhos ópticos na rede NSF. . . . .	59
4.10	Tamanho do Modulador para diferentes quantidades de caminhos ópticos na rede NSF. . . . .	60
5.1	Algoritmo de menor caminho vs Algoritmo de roteamento alternativo. . . . .	66
5.2	Exemplo de expansão do grafo auxiliar. . . . .	67
5.3	Algoritmo ZWNE . . . . .	69
5.4	Algoritmo ARVTE. . . . .	70
5.5	Algoritmo 1 para o roteamento por caminho alternativo (APR). . . . .	70
5.6	Algoritmo 2 para o roteamento por caminho alternativo (APR). . . . .	71
5.7	Algoritmo 3 para o roteamento por caminho alternativo (APR). . . . .	71
5.8	PLI para o problema de coloração mínima de caminhos. . . . .	71
5.9	Topologia NSF. . . . .	74

5.10	Topologia USA. . . . .	75
5.11	Topologia Pan-Europeia. . . . .	76
5.12	Topologia Grid 5x5. . . . .	77
5.13	BBR dos algoritmos AR1, AR2, AR3 e ZWNE para a rede NSF. . . . .	78
5.14	BBR dos algoritmos ARVTE1, AR1 e VTE para a rede NSF. . . . .	79
5.15	Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE1 e AR1 para a topologia NSF. . . . .	79
5.16	Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE1 e AR1 para a topologia USA. . . . .	80
5.17	Índice de justiça de Jain dos algoritmos VTE e ZWNE para a topologia NSF. . . . .	81
5.18	Índice de justiça de Jain dos algoritmos VTE e ZWNE para a topologia USA. . . . .	81
5.19	BBR dos algoritmos ARVTE1, ZWNE e SLRC para a rede NSF. . . . .	82
5.20	BBR das oito variantes do algoritmo APR1 utilizado pelo algoritmo ARVTE1 para a rede NSF. . . . .	83
5.21	Complexidade de tempo normalizada dos algoritmos SLRC, ZWNE e ARVTE para a rede NSF. . . . .	83
5.22	BBR dos algoritmos ARVTE e ZWNE para rede NSF. . . . .	85
5.23	BBR dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede USA. . . . .	85
5.24	BBR dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede Pan-Europeia. . . . .	86
5.25	BBR dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede Grid 5x5. . . . .	86
5.26	Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede NSF (topo). BBR de cada para origem-destino para uma carga de 28 <i>Erlang</i> . . . . .	88
5.27	Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede USA (topo). BBR de cada para origem-destino para uma carga de 31 <i>Erlang</i> . . . . .	89
5.28	Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede Pan-Europeia (topo). BBR de cada para origem-destino para uma carga de 19 <i>Erlang</i> . . . . .	90
5.29	Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede Grid 5x5 (topo). BBR de cada para origem-destino para uma carga de 34 <i>Erlang</i> . . . . .	91
5.30	Custo médio dos caminhos ópticos estabelecidos pelos algoritmos ARVTE e ZWNE para todas as topologias avaliadas. . . . .	92
5.31	BBR dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede USA (novo cenário). . . . .	93
5.32	Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede USA (novo cenário). . . . .	94
5.33	BBR de todos os algoritmos para a rede NSF. . . . .	96
5.34	Índice de justiça de todos os algoritmos para a rede NSF. . . . .	96
5.35	BBR de todos os algoritmos para a rede USA. . . . .	97

5.36	Índice de justiça de todos os algoritmos para a rede USA. . . . .	97
5.37	Complexidade de tempo normalizada. . . . .	98
6.1	Topologia grid 5x5 . . . . .	108
6.2	Topologia USA . . . . .	109
6.3	Topologia da rede Pan-Europeia . . . . .	109
6.4	Taxa de bloqueio de banda para a rede Grid 5x5 . . . . .	110
6.5	Taxa de bloqueio de banda para a rede USA . . . . .	111
6.6	Taxa de bloqueio para a rede Pan-Europeia . . . . .	111
6.7	Quantidade de tráfego afetada por uma falha de enlace para as três topologias consideradas . . . . .	112
7.1	Cenários de roteamento interdomínio. . . . .	116
7.2	Algoritmo MRRTM . . . . .	125
7.3	Algoritmo MRDT . . . . .	126
7.4	Rede multidomínio linear composta por 3 topologias NSF interligadas. . .	127
7.5	Caminhos ópticos utilizados para o tráfego interdomínio. . . . .	127
7.6	Topologia virtual agregada. . . . .	128
7.7	BBR dos algoritmos de roteamento multicaminho e caminho único para aplicações em tempo-real. . . . .	130
7.8	Utilização média dos caminhos ópticos dos algoritmos de roteamento multicaminho e caminho único para aplicações em tempo-real. . . . .	131
7.9	Utilização média dos caminhos ópticos do algoritmo de roteamento multicaminho utilizando vários valores de $\beta$ para aplicações em tempo-real. . . .	132
7.10	Retardo diferencial do algoritmo de roteamento multicaminho utilizando vários valores de $\beta$ para aplicações em tempo-real. . . . .	133
7.11	Quantidade de memória requerida pelo algoritmo de roteamento multicaminho utilizando vários valores de $\beta$ para aplicações em tempo-real. . . . .	133
7.12	Taxa de bloqueio dos algoritmos de roteamento multicaminho e caminho único para aplicações de transferência de dados. . . . .	134
7.13	Utilização dos caminhos ópticos dos algoritmos de roteamento multicaminho e caminho único para aplicações de transferência de dados. . . . .	135
7.14	Taxa de bloqueio do algoritmo de roteamento multicaminho utilizando vários valores de $\beta$ para aplicações de transferência de dados. . . . .	136
7.15	Utilização dos enlaces do algoritmo de roteamento multicaminho utilizando vários valores de $\beta$ para aplicações de transferência de dados. . . . .	136
A.1	Tipos de eventos gerados pelo simulador WDMSim. . . . .	146
A.2	Diagrama de classes do simulador WDMSim. . . . .	149

# Capítulo 1

## Introdução

As redes de computadores tem a função de interligar diferentes hospedeiros de forma a prover canais de comunicação que facilitem a troca de informação. Uma rede pode ser classificada segundo diferentes características como, por exemplo, (i) o método de conexão, que define qual a tecnologia utilizada na rede para efetivar a conexão individual de cada dispositivo; (ii) a tecnologia do seu meio de transmissão, que se subdivide em cabeada (par-trançado, cabo coaxial, fibra óptica etc) e sem-fio (microondas, satélite, celular, infra-vermelho etc); (iii) a sua escala (PAN, LAN, MAN, WAN etc); (iv) sua arquitetura de serviço (cliente-servidor, par-a-par, grades etc); (v) sua topologia (linear, estrela, anel, malha etc) e (vi) sua tecnologia de comutação, seja por pacotes, rajadas ou por circuitos.

As primeiras idéias de criação de uma rede para a comunicação entre computadores surgiu no início dos anos 60, e foi em 1963, no departamento de defesa dos Estados Unidos da América que nasceu a ARPANET<sup>1</sup>, uma rede de computadores criada para permitir o compartilhamento de recursos computacionais localizados em diversas universidades espalhadas pelo país. A ARPANET pode ser considerada um dos pilares da Internet de hoje, tendo se conectado a outras grandes redes, como a da NSF<sup>2</sup>, para formar no final dos anos 80 o que hoje chamamos de Internet.

A Internet, e os serviços fornecidos por ela, só começaram a se popularizar no início dos anos 90. Muito antes disso, grandes redes de comunicação mantidas por empresas de telecomunicações já haviam sido construídas em escala continental para suportar um dos mais importantes e essenciais serviços providos pelas redes até hoje, a telefonia. Até o início dos anos 80 o material utilizado nos cabos para a transmissão dos sinais telefônicos era o cobre. Contudo com o crescimento da população e portanto o aumento da demanda por comunicação, o cobre deixou de ser uma opção econômica e prática, tendo que suportar

---

<sup>1</sup>Advanced Research Projects Agency Network

<sup>2</sup>National Science Foundation

o enorme número de ligações em todo o país. Além disso, o cobre também sofria de interferências vindas de tempestades ou de outros equipamentos elétricos, o que dificultava sua aplicação em certas áreas. Desde o final dos anos 70, testes de campo já eram realizados por empresas de telefonia com fibras ópticas, e suas vantagens sobre o cobre eram evidentes, tanto em termos das distâncias que podiam ser atingidas, como em relação a capacidade de banda passante e ao fato de praticamente não sofrerem interferências eletromagnéticas. A mesma quantidade de informação que antes requeria centenas de cabos de cobre para ser transmitida, poderia ser transportada em apenas uma fibra óptica possuindo a espessura de um fio de cabelo. Cada empresa do ramo de telefonia começou, então, a desenvolver sua tecnologia para suportar a transmissão óptica, o que gerou um sério problema de interconexão entre as diferentes redes. Em 1984 a associação ECSA<sup>3</sup> e o centro de pesquisa *Bellcore* propuseram um padrão para redes de transmissão óptica conhecido hoje como SONET<sup>4</sup>. Surgiram, portanto, no anos 80, as primeiras redes de comunicação óptica. Pouco tempo depois, a capacidade de banda passante de uma fibra óptica é expandida com a introdução de uma tecnologia, chamada de multiplexação por comprimento de onda (WDM<sup>5</sup>), que permite a multiplexação de diversos sinais ópticos em uma mesma fibra através da utilização de diferentes comprimento de onda. Com o potencial de suportar centenas de comprimentos de onda simultâneos em uma mesma fibra, esta tecnologia abriu as portas para um cenário futuro de redes com uma capacidade de banda passante virtualmente infinita.

Até recentemente, enlaces ópticos com multiplexação por comprimento de onda (WDM) eram utilizados exclusivamente em conexões ponto-a-ponto com tecnologias de camada física como a SONET. Inicialmente as topologias das redes ópticas eram basicamente estruturadas em grandes anéis que interligavam hospedeiros em setores de uma empresa, faculdades em um campus, instituições em uma cidade, ou até interligações de maior escala. Topologias mais genéricas também eram possíveis de serem implementadas com esta tecnologia. Essas eram as chamadas redes ópticas de primeira geração, que eram redes ponto-a-ponto com grande capacidade de banda e transmissão óptica.

Sobre esta infraestrutura física, utilizava-se comumente a tecnologia ATM<sup>6</sup> como tecnologia de comutação, para prover Qualidade de Serviço (QoS) aos fluxos na rede. Em ATM, uma conexão origem-destino é implementada através de um circuito chamado canal virtual (VC<sup>7</sup>). Vários VC podem ser multiplexados em caminhos virtuais (VP<sup>8</sup>). Nestas redes, a unidade de transmissão padrão possui tamanho fixo (53 bytes) e é chamada de

---

<sup>3</sup>Exchange Carriers Standards Association

<sup>4</sup>Synchronous Optical Networking

<sup>5</sup>Wavelength Division Multiplexing

<sup>6</sup>Asynchronous Transfer Mode

<sup>7</sup>Virtual Channel

<sup>8</sup>Virtual Path

célula. Para a interligação com a Internet, o ATM implementa uma camada de adaptação (AAL<sup>9</sup>) que permite a comunicação do protocolo IP<sup>10</sup> com as camadas inferiores. Desta forma, constitui-se a arquitetura de redes IP/ATM/SONET/WDM compostas por roteadores IP conectados a switches ATM utilizando WDM para o envio de células através de dispositivos SONET.

Os switches ATM eram necessários para prover comutação rápida de pacotes (células), as interfaces SONET eram necessárias para combinar fluxos ATM (OC<sup>11</sup>-3) em fluxos SONET (OC-48) e prover proteção. Com o avanço da tecnologia dos roteadores IP e a introdução do protocolo MPLS<sup>12</sup>, a utilização da camada ATM tornou-se desnecessária, o que permitiu a implementação da arquitetura IP/SONET/WDM (1996). Em 1999, roteadores com interfaces de alta velocidade (OC-192) capazes de prover proteção e restauração começaram a ser desenvolvidos. Com o surgimento da 10 Gigabit Ethernet voltou a tona a discussão sobre a real necessidade da camada SONET, abrindo caminho para uma nova arquitetura chamada “IP sobre WDM” (IP/WDM) [54].

Com a introdução de novos elementos comutadores chamados OXC<sup>13</sup>, os nós ópticos passaram a apresentar a capacidade de efetuar a comutação de comprimentos de onda entre fibras ópticas e, em alguns casos, a conversão entre comprimentos de onda. Com isto, surgiram as redes transparentes ou de salto único (*Single Hop*), que permitem que um fluxo atravessasse toda a rede sem que haja comutação eletrônica nos nós intermediários. Existe, ainda, uma abordagem intermediária entre as redes de primeira geração e as redes *Single Hop* chamada de múltiplos saltos (*Multi Hop*), na qual alguns dos nós intermediários de um caminho na rede podem efetuar a comutação eletrônica quando for conveniente.

Com o surgimento das redes ópticas transparentes surge o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA<sup>14</sup>) pois, para estabelecer uma conexão, é necessário a criação de um circuito ou caminho óptico (*lightpath*). Caminhos ópticos são caminhos que permanecem no meio óptico, ou seja, não sofrem conversão opto-eletrônica. Um caminho óptico é composto por uma rota (sequência de enlaces de fibra) e um comprimento de onda.

Atualmente, o estado da arte da tecnologia WDM suporta transmissões com largura de banda de 40 Gbps por comprimento de onda. Em laboratórios, já se atinge velocidades de 160 Gbps. Em contraste, a grande maioria dos fluxos de pacotes existente na Internet, não passam de centenas de megabits por segundo.

Para reduzir o custo da rede, torna-se necessária a agregação de tráfego de baixa velo-

---

<sup>9</sup>ATM Adaptation Layer

<sup>10</sup>Internet Protocol

<sup>11</sup>Optical Carrier

<sup>12</sup>Multi-Protocol Label Switching

<sup>13</sup>Optical Cross-Connect

<sup>14</sup>Routing and Wavelength Assignment

cidade (*subwavelength traffic*) em um mesmo caminho óptico. No entanto, o roteamento e encaminhamento do tráfego requer o uso de comutadores eletrônicos, que são equipamentos muito mais caros do que comutadores ópticos. Desta forma, os fluxos de baixa velocidade devem ser agregados em comprimentos de onda, de forma que o custo com equipamentos de conversão opto-eletrônica seja minimizado. Essa técnica é conhecida como agregação de tráfego (*traffic grooming*).

Em muitos trabalhos na literatura, assumem-se que as demandas de tráfego da rede são estáticas, sendo modeladas através de uma matriz de tráfego. Esta suposição pode ser considerada válida pelas seguintes razões. Em primeiro lugar, em redes de núcleo, nas quais ocorre um alto nível de agregação, o tráfego torna-se menos explosivo. Em segundo lugar, devido a importância das demandas de alta velocidade, a rede é projetada de forma a satisfazer sua taxa de pico, valor este que não possui grande variabilidade. Estas justificativas permitem que o problema seja analisado de forma estática.

No entanto, a medida em que as redes ópticas WDM vêm sendo implementadas em redes geograficamente dispersas (WAN<sup>15</sup>), e em redes metropolitanas (MAN<sup>16</sup>) e em redes locais (LAN<sup>17</sup>), as características do tráfego tendem a se tornar mais dinâmicas. Além disso, a crescente preocupação com a implementação de QoS fim-a-fim torna desejável a aplicação de técnicas de projeto e provisão de recursos, comumente usadas em redes *backbones*, em redes de baixo nível. Em tais redes, as demandas de tráfego são apropriadamente modeladas como funções no tempo. Neste contexto, o problema de agregação de tráfego foi generalizado, definindo um novo problema de agregação dinâmica de tráfego (*Dynamic Traffic Grooming*).

Os problemas de RWA e de agregação de tráfego (estático e dinâmico) atribuem as redes ópticas características singulares que exigem mecanismos diferenciados para o seu controle e operação. Uma generalização do MPLS chamada GMPLS<sup>18</sup> foi proposta para suportar a comutação no nível de pacotes, a comutação no tempo, no comprimento de onda e no espaço. Na arquitetura IP/WDM o protocolo GMPLS será o responsável por fornecer a estrutura necessária que permitirá a interligação entre as camadas IP e WDM. Em redes GMPLS, pacotes que entram no domínio recebem um rótulo em um LER<sup>19</sup>. Os pacotes são encaminhados através de um LSP<sup>20</sup> onde cada LSR<sup>21</sup> decide o encaminhamento do pacote baseado apenas em seu rótulo. Em cada salto, o LSR remove o rótulo atual do pacote e insere um novo rótulo que dirá ao LSR seguinte como encaminhar

---

<sup>15</sup>Wide Area Network

<sup>16</sup>Metropolitan Area Network

<sup>17</sup>Local Area Network

<sup>18</sup>Generalized Multi-Protocol Label Switching

<sup>19</sup>Label Edge Router

<sup>20</sup>Label Switch Path

<sup>21</sup>Label Switch Router

o pacote. O GMPLS permitirá a automatização da gerência em redes WDM, permitindo a criação de LSPs por demanda.

Com o surgimento de novos serviços de grande capacidade como as Grades e a computação em nuvem surgem novas aplicações de alto-desempenho. Tais aplicações demandam processamento e transmissão de dados em grande escala, portanto, a execução e a transmissão de dados de forma eficientes contribuem para a obtenção de resultados científicos através da e-Ciência [131]. Os novos desafios impostos por tais aplicações demandam soluções de engenharia de tráfego para o problema de agregação dinâmica de tráfego e RWA que sejam rápidas, robustas e escaláveis.

Os artigos [155, 70, 49] revisam a maioria dos trabalhos de pesquisa recentes em agregação dinâmica de tráfego e descrevem os esforços de pesquisa realizados, ao longo dos últimos anos, em busca de soluções para diversos cenários de redes ópticas WDM. Em [70], destaca-se a necessidade da realização de estudos que considerem soluções de baixa complexidade. A literatura de agregação de tráfego tem evoluído do estudo do caso estático de agregação para o caso dinâmico [50], bem como do estudo de redes com topologia em anel ou restritas [59, 23, 81, 70] para topologias em malha [144, 93], além do estudo de cenários de roteamento de salto único (*single-hop*) [143, 150, 144, 93] para múltiplos saltos (*multi-hop*) [142], e finalmente do estudo com cenários de tráfego homogêneo para cenários mais realistas [31, 135]. Têm surgido, recentemente, trabalhos que consideram soluções de baixa complexidade [65, 150, 133, 145, 73, 67].

Esta Tese apresenta um estudo abrangente sobre o problema de agregação de tráfego em redes ópticas WDM. São estudados diferentes aspectos do problema de agregação em diferentes cenários de rede. Primeiramente, realiza-se um estudo para obtenção de uma solução exata de baixa complexidade para o problema de alocação de comprimentos de onda que visa tornar o problema RWA tratável para cenários realistas de rede e de tráfego. A busca por tal solução se baseia em uma teoria moderna sobre a complexidade de algoritmos e utiliza resultados recentes de sua aplicação na construção de algoritmos de coloração para a família de grafos cordais.

Em seguida, estuda-se o problema de agregação dinâmica de tráfego em completude, quando as limitações dos algoritmos que representam o estado da arte em termos de soluções rápidas são expostas, mostrando-se incapazes de balancear o tráfego na rede. Apresenta-se uma nova solução de baixa complexidade com o intuito de sanar as deficiências apresentadas na literatura. O Algoritmo proposto é capaz de balancear o tráfego de forma justa sem onerar o seu desempenho, seu custo ou a complexidade da solução. A investigação é, então, aprofundada na busca de aperfeiçoar os algoritmos apresentados, de forma a se obter uma solução ainda mais rápida com o menor impacto na qualidade da mesma.

Em uma nova investigação, o problema de agregação de tráfego é analisado sob um

óptica inversa, na qual as demandas por conexões possuem requisições de banda passante superiores à capacidade de um caminho óptico. Neste cenário, são propostos dois algoritmos de RWA com diferentes mecanismos de roteamento, o tradicional que é forçado a alocar múltiplos comprimentos de onda na busca por uma solução para o problema e uma nova abordagem que utiliza múltiplos caminhos capazes de melhor balancear o tráfego na rede, o que aumenta a sua capacidade de alocação de recursos além de tornar as conexões estabelecidas menos vulneráveis a falhas na rede.

Uma última investigação considera um cenário de redes ópticas multidomínio com demandas de tráfego de alta capacidade e requisitos de QoS. São propostas soluções de agregação de tráfego específicas para cada cenário de tráfego capazes de atuar tanto em um ambiente multidomínio de alocação antecipada de recursos, quanto em um cenário no qual o tráfego interdomínio é forçado a disputar os recursos de cada domínio com o seu tráfego local. Os algoritmos propostos contam ainda com um mecanismo de alocação de banda passante ajustável, o que permite um melhor balanceamento do tráfego e também a minimização do impacto do tráfego interdomínio sobre o tráfego local em cada domínio atravessado.

O objetivo desta Tese é o de propor soluções para o problema clássico de agregação dinâmica de tráfego em redes ópticas WDM, além de apresentar soluções para novos cenários de rede e de tráfego.

As demais seções deste capítulo estão organizadas da seguinte forma: a Seção 1.1 destaca as contribuições desta Tese; a Seção 1.2 lista as publicações do autor relacionadas a esta Tese; a Seção 1.3 lista as demais publicações do autor obtidas durante o seu período de doutoramento. Finalmente, a Seção 1.4 apresenta a organização dos demais capítulos que compõem esta Tese.

## 1.1 Contribuições

A lista apresentada a seguir descreve as contribuições desta Tese:

- Apresentação do estado da arte de algoritmos de agregação dinâmica de tráfego em redes ópticas WDM;
- Utilização da Teoria da Complexidade Parametrizada na solução do problema de alocação de comprimentos de onda para prover uma solução exata com menor complexidade de tempo;
- Proposta de um algoritmo baseado em zona para a solução do problema de agregação dinâmica de tráfego capaz de balancear o tráfego na rede de forma justa;

- Avaliação do compromisso entre o desempenho e a complexidade de tempo de algoritmos de agregação baseados em zona;
- Proposta de um algoritmo para a alocação de multicaminhos ópticos para aplicações com demandas de altíssima capacidade;
- Proposta de um algoritmo para a alocação de multicaminhos ópticos em redes multidomínio para aplicações com demandas de alta capacidade e requisitos de QoS;
- Implementação e disponibilização de um simulador para avaliação de algoritmos de agregação/RWA em redes ópticas WDM.

## 1.2 Publicações desta Tese

### Capítulo 4

- Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; Gyurek, R.; A Fixed-Parameter Tractable Algorithm for the Wavelength Assignment in WDM Mesh Networks. In: IEEE ICC - International Conference on Communications, 2008. [46]
- Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; Um Algoritmo Tratável por Parâmetro-Fixo para a Alocação de Comprimentos de Onda em Redes WDM. In: SBRC - Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos, 2008. [37]
- Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; A Fixed-Parameter Tractable Approach for the Wavelength Assignment Problem in Transparent Networks. In: IEEE Communications Letters, 2008. [36]

### Capítulo 5

- Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; On-Line Dynamic Traffic Grooming Algorithms for WDM Mesh Networks. In: IEEE ICC - International Conference on Communications, 2009. [39]
- Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; Um Algoritmo Eficiente e Justo para Agregação Dinâmica de Tráfego em Redes WDM. In: SBRC - Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos, 2009. [40]
- Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; Fair and Efficient Dynamic Traffic Grooming Algorithm for WDM Mesh Networks. In: IEEE GLOBECOM - Global Communications Conference, 2009. [38]

- Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; On the Effectiveness of Expansion Mechanisms in Zone-Based Dynamic Traffic Grooming Algorithms. In: IEEE ICC - International Conference on Communications, 2010. [47]
- Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; Um Algoritmo Rápido, Eficiente e Justo para Agregação Dinâmica de Tráfego em Redes WDM. In: Revista Brasileira de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos, 2009. [34]
- Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; Fairness in Zone-Based Algorithms for Dynamic Traffic Grooming in WDM Mesh Networks. In: IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking, 2010. [35]

## Capítulo 6

- Chen, X.; Drummond, A. C.; Jukan, A.; Fonseca, N. L. S. da; A Multipath Routing Mechanism in Optical Networks with Extremely High Bandwidth Requests. In: IEEE GLOBECOM - Global Communications Conference, 2009. [22]

## Capítulo 7

- Chen, X.; Chamania, M.; Jukan, A.; Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; On the Benefits of Multipath Routing for Distributed Data-intensive Applications with High Bandwidth Requirements and Multidomain Reach. In: IEEE Conference on Communication Networks and Services Research, 2009. [20]
- Chen, X.; Chamania, M.; Jukan, A.; Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; QoS-Constrained Multi-path Routing for High-End Network Applications. In: IEEE High-Speed Networks Workshop, 2009. [21]

## Apêndice A

- Drummond, A. C.; Silva, R. T. R.; Rosa, S. R. A. S.; Fonseca N. L. S. da; IP over WDM module for the NS-2 Simulator. In: CAMAD - IEEE ICC - International Conference on Communications, 2008. [48]

## 1.3 Demais publicações

### Autorias

- Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; Devetsikiotis, M.; A Comparison of Measurement-Based Equivalent Bandwidth Estimators. In: CAMAD - IEEE Globecom, 2004. [41]
- Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; Devetsikiotis, M.; Técnicas Fuzzy na Otimização de Recursos em Redes Auto-Ajustáveis. In: WPerformance - SBC - Sociedade Brasileira de Computação, 2005. [42]
- Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; Devetsikiotis, M.; Uma Avaliação de Estimadores de Banda Passante Baseados em Medições. In: WPerformance - SBC - Sociedade Brasileira de Computação, 2005. [43]
- Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; Devetsikiotis, M.; Yamakami, A.; Bandwidth Allocation in Self-Sizing Networks Under Uncertain Constraints. In: IEEE ICC - International Conference on Communications, 2006. [44]
- Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; Devetsikiotis, M.; A Multiobjective Fuzzy Bandwidth Partitioning Model for Self-Sizing Networks. In: EJOR - European Journal of Operational Research, 2008. [45]

### Coautorias

- Batista, D. M.; Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; Scheduling Grid Tasks under Uncertain Demands. In: ACM SAC - Symposium on Applied Computing, 2008. [4]
- Batista, D. M.; Drummond, A. C.; Fonseca N. L. S. da; Um Escalonador de Tarefas Dependentes Robusto à Incertezas nas Descrições das Aplicações em Grades. In: WPerformance - SBC - Sociedade Brasileira de Computação, 2008. [5]
- Batista, D. M.; Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; Robust Scheduler for Grid Networks. In: ACM SAC - Symposium on Applied Computing, 2009. [6]
- Rosa, S.; Drummond, A.C.; Fonseca, N. L. S. da; Performance of Shared Path Protection Mechanism Under Physical Impairments in WDM Networks. In: IEEE ONDM, 2009. [104]

- Rosa, S.; Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; Lightpath Establishment in WDM Networks with Best Effort Shared Path Protection in Impaired-Transmissions. In: IEEE ICC - International Conference on Communications, 2009. [103]
- Rosa, S.; Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; Desempenho de Algoritmos de Proteção por Caminho Compartilhado Sensíveis às Limitações da Camada Física em Redes WDM. In: WPerformance - SBC - Sociedade Brasileira de Computação, 2009. [102]
- Rosa, S.; Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; Shared Path Protection with Differentiated Reliability in Transmission Impaired WDM Networks. In: IEEE ICC - International Conference on Communications, 2010. [107]
- Rosa, S.; Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; Algoritmo para a Provisão de Confiabilidade Diferenciada em Redes Ópticas Sensíveis às Limitações da Camada Física. In: SBRC - Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos, 2010. [105]
- Silva, R. T. R.; Drummond, A. C.; Jukan, A.; Fonseca, N. L. S. da; Algoritmo para Roteamento e Agregação de Tráfego Inter-domínio em redes WDM. In: SBRC - Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos, 2010. [117]
- Santi, J. de; Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; Agregação Dinâmica de Fluxos com Duração Conhecida em Redes WDM através de Balanceamento de Tráfego. In: WPerformance - SBC - Sociedade Brasileira de Computação, 2010. [111]
- Santi, J. de; Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; Load Balancing for Holding-Time-Aware Dynamic Traffic Grooming. IEEE GLOBECOM - Global Communications Conference, 2010. [112]
- Rosa, S.; Drummond, A. C.; Fonseca, N. L. S. da; Path Protection WDM Networks with Impaired-Transmission. In: Photonic Network Communications, 2010. [106]

## 1.4 Organização da Tese

Todos os estudos apresentados nessa Tese tem como característica principal a busca por soluções eficientes para o problema de agregação dinâmica de tráfego.

O Capítulo 2 introduz as redes ópticas WDM, discutindo as arquiteturas de nós existentes, os problemas de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA), e os

problemas de agregação estática e dinâmica de tráfego. São também apresentados conceitos básicos sobre o cenário de roteamento multidomínio e sobre a técnica de roteamento multicaminho.

O Capítulo 3 apresenta as classificações do problema de agregação dinâmica de tráfego em redes ópticas WDM e suas variações e realiza uma revisão bibliográfica detalhada sobre o tema de agregação dinâmica de tráfego e aponta as principais contribuições existentes na literatura.

O Capítulo 4 discute uma solução exata para o problema de alocação de comprimentos de onda em redes ópticas transparentes baseada na Teoria da Complexidade Parametrizada. A solução apresentada baseia-se no mapeamento do problema de alocação de comprimentos de onda em um problema de coloração de vértices de um grafo auxiliar.

O Capítulo 5 apresenta um algoritmo de baixa complexidade para o problema de agregação dinâmica de tráfego que é capaz de promover a justiça entre os pares de comunicação da rede. Estuda-se o compromisso entre a complexidade computacional e o desempenho imposto pelos mecanismos de expansão existentes nos algoritmos avaliados.

O Capítulo 6 propõe um algoritmo multicaminho eficiente para o problema de alocação de caminhos ópticos em redes WDM em um cenário de tráfego de aplicações que demandam uma quantidade de banda passante superior à capacidade de um comprimento de onda.

O Capítulo 7 apresenta um arcabouço para o estabelecimento e provisionamento interdomínio para redes ópticas WDM com agregação de tráfego. São propostos mecanismos para endereçar os problemas de eficiência e escalabilidade das topologias virtuais com reserva antecipada, e também os problemas de alocação de recursos no caso de topologias virtuais sem reserva. O cenário de tráfego avaliado considera aplicações realistas de alto-desempenho com requisitos de QoS.

O Capítulo 8 conclui a Tese apresentando um resumo dos resultados obtidos. São discutidos os possíveis desdobramentos dos temas estudados sendo que alguns fazem parte da pesquisa corrente do autor, e outros são colocados como possíveis trabalhos futuros.

O Apêndice A apresenta o simulador WDMsim desenvolvido pelo autor para a realização da maioria dos experimentos desta Tese.

# Capítulo 2

## Redes ópticas com multiplexação por comprimentos de onda

Neste capítulo são apresentadas as arquiteturas de nós existentes em redes ópticas com multiplexação por comprimentos de onda (WDM). São descritos os problemas de roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA), e os problemas de agregação estática e dinâmica de tráfego. São, também, apresentados conceitos básicos sobre roteamento multidomínio e sobre a técnica de roteamento multicaminho.

### 2.1 Arquiteturas de nós ópticos

Os equipamentos nos nós da rede determinam como os fluxos de tráfego devem ser encaminhados, o que inclui a agregação de tráfego.

O tráfego que passa por um equipamento em um nó pode ser representado, de forma geral, por uma tripla (fibra óptica, comprimento de onda, fatia de tempo). Logo, um nó “perfeito” seria capaz de efetuar a comutação entre todas essas dimensões. Na prática, devido a questões de custo e escalabilidade, arquiteturas de nós com diferentes capacidades, em geral inferiores, são as que ocorrem na realidade. Estas diferenças impõem restrições ao problema de agregação de tráfego. Será mostrado, na Seção 2.5, como a formulação matemática do problema de agregação requer a análise cuidadosa da arquitetura dos nós considerada.

Em anéis SONET, as fibras são interconectadas por SADM<sup>1</sup>, que possuem a capacidade de comutar o tráfego no tempo. Em redes SONET em malha, as fibras são interconectadas por DXC<sup>2</sup>s, que, diferentemente dos ADMs, possuem, normalmente, várias fibras de entrada e de saída. Em anéis WDM, ao invés de serem utilizados um ADM

---

<sup>1</sup>SONET Add-Drop Multiplexer

<sup>2</sup>Digital Cross-Connect

por comprimento de onda, SADMs Ópticos (OADM<sup>3</sup>) são empregados (Figura 2.1). Um OADM permite que alguns caminhos ópticos passem diretamente sem sofrer conversão opto-elétrica, enquanto pode iniciar e terminar outros caminhos ópticos. Por não efetuar conversão de comprimento de onda, caminhos ópticos que atravessam OADMs devem atender a restrição de continuidade de comprimento de onda (*wavelength-continuity constraint*), ou seja, o mesmo comprimento de onda deve ser utilizado em todos os enlaces pelos quais o caminhos óptico passar. Para cada comprimento de onda que é adicionado, utiliza-se um SADM para processar eletronicamente o tráfego. O custo dos equipamentos de conversão OEO<sup>4</sup> (transmissores e receptores) é o principal responsável pelo custo da rede, portanto, o número de SADMs disponíveis em um OADM é normalmente o objetivo a ser minimizado em problemas de agregação de tráfego. Este problema é normalmente referenciado como *ADM constrained grooming* em [125].

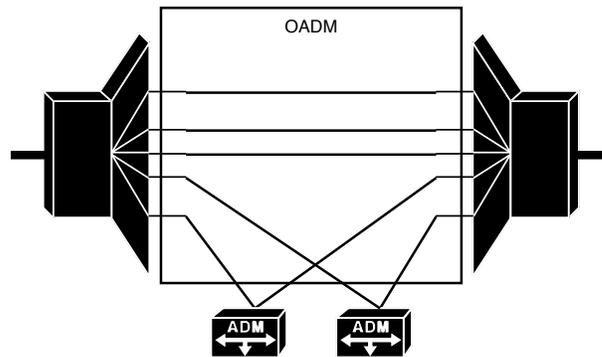


Figura 2.1: OADM - *Optical Add/Drop Multiplexer*

Em contraste com OADMs, que em geral possuem SADM dedicados para alguns comprimentos de onda, os OADMs Reconfiguráveis (ROADM<sup>5</sup>) podem adicionar ou descartar comprimentos de onda de forma seletiva (Figura 2.2). Além dos OADMs, OADX<sup>6</sup> tem sido produzidos comercialmente. Um OADX é a integração de um OADM e um DXC; logo OADX podem ser utilizados em redes de malha. De uma forma geral, OADX podem ser vistos como um caso especial dos OXC, que é a tecnologia que deverá ser empregadas nas redes em malha no futuro próximo.

Três classes de OXCs foram definidas:

- FXC<sup>7</sup>;

---

<sup>3</sup>Optical Add-Drop Multiplexer

<sup>4</sup>Optical-Electronic-Optical

<sup>5</sup>Reconfigurable Optical Add-Drop Multiplexer

<sup>6</sup>Optical Add-Drop Switch

<sup>7</sup>Fiber Cross-Connect

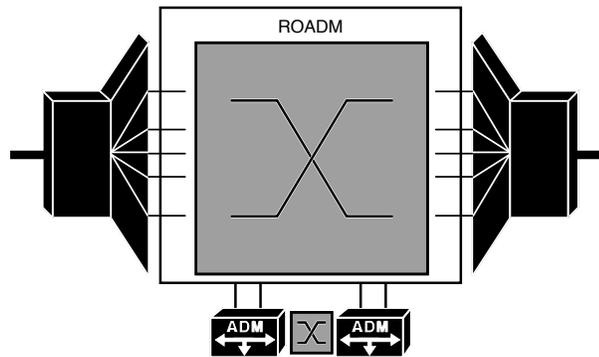


Figura 2.2: ROADM - *Reconfigurable Optical Add/Drop Multiplexer*

- WSXC<sup>8</sup>: comuta um subconjunto de comprimentos de onda de uma fibra de entrada para uma fibra de saída;
- WIXC<sup>9</sup>: WSXC com a capacidade de conversão de comprimento de onda.

Um OXC é similar a um ROADM exceto pelo fato de que eles normalmente possuem múltiplas fibras de entrada e saída. O número de fibras de entrada é, normalmente, igual ao número de fibras de saída, porém em [101] o projeto OXCs com um número diferente de fibras de entrada e saída é estudado. Um OXC em geral possui duas matrizes de comutação (*switching fabrics*), a matriz de comutação de comprimentos de onda, que efetua a comutação no nível do comprimento de onda, e a matriz de agregação que comuta o tráfego no nível de fatia de tempo [156] (Figura 2.3).

A restrição de continuidade de comprimento de onda pode ser relaxada caso os OXC sejam equipados com conversores de comprimento de onda [98]. Um conversor de comprimentos de onda é um dispositivo de entrada e saída que converte o comprimento de onda de um sinal óptico que chega pela porta de entrada para um comprimento de onda diferente no sinal óptico que parte pela porta de saída. Em OXC sem capacidade de conversão de comprimentos de onda, um sinal entrando pela porta  $p_i$  no comprimento de onda  $\lambda$  pode ser opticamente comutado para qualquer porta  $p_j$ , mas deve sair do OXC usando o mesmo comprimento de onda  $\lambda$ . Com conversores de comprimento de onda, o sinal pode ser opticamente comutado para qualquer porta  $p_j$ , utilizando outro comprimento de onda, ou seja, a conversão de comprimentos de onda permite que um caminho óptico utilize diferentes comprimentos de onda ao longo de diferentes enlaces físicos.

Diferentes níveis de conversão de comprimentos de onda são possíveis. A conversão total implica que qualquer comprimento de onda na entrada pode ser convertido para

<sup>8</sup>Wavelength Selective Cross-Connect

<sup>9</sup>Wavelength Interchanging Cross-Connect

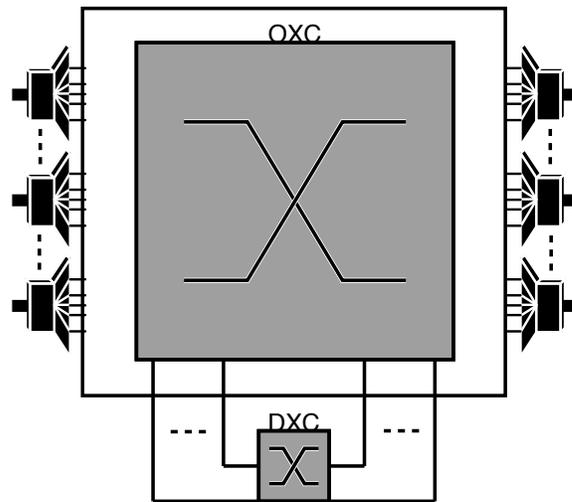


Figura 2.3: *OXC - Optical Cross-Connect*

qualquer outro comprimento de onda na saída. A conversão parcial [115] denota que cada comprimento de onda na entrada pode ser convertido para qualquer outro de um conjunto definido de comprimentos de onda na saída. Na prática, a conversão parcial ocorre dentro de faixas, sendo que uma faixa possui um tamanho que determina seu alcance. Por exemplo, se existem 8 comprimentos de onda, numerados de 1 a 8, e a faixa de conversão possui tamanho 2, isso significa que o comprimento de onda 4 pode ser convertido para qualquer outro entre 2 e 6; em casos limites, se o comprimento de onda de entrada for o 8, então ele pode ser convertido apenas para os comprimentos de onda 6 ou 7, ou simplesmente não sofre conversão.

A vantagem da conversão total está no fato dela remover a restrição de continuidade de comprimentos de onda, tornando possível o estabelecimento de um caminho óptico desde que cada enlace ao longo da rota entre a origem e o destino possua pelo menos um comprimento de onda livre que pode ser diferente para diferentes enlaces. Como resultado, o problema de RWA se reduz ao clássico problema de roteamento, que é o de encontrar um caminho possível para cada conexão na rede.

Dependendo da arquitetura do nó, este pode trabalhar no nível da fibra, comprimento de onda ou fatia de tempo, e em cada um desses níveis, pode-se ter funcionalidade completa ou limitada.

## 2.2 Regeneração do sinal óptico

Cada nó em uma rede óptica é responsável por efetuar a comutação dos sinais que recebe. A tecnologia tradicional, ainda largamente utilizada, requer que o sinal seja totalmente

convertido do domínio óptico para domínio eletrônico para poder ser comutado. Depois de passar pela fase de comutação, o sinal precisa novamente ser convertido, dessa vez para o domínio óptico, para que então possa ser transmitido pela próxima fibra. Essa conversão do sinal é conhecida como regeneração opto-eletróptica (OEO), e apresenta um custo muito alto, uma vez que cada nó passa a necessitar de um número muito grande de receptores e transmissores, equipamentos que ainda são muito caros.

Há ainda a possibilidade de que a comutação em um nó seja feita exclusivamente em domínio óptico, o que só foi possível graças ao desenvolvimento dos OXCs. Nesses, receptores e transmissores são necessários apenas para os sinais que têm o dispositivo como nó destino ou origem. Sinais que atravessam um OXC podem sofrer comutação sem que sejam necessários receptores ou transmissores. Esta diminuição no uso de tais equipamentos diminui o custo tornando muito vantajoso o uso deste dispositivo.

As redes ópticas podem ser classificadas de acordo com o tipo de regeneração de sinal que implementam, a saber:

- Opacas, nas quais todos os nós efetuam comutação em nível eletrônico.
- Transparentes, nas quais todos os nós de trânsito (diferentes da origem e do destino) efetuam comutação do sinal apenas no domínio óptico.
- Translúcidas, nas quais parte dos nós efetuam comutação em domínio eletrônico (opacos) e parte, exclusivamente, em domínio óptico (transparentes).

## 2.3 Redes ópticas transparentes

Uma rede óptica pode ser classificada em opaca ou transparente. Redes ópticas opacas efetuam conversões (OEO) nos nós de um caminho, nos quais o sinal é regenerado em sua forma elétrica e pode ser comutado neste nível, para depois ser novamente convertido na forma óptica e transmitido. [57] Como em cada nó, o sinal é regenerado, as restrições da camada física são menos evidentes em redes opacas, entretanto, apresenta desvantagem do alto custo, já que os conversores OEO são os elementos mais caros de uma rede óptica. Com o objetivo de minimizar o custo, nas redes transparentes, o sinal é comutado sem precisar sofrer regeneração para o domínio elétrico, sendo transportado por um caminho óptico (*lightpath*).

O caminho óptico representa uma conexão direta entre dois nós terminais e deve ser estabelecido antes que a transmissão possa iniciar. Para estabelecer o caminho óptico e respeitar a “restrição de continuidade do comprimento de onda”, é necessário que o mesmo comprimento de onda esteja alocado em cada enlace que participa do caminho escolhido

entre dois pontos. Tal propriedade torna a modelagem das redes ópticas diferente das tradicionais redes de comutação de circuitos da telefonia fixa [96].

Em uma rede óptica, pedidos de estabelecimento de caminhos ópticos entre dois pontos quaisquer podem ser feitos sob demanda, e são estabelecidos sobre uma “camada virtual”. Mesmo que um enlace não esteja disponível na topologia física para ligação entre estes dois pontos, ele pode ser estabelecido na camada virtual, e corresponderá a uma rota passando por nós intermediários na topologia física. A Figura 2.4 ilustra a relação entre essas duas camadas. O enlace “a-c” virtualmente alocado, pode corresponder, por exemplo, a rota que passa pelos nós físicos A, B e C. O problema de encontrar uma rota para as demandas da camada virtual, e alocar um comprimento de onda para cada pedido é chamado de RWA<sup>10</sup>.

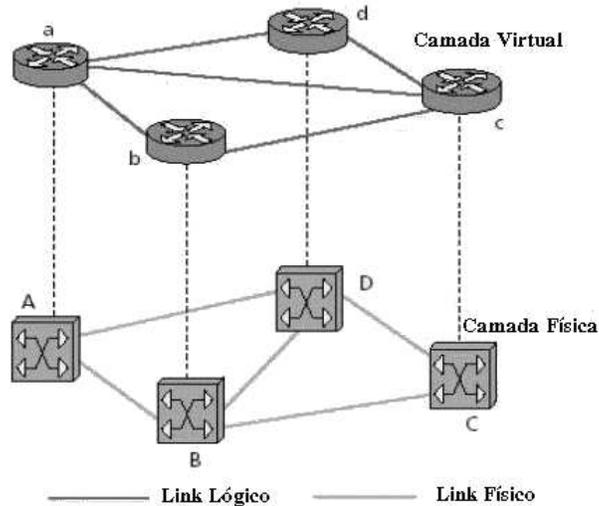


Figura 2.4: Relação entre camadas virtual e física

Uma vez que um pedido é atendido e o caminho foi estabelecido, este permanece ativo por um período de tempo determinado. Enquanto o caminho óptico está ativo, ele ocupa um comprimento de onda específico de cada enlace da rota origem-destino, e este comprimento de onda é liberado, quando o caminho é desfeito. O mesmo comprimento de onda não poderá ser alocado a mais de um caminho óptico no mesmo enlace da rede. Dessa forma, quanto mais caminhos forem alocados sobre a rede óptica, menor é o número de comprimentos de onda disponíveis e, portanto, maior é a probabilidade de que um novo caminho não possa ser alocado por falta de recursos [96].

<sup>10</sup>Routing and Wavelength Assignment

## 2.4 O problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda

As redes WDM têm sido utilizadas como tecnologia *de facto* nas transmissões ópticas. Em tais redes, para que se possa transmitir dados entre origem e destino, é necessário que exista uma conexão entre esses dois pontos, assim como acontece nas redes comutadas por circuitos. Tal tarefa pode ser realizada encontrando-se um caminho entre os dois nós e reservando um comprimento de onda livre em todas as fibras ao longo do caminho. Tal caminho é chamado de caminho óptico e pode conter muitos nós intermediários transparentes, alocando-se um canal WDM em cada um dos enlaces componentes. Durante todo o tempo de conexão, a largura de banda de um caminho óptico permanece reservada, e quando o caminho óptico for desfeito, os comprimentos de onda que o compõem tornam-se disponíveis.

Quando a rede não apresenta conversão de comprimento de onda, é necessário que um caminho óptico utilize o mesmo comprimento de onda em todas as fibras que o compõem, o que é conhecido como restrição de continuidade de comprimento de onda. Tal restrição pode ser responsável por uma ineficiente utilização dos canais WDM. Para superar esse entrave, muitas vezes, o que se faz é prover uma conversão limitada, na qual apenas parte dos comprimentos de onda podem ser convertidos.

Para que se faça uma utilização eficiente dos canais WDM disponíveis, o principal ponto a ser otimizado é o estabelecimento de *lightpaths*. Dessa forma, é necessário que o ato de prover uma rota a um caminho óptico e alocar comprimentos de onda a essa rota seja otimizado. Este problema é conhecido como Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda (RWA). A alocação de comprimento de onda deve proceder de forma que dois *lightpaths* que compartilham um mesmo enlace não usem o mesmo comprimento de onda. Além disso, deve respeitar a restrição de continuidade de comprimento de onda, ou seja, a todos os enlaces de um caminho óptico deve ser alocado um mesmo comprimento de onda.

O problema RWA é de grande importância. Uma boa solução permite que os recursos sejam utilizados de forma eficiente de tal forma que mais conexões possam ser aceitas e um conjunto menor delas seja rejeitado em momentos de grande utilização. Existe uma grande quantidade de algoritmos para resolver este problema, que podem ser classificados em duas grandes categorias:

- Estabelecimento estático de caminhos ópticos (SLE<sup>11</sup>): Assume-se que a demanda é fixa e previamente conhecida, dessa forma, todos os pedidos de conexão que precisam

---

<sup>11</sup>Static Lightpath Establishment

ser estabelecidos são conhecidos desde o princípio. Almeja-se, portanto, atender a demanda requisitada, otimizando a utilização de recursos da rede.

- Estabelecimento dinâmico de caminhos ópticos (DLE<sup>12</sup>): As requisições de conexão são feitas assim que necessárias e não são conhecidas previamente. Um pedido de estabelecimento de caminho óptico é efetuado em determinado instante, utilizando os recursos da rede por um período finito de tempo. Quando o caminho óptico é encerrado, os recursos utilizados são liberados para uso por outras conexões.

Tanto o problema estático quanto o dinâmico tem como dificuldade a complexidade da busca por uma solução ótima. Foi provado que o estabelecimento estático de caminhos ópticos é um problema NP-completo [24], através da redução do problema de coloração de grafos. Em geral, a solução pode ser encontrada através da formulação das restrições em programação linear inteira (PLI), entretanto a complexidade de uma PLI não permite que se obtenha uma solução escalável. Para superar essa dificuldade, desenvolvem-se heurísticas que tornam possível a resolução do problema. Um exemplo muito comum é a divisão do algoritmo em duas partes: na primeira, busca-se obter uma rota que seja capaz de interligar a origem ao destino, enquanto na segunda tenta-se encontrar um comprimento de onda livre em todos os enlaces que compõem a rota selecionada. Em outras palavras, faz-se a divisão do problema em um sub-problema de roteamento e em outro de alocação de comprimento de onda. A forma como as heurísticas são utilizadas na resolução destas sub-partes pode ter grande impacto na utilização dos recursos da rede e na taxa de pedidos de estabelecimento de conexões aceitas.

Na próxima subseção, apresenta-se uma formulação do problema, representando suas restrições por meio de programação linear inteira, e nas duas subseções subsequentes apresentam-se heurísticas para resolução dos sub-problemas de roteamento e de alocação de comprimento de onda.

### 2.4.1 Formulação do problema

Quando se deseja obter uma solução ótima para o problema de roteamento e alocação de comprimento de onda, o uso da programação linear inteira (PLI) é o mais aconselhado. Embora computacionalmente essa solução não seja escalável, quando a rede sobre a qual se pretende resolver o problema é, relativamente, pequena, o que inclui uma grande parte dos *backbones*, a solução via PLI possui uma demanda de tempo aceitável.

Nesta subseção, introduz-se uma formulação PLI para o problema de RWA [75, 119]. O objetivo desta formulação é a maximização do número de caminhos ópticos a fim de atender o maior número possível de conexões requisitadas.

---

<sup>12</sup>Dynamic Lightpath Establishment

Considere-se uma topologia de rede representada pelo grafo  $G = (V, E)$ , na qual  $V$  é um conjunto de nós  $\{v_1, v_2, v_3, \dots, v_n\}$  e  $E$  é um conjunto de enlaces  $\{e_1, e_2, e_3, \dots, e_m\}$ ;  $e_i$  representa uma fibra interligando dois nós  $v_i$  a  $v_j$ . A matriz de tráfego  $T$ , previamente conhecida, é dada por elementos  $T_{i,j}$  que representam o número de conexões requisitadas para interligação do nó  $v_i$  ao nó  $v_j$ . O conjunto de todos os requisitos de conexões é dado por  $K$ , na qual cada conexão  $k$  tem como origem  $s_k$  e destino  $d_k$  e ocupa exatamente a capacidade de um canal WDM. Cada um dos canais WDM é representado por um comprimento de onda  $\lambda_i$ . O conjunto  $\{\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \dots, \lambda_W\}$  de comprimentos de onda disponíveis em cada fibra é dado por  $L$ , sendo que cada  $\lambda_i$  possui a mesma capacidade de transmissão.

O problema de roteamento e alocação de comprimento de onda pode ser formalmente descrito como o problema de se encontrar uma rota  $p$  e um comprimento de onda  $\lambda$  disponíveis, de forma que dois caminhos ópticos distintos que compartilham um enlace na rede óptica não tenham um comprimento de onda em comum.

Para representação matemática da PLI, considera-se um conjunto de variáveis preliminares que são úteis na formulação:

$$x_k = \begin{cases} 1 & \text{se a conexão } k \text{ é aceita} \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (2.1)$$

$$x_k^\lambda = \begin{cases} 1 & \text{se o comprimento de onda } \lambda \text{ está livre para a conexão } k \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (2.2)$$

$$x_{ke}^\lambda = \begin{cases} 1 & \text{se o comprimento de onda } \lambda \text{ está livre para a conexão } k \text{ no enlace } e \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (2.3)$$

$$x_p^\lambda = \begin{cases} 1 & \text{se existe um caminho óptico definido com rota } p \text{ e comprimento de onda } \lambda \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (2.4)$$

$$\omega^+(v_i) = \text{conjunto de enlaces que saem do nó } v_i \quad (2.5)$$

$$\omega^-(v_i) = \text{conjunto de enlaces que entram no nó } v_i \quad (2.6)$$

A partir dessas variáveis, apresenta-se a seguinte PLI:

$$\text{Maximiza } \sum_{k \in K} x_k \quad (2.7)$$

sujeito a:

$$\sum_{e \in \omega^+(v_i)} x_{ke}^\lambda = \sum_{e \in \omega^-(v_i)} x_{ke}^\lambda \quad k \in K, \lambda \in L, v_i \in V \quad (2.8)$$

$$\sum_{e \in \omega^+(s_k)} x_{ke}^\lambda - \sum_{e \in \omega^-(s_k)} x_{ke}^\lambda = x_k^\lambda \quad k \in K, \lambda \in L \quad (2.9)$$

$$\sum_{e \in \omega^-(d_k)} x_{ke}^\lambda - \sum_{e \in \omega^+(d_k)} x_{ke}^\lambda = x_k^\lambda \quad k \in K, \lambda \in L \quad (2.10)$$

$$\sum_{k \in K} x_{ke}^\lambda \leq 1 \quad e \in E, \lambda \in L \quad (2.11)$$

$$\sum_{\lambda \in L} x_k^\lambda = x_k \quad k \in K \quad (2.12)$$

$$x_{ke}^\lambda \leq x_k^\lambda \quad k \in K, e \in E, \lambda \in L \quad (2.13)$$

$$x_k, x_k^\lambda, x_{ke}^\lambda \quad k \in K, e \in E, \lambda \in L \quad (2.14)$$

As equações 2.8 a 2.10 têm como objetivo a garantia da restrição de continuidade de comprimento de onda. A equação 2.11 garante que não seja possível a atribuição de um mesmo comprimento de onda a dois caminhos ópticos que compartilham um mesmo enlace. A equação 2.12 faz com que seja atribuído um, e somente um comprimento de onda a todo caminho óptico, e, por fim, as equações 2.13 e 2.14 tem como objetivo a garantia da consistência da PLI.

## 2.4.2 Roteamento

Embora a formulação do problema RWA através de uma PLI garanta soluções ótimas, a obtenção da solução demanda complexidade computacional alta, uma vez que a programação linear inteira é um problema NP-Completo, o que é ainda mais problemático no caso de estabelecimento dinâmico de caminhos ópticos, pois a cada novo pedido de conexão, deve-se obter uma nova solução para o problema. Nesses casos, permite-se que heurísticas que levam à soluções sub-ótimas sejam adotadas em troca de uma menor complexidade computacional.

São apresentadas, a seguir, três heurísticas conhecidas, na literatura, para o sub-problema de roteamento. São elas:

### Roteamento Fixo (*Fixed Routing*)

A técnica conhecida como Roteamento Fixo é a mais simples. Dada uma topologia, e um par origem-destino, a resposta de um algoritmo que utilize a abordagem de roteamento fixo será sempre a mesma rota, não importando qual seja o estado da rede. O algoritmo de Dijkstra é o exemplo mais comum de utilização desta abordagem: cada par origem-destino será sempre mapeado na mesma rota (a menor possível).

Apesar da simplicidade, a técnica, muitas vezes, não leva a bons resultados, dado que nem sempre será possível encontrar um comprimento de onda disponível para uma rota fixa, enquanto que uma rota alternativa pode acolher o caminho óptico. A abordagem de roteamento fixo pode levar, conseqüentemente, a uma probabilidade de bloqueio de conexões muito alta.

#### **Roteamento Fixo e Alternativo** (*Fixed-Alternate Routing*)

Na abordagem conhecida como Roteamento Fixo e Alternativo, além de uma rota fixa, o algoritmo deve retornar um conjunto de rotas alternativas. Chama-se primária a primeira rota retornada pelo algoritmo. Para que uma rota seja classificada como alternativa, deve ser disjunta a rota primária. Aplica-se, inicialmente, o algoritmo de Dijkstra a uma topologia  $T$ , e o resultado é considerado a rota primária  $P$ . A partir daí, retira-se da topologia  $T$  todos os enlaces de  $P$ , gerando a topologia  $T'$ , sobre a qual aplica-se novamente o algoritmo de Dijkstra, gerando uma rota alternativa  $A$ . Esse procedimento pode ser repetido a fim de se encontrar tantas rotas alternativas quanto seja possível.

Os resultados gerados por essa técnica são muito melhores que os obtidos pelo roteamento fixo. Assim que um novo pedido de conexão é feito, executa-se a busca por rotas que são, temporariamente, armazenadas. A rota primária é, então, submetida à alocação de comprimento de onda, e em caso de sucesso, a conexão é aceita. Em caso de fracasso a conexão não é bloqueada, como acontece no roteamento fixo. Ao invés de se bloquear, submete-se a segunda rota alternativa. A conexão será bloqueada somente se não for possível alocar um comprimento de onda a nenhuma das rotas. Com isso a probabilidade de bloqueio diminui em relação ao obtido pelo uso do roteamento fixo.

#### **Roteamento Adaptativo** (*Adaptive Routing*)

O roteamento adaptativo deve produzir rotas diferentes, de acordo com o estado da rede. Em outras palavras, nessa abordagem é possível adaptar o roteamento à utilização da rede, de forma a encontrar rotas que englobam somente os recursos disponíveis, o que não é possível em uma abordagem de roteamento fixo ou fixo e alternativo.

Para exemplificar o roteamento adaptativo, considera-se um algoritmo que funciona da seguinte forma: dada uma topologia baseada em camadas, na qual cada uma delas representa um comprimento de onda, quando uma nova conexão for estabelecida na rota  $p$  e no comprimento de onda  $\lambda$ , deve-se anular (ou mudar para  $\infty$ ) os pesos dos enlaces da rota  $p$  na camada  $\lambda$ . Dessa forma, a busca por uma rota não considera os enlaces que não estão disponíveis, tornando a busca por rotas muito mais eficiente do que nas outras abordagens de roteamento, portanto, a probabilidade de bloqueio produzida por algoritmos de roteamento adaptativo é inferior à produzida pelos outros algoritmos. Entretanto, esses algoritmos apresentam a obrigatoriedade de se armazenar o estado da rede para cada comprimento de onda, além da necessidade de se efetuar a busca por rotas em cada uma das camadas, aumentando-se assim a demanda por esforço computacional.

### 2.4.3 Alocação de comprimento de onda

Existem, na literatura, inúmeras heurísticas para a resolução do problema de alocação de comprimentos de onda que produzem resultados eficientes, dependendo do objetivo buscado. Nesta subseção, apresentam-se algumas das heurísticas mais conhecidas que, quando utilizadas em conjunto com um algoritmo de roteamento eficiente, podem produzir bons resultados para o problema RWA. São elas:

#### Primeiro Ajuste (*First-Fit*)

Busca-se fazer uma alocação ordenada dos comprimentos de onda para uma rota  $p$ . Verificando-se, inicialmente, se o primeiro comprimento de onda ( $\lambda_1$ ) está disponível em todos os enlaces da rota  $p$ . Em caso positivo, aceita-se o caminho óptico com rota  $p$  e  $\lambda_1$ . Em caso negativo, executa-se o mesmo procedimento para  $\lambda_2, \lambda_3, \dots, \lambda_n$ , até que algum comprimento de onda seja encontrado ou a rota não possa ser aceita. Esse método mantém os primeiros comprimentos de onda muito mais carregados que os últimos, já que aqueles são preferidos a estes.

#### Seleção Aleatória (*Random-Pick*)

Nesta técnica, a busca por um comprimento de onda disponível é feita de forma aleatória. Dado que se tem uma rota  $p$ , obtém-se um inteiro aleatório  $k_1$  e verifica-se se o comprimento de onda  $\lambda_{k_1}$  está disponível em todas os enlaces da rota  $p$ . Em caso positivo, pode-se aceitar a conexão e estabelecer o caminho óptico. Em caso negativo, executa-se a mesma verificação para  $\lambda_{k_2}, \lambda_{k_3}, \dots, \lambda_{k_n}$  até que se encontre um comprimento de onda ou a rota seja rejeitada. Com essa abordagem, ocorre uma distribuição da carga, uma vez que cada um dos comprimentos de onda pode ser igualmente escolhido.

**Menos Usado** (*Least-Used*)

No algoritmo *Least-Used*, tem-se como objetivo a distribuição da carga, buscando-se alocar primeiro os comprimentos de onda menos utilizados. Dado que  $k_1$  é o índice do comprimento de onda menos usado,  $k_2$  do segundo menos usado até  $k_n$ , a verificação por um  $\lambda$  que esteja disponível em todos os enlaces de uma determinada rota deve seguir a ordem  $\lambda_{k_2}, \lambda_{k_2}, \dots, \lambda_{k_n}$ . Este método tem funcionamento bastante semelhante a *Random-Pick*, uma vez que ambos distribuem a carga, mas seu desempenho computacional é inferior, já que é necessário manter uma ordem de utilização dos comprimentos de onda.

**Mais Usado** (*Most-Used*)

Na abordagem *Most-Used*, busca-se alocar primeiro os comprimentos de onda mais utilizados, levando a uma concentração da carga. Por esse motivo, seu comportamento é bastante semelhante ao de *First-Fit*, mas o desempenho computacional é pior, pela necessidade de se manter a ordem de utilização dos comprimentos de onda.

**Produto Mínimo** (*Min-Product*)

Este método é utilizado no contexto de múltiplas fibras, no qual cada enlace é constituído por duas ou mais fibras. Supondo que se tem uma rota  $p$ , e dado que em cada enlace  $l$  e cada comprimento de onda  $w$ ,  $D_{lw}$  fibras são utilizadas, calcula-se o seguinte produtório para cada  $w$ :

$$F(w) = \prod_{l \in p} D_{lw}$$

O menor produto obtido revela o comprimento de onda no qual as fibras são menos utilizadas e, para minimizar o número de fibras, deve-se alocá-lo para o novo caminho óptico.

**Menos Carregado** (*Least-Loaded*)

Este mecanismo, também, foi projetado para um contexto de múltiplas fibras por enlace. Considera-se a alocação de um comprimento de onda para uma rota  $p$ , no qual  $L_w$  é o número de fibras usadas pelo enlace mais carregado da rota  $p$  no comprimento de onda  $w$ . O objetivo é encontrar o valor  $w$  tal que  $L_w$  seja o menor possível. Busca-se, portanto, diminuir o uso de enlaces muito carregados, levando a uma distribuição mais uniforme da carga pelos comprimentos de onda possíveis. Isto faz com que *Least-Loaded* produza resultados eficientes em termos de probabilidade de bloqueio.

## 2.5 O Problema de agregação de tráfego

A fim de se utilizar a banda passante de forma eficiente, as redes ópticas com capacidade de agregação permitem que vários fluxos de tráfego compartilhem a banda passante de um caminho óptico. Se a multiplexação e demultiplexação de componentes de tráfego for efetuada apenas nas bordas da rede, e o tráfego agregado atravessar toda a rede de forma transparente, este problema torna-se equivalente ao problema RWA, pois, nesse caso, o tráfego agregado em cada caminho óptico pode ser abstraído como um único fluxo. Por outro lado, no caso das redes translúcidas ou opacas, um fluxo de tráfego em um caminho óptico pode precisar ser comutado eletronicamente (agregado) para um novo caminho óptico no seu caminho até o nó de destino.

A introdução da comutação eletrônica em redes ópticas aumenta sensivelmente o grau de conectividade entre os nós de borda, ao mesmo tempo em que reduz a quantidade de comprimentos de onda necessários nos enlaces da rede. Por outro lado, ocorre um aumento no custo da rede devido a introdução de equipamentos de alto custo, como transceptores ópticos e comutadores eletrônicos.

Tendo em vista esses desafios, o problema de agregação de tráfego pode ser conceitualmente decomposto nos seguintes subproblemas [50]:

- Subproblema de topologia virtual: consiste em encontrar um conjunto de caminhos ópticos;
- Subproblema de roteamento das demandas de tráfego: consiste em rotear cada fluxo de tráfego através dos caminhos ópticos;
- Subproblema de roteamento e alocação de comprimento de onda dos caminhos ópticos: consiste em resolver o problema RWA.

A Figura 2.5 apresenta uma representação em camadas dos subproblemas mencionados.

O problema de agregação estática de tráfego é tipicamente definido como uma PLI cujo objetivo é o de minimizar um dos seguintes valores: número total de caminhos ópticos, quantidade total de comutação eletrônica ou o número máximo de caminhos ópticos em um nó.

## O Problema de Agregação Dinâmica de Tráfego

O problema de agregação dinâmica de tráfego pode ser decomposto nos mesmos subproblemas que o problema de agregação estática, todavia, diferentemente do problema

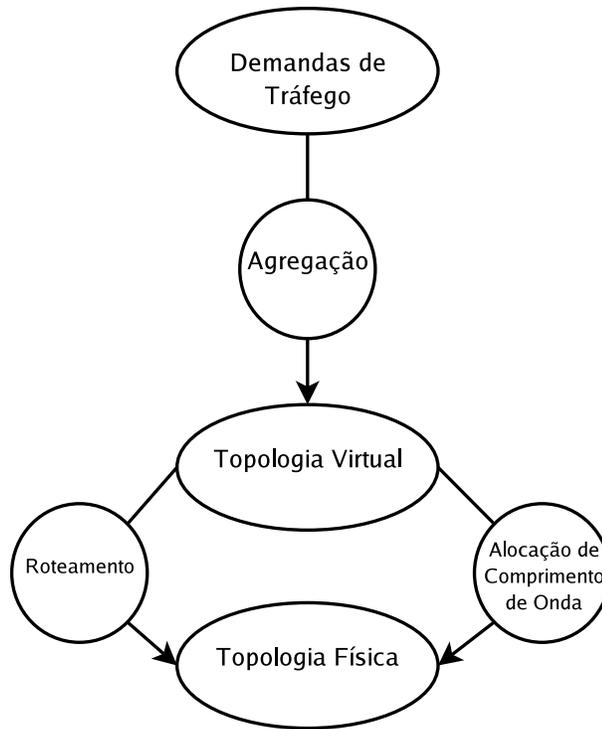


Figura 2.5: Agregação de Tráfego

estático, no caso dinâmico, as soluções para os subproblemas precisam satisfazer a natureza dinâmica do tráfego, de forma não bloqueante, ou serem recalculadas ao longo do tempo.

Enquanto a agregação dinâmica de tráfego lida com tráfego dinâmico, a natureza da mudança pode não ser totalmente imprevisível. Em um caso extremo, a natureza da variação do tráfego no tempo pode ser completamente determinística. De outra forma, a variação do tráfego pode ser capturada ou limitada de forma determinística, e o projeto do modelo de agregação pode seguir estas quantidades determinísticas. Nestes casos, é possível formular um problema de programação matemática, como no caso do problema estático, considerando que as entradas do problema representam o estado do sistema em um determinado período de interesse.

Por outro lado, a imprevisibilidade ou incerteza pode ser vista como uma característica essencial do modelo de tráfego. Nestes casos, o problema deve ser visto como o problema de prover uma política para a rede, de forma a poder ser implementada no plano de controle. Este problema pode ser representado como um Problema de Decisão Markoviano (MDP<sup>13</sup>) [69], composto por um espaço de ações definido pelas ações a serem tomadas pela política na ocorrência de eventos do tráfego dinâmico, e uma função recompensa

---

<sup>13</sup>Markov Decision Problem

que define a otimização em função das quantidades de interesse. A função de probabilidade de transição para o espaço de estados é utilizada para embutir as hipóteses sobre o comportamento do tráfego dinâmico.

**Espaço de Estados:** Assume-se que  $T(t)$  é um processo estocástico em tempo discreto,  $T_i$  é a matriz de tráfego no tempo  $t_i$ , que define o instante no tempo no qual um evento de tráfego ocorreu). Cada tempo  $T_i$  está associado com um topologia virtual  $V_i$ , um roteamento e alocação de comprimento de onda  $R_i$ , e um roteamento de tráfego  $G_i$ . A tupla  $\{V_i, R_i, G_i\}$  é a solução de agregação no tempo  $t_i$ , portanto, o estado da rede no tempo  $t_i$  pode ser descrito pela tupla  $\{T_i, V_i, R_i, G_i\}$ .

**Espaço de Ações:** Para cada camada afetada, diferentes ações podem ser tomadas pelo algoritmo de controle da rede.

- Camada de Controle de Admissões de Conexões (CAC<sup>14</sup>): decide sobre *aceitar* ou *rejeitar* o estabelecimento de uma chamada. Se uma chamada for aceita, ações em outras camadas devem ser realizadas.
- Camada de Rede: assim que uma chamada é aceita, ela é roteada na topologia virtual existente ou dá início à ações na camada virtual.
- Camada Virtual: roteia a nova componente de tráfego, e para tal, novos caminhos ópticos podem ser estabelecidos. O caminho óptico pode ser direto, ou a combinação de caminhos ópticos novos com alguns existentes. Caso se crie um novo caminho óptico, deve-se definir o roteamento e a alocação de comprimento de onda. Quando uma chamada é encerrada, caminhos ópticos podem ser encerrados.

Caso a interrupção de fluxos de tráfego correntes seja permitida, as ações podem incluir reroteamento de caminhos ópticos. Para cada ação,  $\{V_i, R_i, G_i\}$  muda para  $\{V_j, R_j, G_j\}$  de forma determinística, enquanto que  $T_i$  muda para  $T_j$  de forma probabilística.

**Recompensas:** A seguir são descritas algumas funções de custo para o problema de agregação dinâmica de tráfego. Tais funções podem ser inseridas em uma formulação de decisão através de várias funções de recompensa.

### 2.5.1 Quantidades de interesse

O problema de agregação dinâmica de tráfego recebe como entrada a matriz da demanda de tráfego em função do tempo, a disponibilidade de recursos da rede, o número de comprimentos de onda em uma fibra, e a arquitetura dos nós. Ao resolver o problema, obtém-se a topologia virtual, o roteamento e alocação de comprimento de onda para cada

---

<sup>14</sup>Connection Admission Control

caminho óptico da topologia virtual na topologia física, e o roteamento das demandas de tráfego nos caminhos ópticos.

As quantidades de interesse consideradas em um problema de agregação dinâmica de tráfego estão descritas a seguir.

Variáveis de entrada:

$N$  : conjunto de nós;

$A$  : conjunto de enlaces direcionados de fibra;

$S$  : conjunto das demandas de tráfego, denotadas pelo conjunto de pares origem-destino da rede;

$\Lambda_{|N| \times |S|} = [\lambda_n^s(t)]$  matriz de tráfego, onde  $\lambda_n^s(t)$  é o fluxo de tráfego variável no tempo para o par nó-fluxo  $(n, s)$ .  $\lambda_n^s(t)$  é igual a  $\lambda_s$  se, no tempo  $t$ , a demanda de tráfego  $s$  tem origem no nó  $n$  e valor  $\lambda_s$ . Da mesma forma,  $\lambda_n^s(t)$  é igual a  $-\lambda_s$  se a demanda de tráfego  $s$  se destina ao nó  $n$ , e 0 se  $n$  não é nem a origem, nem o destino da demanda  $s$ .  $\lambda_s$ , para todo  $s$ , está em uma unidade básica de transmissão;

$C$  : capacidade de um comprimento de onda (na mesma unidade de  $\lambda_s$ );

$P_{|N| \times |A|} = [p_n^{(a)}]$  : matriz da topologia física, onde  $p_n^{(a)}$  é igual a 1, se a fibra  $a$  tem origem no nó  $n$ ,  $-1$  se ela é destinada a  $n$ , e 0 caso contrário.

Variáveis de saída:

$L$  : conjunto de caminhos ópticos;

$V_{|N| \times |L| \times W} = [v_{n,w}^{(l)}(t)]$  : matriz da topologia virtual com  $W$  camadas, uma para cada comprimento de onda.  $v_{n,w}^{(l)}(t)$  é igual a 1 se, no tempo  $t$ , o caminho óptico  $l$  tem origem no nó  $n$ ,  $-1$  se for destinado ao nó  $n$ , e 0 caso contrário;

$R_{|A| \times |L| \times W} = [r_{a,w}^{(l)}(t)]$  : indica como a topologia virtual é roteada na topologia física e os comprimentos de onda alocados.  $r_{a,w}^{(l)}(t)$  é igual a 1 se o caminho óptico  $l$  usa o comprimento de onda  $w$  em um enlace de fibra  $a$  no tempo  $t$ , e 0 caso contrário;

$G_{|L| \times |S|} = [g_l^{(s)}(t)]$  : representa como as demandas de tráfego são roteadas na topologia virtual.  $g_l^{(s)}(t)$  é  $\lambda_s$  se a demanda de tráfego  $s$  percorre o caminho óptico  $l$  no tempo  $t$ , e 0 caso contrário.

## 2.5.2 Restrições típicas

As restrições existentes no problema de agregação dinâmica de tráfego podem ser agrupadas em classes, de acordo com as quantidades consideradas.

**(i) Restrições na matriz de tráfego:** Diferentes modelos de tráfego impõem diferentes restrições na matriz de tráfego permitida. Segue uma lista de alguns dos possíveis modelos:

- O tráfego é dado, de forma determinística sobre um período de interesse, possivelmente, como uma sequência de matrizes, i.e.,  $\Lambda(t_0), \dots, \Lambda(t_n)$ . Este modelo é propício para a formulação de uma PLI [27]. Uma abordagem para este problema é considerar os valores de pico de cada componente de tráfego para todo o conjunto de matrizes. Todavia, como mostrado em [7, 121], utilizar a matriz com valores de pico pode gerar desperdício de recursos da rede.
- As demandas de tráfego são atendidas em janelas de tempo [139]. Esta é uma generalização do modelo de chegada e partida. Ao invés da componente de tráfego ser servida no instante de sua chegada, cada componente especifica uma janela de tempo na qual deve ser atendida.
- $\Lambda(t)$  é um processo de Poisson, e o modelo é simplesmente o de chegada e partida para componentes de tráfego. Em agregação dinâmica, é razoável assumir-se que  $|\Lambda(t) - \Lambda(t + \Delta t)|$  é pequeno para um curto período de tempo  $\Delta t$ .
- As demandas de tráfego são restringidas por limitantes específicos. Tais limitantes podem ser fornecidos pelas próprias componentes de tráfego, ou podem ser impostas pelos recursos disponíveis na rede, por exemplo, o número de SADM's disponíveis em um nó.

Considere que  $SADM_n$  é o número de SADM's no nó  $n$ , então as matrizes de tráfego devem satisfazer:

$$\max \left( \sum_{s:\lambda_n^{(s)} > 0} \lambda_n^{(s)}(t), \sum_{s:\lambda_n^{(s)} < 0} -\lambda_n^{(s)}(t) \right) \leq SADM_n.C \quad \forall n \quad (2.15)$$

**(ii) Restrições na arquitetura dos nós:** O número de equipamentos terminais (LTE<sup>15</sup>s) em um nó insere restrições na capacidade de processamento óptico-eletro-óptico (OEO). Esta restrição é diferente da restrição (2.15) pois a quantidade máxima de tráfego adicionada/removida em um nó é o limitante inferior da quantidade de processamento

---

<sup>15</sup>Line Terminating Equipment

OEO, i.e., demandas de tráfego que transpassem um nó intermediário podem adicionar uma carga extra para o processamento OEO, caso sejam processadas de forma OEO.

$$\max \left( \sum_{l:v_{n,w}^{(l)} > 0} v_{n,w}^{(l)}(t), \sum_{l:v_{n,w}^{(l)} < 0} -v_{n,w}^{(l)}(t) \right) \leq SADM_n \quad \forall n \quad (2.16)$$

Diferentes arquiteturas de nós podem resultar em diferentes restrições. Como exemplo, a inexistência de conversores de comprimento de onda ou a existência de transmissores que operem apenas com um conjunto de comprimentos de onda requer a adição de restrições específicas ao problema.

**(iii) Restrições no problema de RWA:** Para garantir que a topologia virtual no tempo  $t$  é propriamente roteada na topologia física e os comprimentos de onda propriamente alocados, define-se a seguinte restrição:

$$P_{|N| \times |A|} R_{|A| \times |L| \times W} = V_{|N| \times |L| \times W} \quad (2.17)$$

Para garantir que um comprimento de onda em uma fibra é alocado para no máximo um caminho óptico, pode-se definir:

$$\sum_l r_{a,w}^{(l)}(t) \leq 1 \quad \forall a, w \quad (2.18)$$

**(iv) Restrições no roteamento de tráfego:** A topologia virtual é a soma da topologia virtual em camadas de comprimentos de onda, i.e.:

$$V_{|N| \times |L|} = \sum_w V_{|N| \times |L| \times W} \quad (2.19)$$

A restrição a seguir garante que as demandas de tráfego são roteadas corretamente na topologia virtual:

$$V_{|N| \times |L|} G_{|L| \times |S|} = \Lambda_{|N| \times |S|} \quad (2.20)$$

Para garantir que a capacidade de um comprimento de onda não é ultrapassada, tem-se:

$$\sum_s g_l^{(s)}(t) \leq C \quad \forall l \quad (2.21)$$

### 2.5.3 Objetivos do problema

Os objetivos do problema podem ser definidos tanto como funções de custo em uma formulação estática, ou como funções de recompensa em uma formulação de decisão. Um

dos principais objetivos considerados na literatura é o de minimizar o custo da rede:

- Número de portas nos nós da rede (conversores, LTEs, comprimentos de onda);
- Quantidade de processamento OEO.

É comum considerar o objetivo de maximização do ganho para prover um melhor serviço ou uma melhor utilização dos recursos da rede.

- Minimizar a probabilidade de bloqueio;
- Minimizar o tempo de provisionamento;
- Minimizar a interrupção para o tráfego corrente;
- Minimizar a injustiça (i.e., demandas de tráfego com diferentes requisitos de banda passante devem possuir aproximadamente a mesma probabilidade de bloqueio).

## 2.6 Roteamento multidomínio

Enquanto o roteamento interdomínio na Internet é um tema amplamente pesquisado, questões sobre interdomínio nas camadas abaixo da IP são temas relativamente novos [17]. O estabelecimento eficiente de conexões com alta largura de banda entre múltiplos domínios separados por tecnologias, regras administrativas e sinais de controle diferentes é um desafio em aberto. A seguir, estão resumidas as principais questões específicas do cenário multidomínio.

### 2.6.1 Roteamento e disseminação de topologia

O tamanho da Internet impõe desafios no estabelecimento eficiente de roteamento em redes multidomínio. Enquanto protocolos de roteamento interdomínio vêm sendo amplamente usados em redes IP, a necessidade de alocar caminhos com diferentes restrições de Qualidades de Serviço, (QoS), requer que protocolos tenham as informações necessárias sobre todo o caminho a ser percorrido.

O conhecimento global da rede, que inclui todos os nós e os estados dos enlaces, não é factível, em especial, devido à restrições administrativas. Soluções para a necessidade de conhecimento global da rede têm sido propostas; dentre elas, destacam-se os modelos em malha (*full-mesh*) e abstração de nó único (*simple node abstraction*) [82]. No primeiro, troca-se informações sobre todos os caminhos ópticos estabelecidos e seus estados (topologia virtual), sempre que existir uma mudança significativa no estado global. No segundo, a topologia da rede é abstraída como um grafo auxiliar  $G = (V, E)$ , cujos nós do grafo

representam os domínios, e o conjunto de arestas a ligação entre os mesmos. Mostrou-se em [82] que, com a utilização deste esquema de abstração, consegue-se alcançar valores de bloqueios semelhantes ao modelo em malha, ao passo que a sobrecarga imposta para troca de informação é muito menor.

A ITU-T<sup>16</sup> recomenda a utilização de elementos de computação de rota (PCE<sup>17</sup>) em cenários multidomínio. Os PCEs tem a função de centralizar as informações e métodos de roteamento em suas áreas de atuação, simplificando o processo e fazendo com que o roteamento se torne escalável [109].

### 2.6.2 Políticas de controle

Políticas administrativas consideradas no roteamento da camada IP que usam o protocolo BGP<sup>18</sup>, também, devem ser consideradas na camada óptica. Por exemplo, no GMPLS cada conexão é representada por um Caminho Comutado por Rótulos (LSP), que, entre outros parâmetros, é definido baseado na granularidade de tráfego suportado pela interface, como na multiplexação do WDM. Para cada LSP, a política pode não apenas definir um conjunto de pontos fim-a-fim, mas também um conjunto de domínios que podem ser envolvidos no fornecimento do serviço. Nesse caso, parâmetros adicionais baseados em políticas podem incluir questões relacionadas com segurança e acesso do usuário à rede.

### 2.6.3 Confiabilidade

Todos os aspectos mencionados anteriormente exigem que as operações sejam confiáveis, começando com tecnologia da interface do plano de controle até diferentes requisitos de confiabilidade requeridos pelos usuários. Com aplicações que demandam garantia de qualidade dos serviços, é necessário ter mecanismos para recuperação, em casos de falhas, por meio de rotas alternativas. Enquanto a maioria dos regimes de proteção em vigor hoje trabalha seguindo um único plano de controle, mecanismos mais eficientes são necessários para proteger caminhos fim-a-fim em redes multidomínio.

### 2.6.4 Tecnologias de interface

Tecnologias de interface implicam na necessidade do conhecimento detalhado das tecnologias utilizadas no domínio vizinho, e podem determinar o caminho de roteamento com base nesse conhecimento. Tecnologias de interface podem ser usadas para descrever a interoperabilidade entre diferentes tecnologias de transmissão na mesma camada (por

---

<sup>16</sup>International Telecommunication Union - Telecommunication Standardization Sector

<sup>17</sup>Path Computation Element

<sup>18</sup>Border Gateway Protocol

exemplo Ethernet e ATM), bem como a interoperabilidade entre tecnologias em diferentes camadas, tais como SONET sobre WDM.

### 2.6.5 Sinais de controle

Cada domínio de rede, normalmente, executa um plano de controle independente. Para habilitar conectividade fim-a-fim, é necessário que exista um mecanismo de sinalização para troca de informação entre domínios. Até o momento, ainda não existe um mecanismo de sinalização padronizado, ou seja, que garanta a compatibilidade entre planos de controle de diferentes domínios. O GMPLS é uma tentativa nesse sentido, contudo, investigações ainda são necessárias para se chegar a um plano de controle unificado que atenda as necessidades administrativas e tecnológicas dos diferentes provedores de serviços.

## 2.7 Roteamento multicaminho

O roteamento multicaminho tem a finalidade de explorar os recursos da rede física através do fornecimento de múltiplos caminhos entre os pares origem-destino. O roteamento multicaminho tem o potencial de agregar banda passante em vários caminhos suportando taxas de transferência de dados superiores ao que se poderia alcançar com qualquer um dos possíveis caminhos [128]. O trabalho de pesquisa na área de roteamento multicaminho tem focado principalmente na extensão de algoritmos de roteamento intradomínio (RIP<sup>19</sup> e OSPF<sup>20</sup>) para suportar multicaminho [13, 88, 138]. Existem dois aspectos de um algoritmo de roteamento multicaminho: a computação de múltiplos caminhos livres de laços e a distribuição do tráfego entre os caminhos. Muitos trabalhos foram publicados em ambas as áreas. Algoritmos de roteamento multicaminho distribuídos podem ser vistos como uma extensão de algoritmo de roteamento salto-a-salto (*hop-by-hop*). Algoritmos de roteamento multicaminho centralizados podem ser utilizados com MPLS para definir o estabelecimento de caminhos comutados por rótulos (LSPs). Contudo, algoritmos de distribuição de tráfego podem ser utilizados para definir o tráfego entre os caminhos em ambos os casos.

### 2.7.1 Esquemas de roteamento multicaminho

Um nó que provê múltiplos caminhos deve primeiramente calcular o conjunto de caminhos existente entre a origem e o destino. Duas das características que podem ser utilizadas na definição do conjunto de caminhos são a quantidade de caminhos e a independência

---

<sup>19</sup>Routing Information Protocol

<sup>20</sup>Open Shortest Path First

entre caminhos. A quantidade de caminhos define o número de caminhos disponíveis entre a origem e o destino. Quanto maior for esse número, melhores serão as chances de distribuição da carga. Conjuntos de caminhos uniformes são preferíveis em oposição a conjuntos com alta variabilidade, i.e. um conjunto de caminhos no qual cada caminho possui 5 nós é preferível a um conjunto no qual alguns caminhos possuem 2 nós e outros possuem 8 nós. A segunda característica dos conjuntos de caminhos é a independência de caminhos, que diz respeito ao número de enlaces compartilhados em um determinado conjunto; quanto menor o compartilhamento de recursos entre caminhos, melhor será a utilização de recursos na rede diminuindo a chance da ocorrência de congestionamento. Desta forma, conjuntos de múltiplos caminhos disjuntos nos enlaces contribuem para um maior desempenho da rede.

A utilização de múltiplos caminhos entre uma origem e um destino para um mesmo fluxo de dados origina um problema adicional denominado retardo diferencial [1]. O retardo diferencial ocorre quando existe uma diferença entre o retardo de transmissão entre os caminhos utilizados, o que leva os pacotes de dados transmitidos a chegarem de forma desordenada ao nó de destino.

## 2.7.2 Benefícios do roteamento multicaminho

### Multiplicação de banda passante

A possibilidade de utilização de múltiplos caminhos para servir um mesmo fluxo, oferecida pelo esquema de roteamento multicaminho, permite que a capacidade de transmissão do canal não defina o limite de banda passante da rede. Essa característica é interessante em cenários no qual se deseje considerar aplicações de alta capacidade que demandem uma quantidade de banda passante por fluxo superior à capacidade de um único canal de transmissão.

### Balanceamento de carga

O principal objetivo do balanceamento de carga está no melhor aproveitamento dos recursos de forma a minimizar o risco de congestionamentos na rede. Além disso, espera-se que haja também uma redução no retardo fim-a-fim e na taxa de perda de pacotes. Todavia, a distribuição do tráfego pode levar ao aumento do retardo de propagação se os caminhos utilizados forem mal escolhidos.

### Qualidade de Serviço

Diferentemente das soluções tradicionais propostas para a alocação de recursos com Qualidade de Serviço baseadas nas arquiteturas *IntServ* e *DiffServ*, o roteamento multicaminho

permite a agregação de fluxos e provê uma solução escalável. Os fluxos podem ser agregados nos roteadores de ingresso dependendo da classe de serviço e destino, e a agregação pode ser feita de forma a fornecer qualidade para todo o agregado, o que garante a qualidade para os fluxos individuais.

## 2.8 Resumo conclusivo

Este capítulo apresentou os conceitos básicos das redes ópticas com multiplexação por comprimentos de onda. Foi apresentado o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA), cujos conceitos são fundamentais para a compreensão do problema estático de alocação de comprimentos de onda estudado no capítulo 4 e do algoritmo de RWA com conversão de comprimentos de onda utilizado no capítulo 5.

Foi discutido o problema de agregação dinâmica de tráfego, cujos conceitos pautam os estudos realizados nos capítulos 5, 6 e 7. Foram apresentadas, também, as questões inerentes ao problema de roteamento no cenário multidomínio, que são de suma importância para compreender as motivações do estudo de agregação dinâmica de tráfego multidomínio (Capítulo 7). Finalmente, o mecanismo de roteamento multicaminho apresentado ao final desse capítulo é uma poderosa ferramenta para viabilizar a alocação eficiente de recursos para aplicações de alta capacidade em redes ópticas WDM, (Capítulos 6 e 7).

# Capítulo 3

## Classificação dos problemas de agregação dinâmica de tráfego

Neste capítulo, são apresentadas as classificações do problema de agregação dinâmica de tráfego em redes ópticas WDM e suas variações. Em [69], as abordagens usadas para o problema de agregação dinâmica de tráfego foram classificadas em duas categorias:

- Problemas de Projeto: O problema de projeto de rede enfoca no espaço de estados. Dado um modelo de comportamento da rede (modelo de tráfego, topologia virtual) e algumas quantidades de interesse a serem otimizadas (objetivos), o problema de projeto procura encontrar arranjos ótimos para os parâmetros do problema, considerando diferentes tipos de políticas de controle da rede.
- Problemas de Análise: O problema de análise foca na modelagem de comportamento da rede. Considerando uma dada política para o controle da rede sob eventos dinâmicos do tráfego, o problema de análise busca desenvolver um modelo capaz de prever algumas quantidades de interesse (probabilidade de bloqueio).

Estas duas classes de problema são complementares, pois o problema de projeto pressupõe um modelo que permita o cálculo do objetivo, considerando um esquema de alocação de recursos e políticas específicas. O problema de análise pressupõe uma alocação de recursos e políticas já existentes, considerando as condições do tráfego existentes. Na área de agregação dinâmica de tráfego, os problemas de análise abordados na literatura, geralmente, avaliam o desempenho do bloqueio da rede sob uma determinada política de agregação. Os problemas de projeto existentes na literatura mostram uma grande variedade, tanto na formulação quanto na forma utilizada para resolvê-los.

Na Tabela 3.1, baseada na tabela apresentada em [69], pode-se ver uma classificação das variações do problema de agregação dinâmica de tráfego, com indicações de artigos relacionados. Na realidade, tem-se duas tabelas representando duas árvores horizontais,

a primeira mostrando as ramificações para os problemas de Projeto, e a segunda para os problemas de Análise.

A árvore de Projeto ramifica-se em três partes: a primeira trata dos modelos de variação de tráfego e subdivide-se em seis cenários encontrados na literatura para representar o tráfego na rede. A segunda identifica 7 diferentes objetivos comumente estudados. Por último, a parte de topologia virtual apresenta 3 formas de representação da mesma.

A árvore de Análise foca na análise da probabilidade de bloqueio dado que este estudo é muito comum em todos os trabalhos existentes na literatura. Esta árvore ramifica-se em três partes, sendo duas delas, topologia virtual e modelo de variação de tráfego, correspondentes às partes de mesmo nome presentes na árvore de Projeto. A terceira parte considera um total de 4 técnicas de modelagem utilizadas para se obter a probabilidade de bloqueio da rede.

Projeto	modelo de variação de tráfego	modelo de chegada/partida	modelo Poisson
			incremental [114]
		restrições na matriz de tráfego	taxa de pico [7, 76]
		pequena variação	sequência de matrizes
			conjunto de matrizes com probabilidades
			incrementos com probabilidades
	objetivos	probabilidade de bloqueio	sentido restrito [7, 147]
			sentido amplo [59, 113]
			rearranjável [59, 76, 113, 152]
		justiça [61, 123, 134]	
		custos de OEO	número de LTEs [7, 27, 59, 114, 113]
			número de [27, 59, 113] comprimentos de onda
	topologia virtual	utilização, retardo, jitter saltos eletrônicos,...	
estática [110]			
uma por padrão de tráfego			
sequencial, escalonada [76]			
		dinâmica	
Análise (probabilidade de bloqueio)	topologia virtual	estática	opaca [87, 140]
		dinâmica	single-hop [143]
			multi-hop [142]
	técnica de modelagem	carga nos enlaces	correlacionada [125, 140]
			não correlacionada [142, 143]
		modelo de taxa	taxa múltipla [140, 124, 134]
			taxa simples [100]
	modelo de variação de tráfego	modelo de chegada/partida	modelo Poisson [143]

Tabela 3.1: Variações do Problema de Agregação Dinâmica de Tráfego

Esta tese apresenta soluções para problemas que se encontram na classe de Projeto, pois são propostos algoritmos para solucionar o problema de agregação de tráfego em redes ópticas WDM em diferentes cenários.

Considerando as divisões dos problemas descritos na Tabela 3.1, todos os estudos de agregação de tráfego realizados nesta Tese consideram um modelo de variação de tráfego com chegadas e partidas regidas pela distribuição de Poisson. O estudo contido no Capítulo 5 considera como objetivo dos algoritmos heurísticos propostos a minimização do custo do caminho óptico para a alocação de novos recursos na rede, enquanto o estudo do Capítulo 6 objetiva a minimização do retardo total dos caminhos selecionados. No Capítulo 7, apresentam-se heurísticas que visam atender os requisitos das aplicações. Nos Capítulos 5 e 6, são utilizadas topologias virtuais dinâmicas e no Capítulo 7 uma topologia virtual estática.

Em seguida, duas seções descrevem alguns dos trabalhos presentes na literatura organizados conforme a divisão proposta na Tabela 3.1. No final de cada seção, há um resumo das principais técnicas apresentadas na literatura.

### 3.1 Problemas de projeto

Em uma rede com agregação de tráfego, deve-se implementar algum tipo de algoritmo de agregação que seja capaz de ser executado *on-line* com baixo tempo de processamento e baixo uso de memória. Na literatura, vários estudos propõem a utilização de um grafo auxiliar que represente o estado da rede. Baseado no grafo auxiliar, diferentes algoritmos de agregação foram propostos. Esta abordagem aproveita a flexibilidade do grafo auxiliar e dos algoritmos de roteamento de forma que novos algoritmos, que consideram informações entre camadas e arquiteturas heterogêneas, possam ser construídos facilmente.

Em [153], estuda-se o problema de agregação de tráfego em redes em malha utilizando um modelo de grafo, denominado grafo auxiliar que representa uma camada de acesso, uma camada de caminhos ópticos e  $W$  camadas de comprimentos de onda, sendo  $W$  o número de comprimentos de onda em uma fibra. Cada camada possui uma porta de entrada e outra de saída. Diferentes arestas representando diferentes capacidades dos nós são inseridas entre as portas. Cada aresta possui uma propriedade, representada pela dupla  $\langle \textit{capacidade}, \textit{peso} \rangle$ , que reflete o custo de cada elemento da rede e/ou uma determinada política de agregação. Diferentes políticas de agregação, como Minimizar o Número de Saltos do Tráfego na Topologia Virtual (MinTHV<sup>1</sup>), Minimizar o Número de Saltos do Tráfego na Topologia Física (MinTHP<sup>2</sup>), Minimizar o Número de Caminhos Ópticos (MinLP<sup>3</sup>) e Minimizar o Número de Enlaces e Comprimentos de Onda (MinWL<sup>4</sup>), são alcançadas ao se aplicar diferentes funções para a determinação dos pesos das arestas.

---

<sup>1</sup>Minimize Traffic Hop Virtual

<sup>2</sup>Minimize Traffic Hop Physical

<sup>3</sup>Minimize LightPath

<sup>4</sup>Minimize WaveLength

Em [156], estuda-se um problema de alocação de recursos mais específico, que envolve diferentes arquiteturas de agregação. Sem considerar conversores de comprimentos de onda, o modelo de grafo proposto em [153] é simplificado para um modelo de quatro camadas: camada de acesso, multiplexação, agregação e de comprimento de onda. Usando este modelo, os autores mostram como diferentes metas de otimização de engenharia de tráfego podem ser obtidas através de diferentes políticas de agregação.

Em [149], foi proposto um grafo auxiliar com duas camadas: a camada de topologia virtual e a camada de topologia física. Uma melhoria proposta aos trabalhos anteriores é a introdução do agrupamento (*bundling*) de enlaces. O Grafo Auxiliar com Agrupamento de Enlaces (LBAG<sup>5</sup>) simplifica a representação anterior do grafo auxiliar ao agregar no máximo  $W$  comprimentos de onda em uma aresta do LBAG, sendo  $W$  o número de comprimentos de onda em um enlace. Baseado no grafo, um algoritmo é proposto para encontrar caminhos e alocações de comprimento de onda viáveis. Como várias soluções viáveis podem existir, políticas de agregação, como Primeiro o Caminho com Menos Recursos (LR<sup>6</sup>) e Primeiro o Caminho com Menos Recursos Auto-Adaptável (SALR<sup>7</sup>), são introduzidas para definir a melhor opção. Resultados de simulação mostram que em alguns casos LR e SALR produzem menores probabilidades de bloqueio do que as políticas Primeiro o Caminho com Menos Saltos Físicos e Primeiro o Caminho com Menos Saltos Virtuais.

Em [139], estudam-se algoritmos e operações de roteamento com requisições dinâmicas de tráfego. Quando uma requisição de tráfego chega, o roteamento é efetuado apenas se o roteamento atual for incapaz de acomodar a requisição. Duas abordagens são propostas, Roteamento no Nível do Caminho Óptico (RRAL<sup>8</sup>) e Roteamento no Nível da Conexão (RRAC<sup>9</sup>). RRAL pode ser visto como um caso especial de reconfiguração, pois o roteamento de caminhos ópticos sugere uma forma de modificar a topologia virtual. O RRAC, por outro lado, mantém a topologia virtual intacta enquanto altera o roteamento do tráfego na mesma. O RRAL é uma solução mais simples em termos de complexidade de tempo, pois possui como entrada o número de caminhos ópticos, que é bem inferior em relação ao número de requisições de tráfego. No entanto, está sujeito a um tempo maior de interrupção devido ao tempo necessário para se re-ajustar os lasers. O RRAC, apesar de mais complexo, provê a possibilidade de se obter ajustes mais finos na configuração da rede. Na prática, a combinação das duas abordagens parece ser a melhor opção.

Em [55], a arquitetura de nós Remove-e-Continua é proposta, na qual, além da possibilidade de iniciar novos caminhos ópticos e/ou utilizar caminhos ópticos existentes, permite

---

<sup>5</sup>Link Bundle Auxiliary Graph

<sup>6</sup>Least Resource

<sup>7</sup>Self Adapted Least Resource

<sup>8</sup>ReRouting At Lightpath level

<sup>9</sup>ReRouting At Connection level

duas novas operações, remove-e-continua e estende caminho óptico. Estas duas operações podem reduzir o custo da rede. Se um caminho óptico termina em um nó intermediário, e parte do tráfego é comutado para outro caminho óptico que alcançará o nó de destino, um par de conversores OEO se faz necessário. Por outro lado, se um separador (*splitter*) for utilizado, um transmissor pode ser economizado pois o nó intermediário poderá remover o tráfego local sem interromper o sinal óptico que o atravessa. Considerando esta arquitetura de nós e as operações, o método do grafo auxiliar é utilizado para resolver o problema de agregação de tráfego dinâmico. Ao definir diferentes pesos para as arestas do grafo, utilizando diferentes políticas de agregação (as mesmas apresentadas em [153]), um algoritmo de caminho mínimo é utilizado para se encontrar a melhor solução.

Em [71], os mesmos autores propõem um algoritmo de árvore de agregação baseado no grafo auxiliar para lidar com tráfego dinâmico em redes em malha. Grafos auxiliares são construídos baseados em uma arquitetura de nós que suporta árvores-ópticas. Quatro tipos de arestas são definidas, Aresta-de-Adição, Aresta-de-Remoção, Aresta-de-Passagem e Aresta-de-Comprimento de Onda. Baseado no grafo auxiliar, um algoritmo de agregação para árvores dinâmicas (DTGA<sup>10</sup>) é proposto. Como em [55], diferentes pesos são atribuídos às arestas por diferentes políticas. Da mesma forma, o algoritmo de caminho mínimo é utilizado pelo DTGA para configurar uma conexão para uma chegada de tráfego. A conexão é estabelecida ou pela criação de uma nova árvore-óptica, ou pela extensão de uma já existente.

Apesar de a abordagem do grafo auxiliar ser simples, devido à sua natureza heurística, em [64], discute-se que os algoritmos propostos em [153] podem consumir muito tempo em redes em malha de larga escala. Uma solução proposta considera que apenas partes da rede devem ser representadas por grafos auxiliares. Especialmente, quando uma demanda de tráfego chega, ao invés de construir um grafo auxiliar contendo todos os nós da rede, considera-se apenas os nós que estiverem a uma distância menor do que a do caminho físico mínimo. Se um caminho óptico não puder ser encontrado, nós vizinhos são, gradativamente, adicionados ao grafo até que uma caminho óptico seja encontrado, ou os recursos da rede acabem. Em [133], baseados na mesma idéia, os autores propõem um algoritmo para a agregação dinâmica de tráfego. Em uma primeira fase, de forma a reduzir a complexidade da construção de um grafo auxiliar para toda a rede, um grafo de alcançabilidade que inclui todos os caminhos lógicos possíveis entre a origem e o destino é construído. Baseada neste grafo, a segunda fase busca uma rota ótima através de um algoritmo com restrições de custo, onde o custo de interesse é a soma dos custos das estruturas de agregação e das penalidade pagas pelo desperdício de banda passante nos comprimentos de onda.

Em [51], além dos problemas de roteamento dinâmico e alocação de comprimento

---

<sup>10</sup>Dynamic Tree Grooming Algorithm

de onda, o problema de seleção de fibra também é estudado. A rede estudada possui várias fibras entre os pares de nós. O grafo físico original é abstraído em  $W$  cópias, uma para cada comprimento de onda. Dado que existe a restrição de continuidade de comprimento de onda nos nós, as cópias são isoladas. Baseado neste grafo em camadas, um algoritmo de Dijkstra modificado de baixa complexidade é proposto. Os autores propõem dois métodos para atualizar os custos dos enlaces, um é o Método do Menor Caminho Disponível (AVSP<sup>11</sup>) e o outro é o Método do Caminho Menos Utilizado (LUP<sup>12</sup>). À medida que um caminho entre origem e destino é encontrado, o algoritmo de seleção de fibra é chamado. Dois métodos de seleção são discutidos: Seleção da Fibra Menos Carregada (LLF<sup>13</sup>) e Seleção da Fibra com o Melhor Ajuste (BFF<sup>14</sup>).

Em adição à arquitetura de nós Remove-e-Continua, apresentada em [55], e à arquitetura de comutação Separa-e-Entrega em [71], os autores de [83] estudam uma arquitetura de agregação de duas camadas. Baseado nesta arquitetura, um algoritmo para a agregação dinâmica de tráfego que combina roteamento e reserva segmentada utilizando multiplexação reserva-reserva é proposto. Requisições de tráfego são requisições de taxa múltipla que podem ou não requisitar proteção. Assim, para satisfazer uma nova chegada com requisitos de proteção, ambas as rotas primária e de proteção precisam ser estabelecidas. No caso de ser necessário fazer o roteamento de tráfego existente para que se possa acomodar uma nova chegada, rotas de reserva fim-a-fim de fluxos existentes são consideradas primeiro, de forma a evitar o rompimento do tráfego corrente. Se nenhuma rota disjunta as rotas primárias e de reserva for encontrada, então todas as rotas de reserva são consideradas, sendo a melhor destas a que satisfizer a rota da nova chegada. Finalmente, o tráfego existente sem requisitos de proteção ou com reserva fim-a-fim é considerado, e então, ou o tráfego sem reserva é roteado em um novo caminho disjunto ou uma rota de reserva fim-a-fim é roteada em uma rota que é disjunta com a reserva.

Em [19], os autores propõem a estratégia de Controle de Inflação de Caminho (PIC<sup>15</sup>) que combina diferentes operações que consideram o estado dos enlaces da rede. A rede usada como exemplo no artigo possui duas camadas: a camada IP/MPLS e a camada óptica. O Índice de Inflação de Caminho (PII<sup>16</sup>) é utilizado para monitorar o congestionamento na rede. Baseado no PII o algoritmo decide entre a criação de um novo caminho óptico ou o roteamento na topologia IP existente para um LSP requisitado. O roteamento na camada IP/MPLS existente, é preferível, se o comprimento da rota definida não for muito maior do que o comprimento do menor caminho. A maior razão de se utilizar

---

<sup>11</sup>Available Shortest Path

<sup>12</sup>Least Used Path

<sup>13</sup>Least Loaded Fiber

<sup>14</sup>Best Fit Fiber

<sup>15</sup>Path Inflation Control

<sup>16</sup>Path Inflation Index

esta estratégia, é o fato de que o uso da política Primeiro a Camada IP (ILF<sup>17</sup>) pode resultar em um caminho muito maior do que o menor caminho possível, o que aumenta significativamente o congestionamento na rede. Por outro lado as políticas Primeiro a Camada Óptica (OLF<sup>18</sup>) e Primeiro Um Salto (OHF<sup>19</sup>) podem exaurir os recursos da rede (transceptores e comprimentos de onda) muito rapidamente. Em [18], os mesmos autores estendem a idéia do PIC para prover serviços diferenciados baseados em prioridades. Os LSPs de alta prioridade requisitados devem experimentar taxas de bloqueio menores do que os LSPs de baixa prioridade. Novamente, o PII é calculado para cada requisição de LSP. Como no artigo anterior, uma requisição será roteada em um novo caminho óptico se a rota na camada IP/MPLS for muito longa. Para requisições de baixa prioridade, se nenhum caminho óptico puder ser configurado devido ao limite de transceptores ou comprimentos de onda, elas serão bloqueadas. Ao contrário, requisições de alta prioridade serão roteadas na camada IP/MPLS.

Considerando os trabalhos descritos nesta seção, fica claro que o uso de um grafo auxiliar parece ser a forma mais sensata de se modelar o problema, por ser uma técnica amplamente utilizada na literatura. A possibilidade de construir grafos que representem apenas parte da rede, e a utilização de técnicas de agrupamento, é indicada como a forma de se obter uma solução escalável para topologias de grande porte. Propõe-se que ocorra o reroteamento, tanto da topologia virtual quanto do tráfego, para melhorar a utilização da rede de forma geral. Discute-se, também, que a proposição de novas tecnologias de agregação, definindo novas operações ou novos algoritmos, contribui de forma significativa para baixar o custo total da rede, para tal, várias políticas de agregação são avaliadas. Além disso, em alguns estudos, consideram-se cenários com arquiteturas heterogêneas, redes com múltiplas fibras ou com capacidade de proteção. São analisados, também, esquemas nos quais considera-se a carga nos enlaces da rede e as demandas de tráfego com dois níveis de prioridade.

## 3.2 Problemas de análise da probabilidade de bloqueio

Como visto na seção anterior, os problemas de projeto de políticas e recursos são essencialmente problemas de otimização. Para que se possa avaliar o desempenho de um projeto (normalmente a probabilidade de bloqueio), os pesquisadores, comumente, utilizam de simulações. Como os resultados das simulações são geralmente específicos da entrada do

---

<sup>17</sup>IP Layer First

<sup>18</sup>Optical Layer First

<sup>19</sup>Optical Hop First

problema e consomem tempo, os modelos analíticos, quando puderem ser definidos, são uma opção bastante interessante. Na literatura, a métrica de maior interesse é a probabilidade de bloqueio, i.e., a razão entre o número de chamadas aceitas e o número total de chamadas. Para que se possa aceitar uma chamada, todos os subproblemas do problema de agregação dinâmica de tráfego devem ser resolvidos.

Em [143], estudada-se o problema da análise do desempenho do bloqueio em agregação de tráfego em redes transparentes em malha. Uma fórmula fechada é derivada através de algumas simplificações. Um modelo de bloqueio para um enlace com Um Comprimento de Onda (SWL<sup>20</sup>) é introduzido e as chegadas de taxas múltiplas são convertidas em chegadas agrupadas e partidas aproximadas. Os autores também assumem que o tráfego excedente é Poissoniano. A probabilidade de bloqueio fim-a-fim é, então, calculada através do modelo proposto.

O trabalho em [142] é uma extensão do trabalho em [143] pois considera o roteamento de múltiplos saltos (*multi-hop*). Os autores propõem um algoritmo simples de admissão no nó origem para cada demanda de tráfego entrante. Uma estratégia de roteamento é dada de forma que o modelo SWL [143] possa ser estendido para incluir chegadas de tráfego *multi-hop*. Ao invés do modelo de excedente sequencial, uma seleção aleatória de caminhos de dois saltos para a demanda do tráfego excedente *multi-hop* é feita.

Em [122], modela-se um nó como um comutador de troncos e uma abordagem geral para análise de redes com comutação por troncos é apresentada. Os autores introduzem o conceito de troncos e canais, cujas definições são independentes da arquitetura de nós. Os troncos formam uma camada virtual, e um canal de entrada pode ser comutado para qualquer canal de saída em um nó, desde que ambos os canais pertençam ao mesmo tronco. Por exemplo, sem conversores de comprimento de onda, um comprimento de onda pode ser visto como um tronco e, se a comutação no tempo for permitida, uma fatia de tempo pode ser vista como um canal. Em [100], esta abordagem é aplicada para redes com arquitetura de nós heterogênea. Considerando um modelo de taxa simples, a probabilidade de bloqueio para um caminho com  $n$  enlaces é calculada de forma recursiva a partir de um modelo de caminho de dois saltos. Os autores assumem uma correlação Markoviana, i.e., o tráfego em um enlace depende apenas do tráfego no enlace anterior. No caso homogêneo, a distribuição de um tronco é calculada a partir da distribuição de um canal em um caminho com dois enlaces. No caso heterogêneo, diferentes nós podem possuir diferentes visões da distribuição de um tronco/canal. Dois mapeamentos, um chamado Dependente da Arquitetura e o outro Independente da Arquitetura são propostos para encontrar a probabilidade condicional. Em [124], os autores estendem o trabalho para o caso de taxas múltiplas.

Em [14], os autores comparam o desempenho e o custo em diferentes arquiteturas

---

<sup>20</sup>Single WaveLength

de rede, as rede ponto-a-ponto, *single-hop* e *multi-hop*. Para levar o custo da rede em consideração, a métrica considerada é a probabilidade de bloqueio versus a taxa total de chegada por unidade monetária. Para decidir o custo para diferentes arquiteturas de rede, dois passos são definidos. Primeiro, o projeto *off-line* da rede determina o custo (número de comprimentos de onda, transmissores e receptores) para cada arquitetura. Após o passo *off-line*, segue-se o passo para provisão *on-line* de conexão, que determina como os recursos são utilizados para acomodar requisições dinâmicas de tráfego. Neste passo, um algoritmo baseado em um grafo auxiliar simples é utilizado para cada arquitetura. Resultados de simulações mostram que as redes *multi-hop* obtém, em geral, os melhores resultados sob uma variedade de cenários de custo.

O estudo em [25] lida com os modelos de tráfego de redes de agregação de tráfego. O objetivo do artigo é o de investigar como a elasticidade do tráfego, que é a reatividade do tráfego em relação às mudanças do ambiente, impacta a agregação. Os autores discutem que mesmo em redes de núcleo, o tráfego apresenta uma natureza elástica. Especificamente, duas políticas de agregação são estudadas: a Primeiro a Topologia Virtual (VF<sup>21</sup>), que prefere utilizar caminhos ópticos existentes; e a Primeiro o Nível Óptico (OF<sup>22</sup>), que prefere estabelecer novos caminhos ópticos. Na avaliação das políticas VF e OF, são considerados dois modelos de tráfego que apresentam características elásticas: o primeiro, referenciado como Baseado no Tempo (TB<sup>23</sup>), captura o decréscimo da vazão de tráfego quando ocorre um congestionamento; o segundo, referenciado como Baseado em Dados (DB<sup>24</sup>), capitaliza na idéia de que, quanto maior for o congestionamento, por mais tempo, os fluxos permaneceram na rede. Diferentes combinações dos modelos de tráfego e das políticas de agregação são simuladas e, a vazão média por fluxo, a probabilidade de inanição, a razão entre a taxa de abertura de caminhos ópticos e a taxa de chegada de fluxos na camada IP, e o número médio de enlaces por caminho óptico são comparados. Os resultados das simulações mostram que a interação entre as camadas óptica e IP dão origem a comportamentos complexos, o que sugere que nem o OF ou o VF estão aptos para gerenciar uma rede com agregação IP sobre WDM.

Os autores de [123] apresentam um estudo sobre o desempenho de diferentes algoritmos de roteamento dinâmico em diferentes arquiteturas de nós. As arquiteturas de nós incluem Agregação Restrita (CG<sup>25</sup>), Agregação no Nível de Comprimento de Onda (WG<sup>26</sup>) e Agregação Total (FG<sup>27</sup>). As métricas em redes de agregação WDM são classificadas

---

<sup>21</sup>Virtual First

<sup>22</sup>Optical First

<sup>23</sup>Time Based

<sup>24</sup>Data Based

<sup>25</sup>Constrained Grooming

<sup>26</sup>Wavelength Grooming

<sup>27</sup>Full Grooming

como concava (e.g., a capacidade de um caminho é a capacidade mínima dentre os enlaces correspondentes), aditiva (e.g., o comprimento de um caminho é a soma dos comprimentos dos enlaces correspondentes), e multiplicativa (e.g, a confiabilidade de um caminho é o produto das confiabilidades dos enlaces). Desta forma, dependendo da arquitetura dos nós, os vetores de estado-de-enlace são combinados, utilizando diferentes operações para formar o vetor de caminhos. Após o estágio de coleta e construção de dados, diferentes algoritmos de roteamento na origem são implementados, sendo, Roteamento pelo Caminho de Maior-Menor Comprimento (SWPR<sup>28</sup>), Roteamento pelo Caminho de Menor-Maior Comprimento (WSPR<sup>29</sup>), e Roteamento pelo Menor Caminho Disponível (ASP<sup>30</sup>). Estes algoritmos são comparados na topologia da rede NSF assumindo que todos os nós são do tipo WG. A probabilidade de bloqueio, comprimento médio do caminho para uma conexão aceita, comprimento médio do menor caminho para uma requisição aceita e, a utilização da rede, são comparados.

Os trabalhos desta seção analisam a probabilidade de bloqueio em diferentes cenários de redes com agregação dinâmica de tráfego. Vários estudos indicam que as redes de múltiplos saltos (*multi-hop*) tendem a apresentar melhores resultados para a utilização e o custo total, e portanto, seriam uma melhor alternativa em relação às redes de salto único (*single-hop*). Os cenários de tráfego considerados, em sua maioria, são cenários que refletem a realidade de redes com alto nível de agregação, no qual modelos Poissonianos são os mais indicados.

### 3.3 Resumo conclusivo

Neste capítulo, introduziu-se uma classificação do problema de agregação dinâmica de tráfego em redes ópticas WDM e suas variações. Os problemas foram classificados como sendo problema do tipo “Projeto”, os quais focam na proposição de soluções dado um cenário específico, e em problemas do tipo “Análise”, que focam na construção de modelos de bloqueio dada uma solução e um cenário específicos.

Foi apresentada, também, uma revisão bibliográfica detalhada sobre o tema de agregação dinâmica de tráfego que inclui trabalhos de ambas as classes, e foram apontadas as principais contribuições existentes na literatura.

---

<sup>28</sup>Shortest-Widest Path Routing

<sup>29</sup>Widest-Shortest Path Routing

<sup>30</sup>Available Shortest Path

## Capítulo 4

# Alocação de comprimentos de onda através da teoria da complexidade parametrizada

Neste capítulo, apresenta-se uma solução exata para o problema de alocação de comprimentos de onda em redes ópticas transparentes baseada na Teoria da Complexidade Parametrizada. O problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA) em redes com multiplexação por comprimento de onda (WDM) visa definir as rotas e os comprimentos de onda a serem alocados para caminhos ópticos. O número de comprimentos de onda utilizados para atender uma certa demanda pode ser minimizado para diminuir a quantidade de conversores opto-eletrópticos necessários nos comutadores de borda, reduzindo, assim, o custo da rede. O problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda é, comumente, resolvido em duas etapas, uma para obter o roteamento das demandas e a outra para alocar os comprimentos de onda para estabelecer os caminhos que atendem as demandas de transporte [99].

Para se resolver o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA), uma rede óptica pode ser modelada como um grafo  $G = (V, E)$  cujas arestas correspondem a enlaces de fibra óptica. Uma requisição  $(r(s, d))$  para o estabelecimento de uma nova conexão entre os nós  $s$  e  $d$  é satisfeita se: um caminho  $p_r$  de  $s$  a  $d$  for alocado para  $r$  e se um comprimento de onda for alocado para  $p_r$ . A formulação clássica do problema de RWA em redes ópticas transparentes assume que não há conversão de comprimentos de onda (restrição de continuidade do comprimento de onda), portanto, se dois caminhos  $p_r$  e  $p_{r'}$ , alocados para as requisições  $r$  e  $r'$ , possuírem pelo menos um enlace em comum, diferentes comprimentos de onda devem ser alocados para cada um dos caminhos.

Uma forma de modelar o problema de alocação de comprimentos de onda em redes

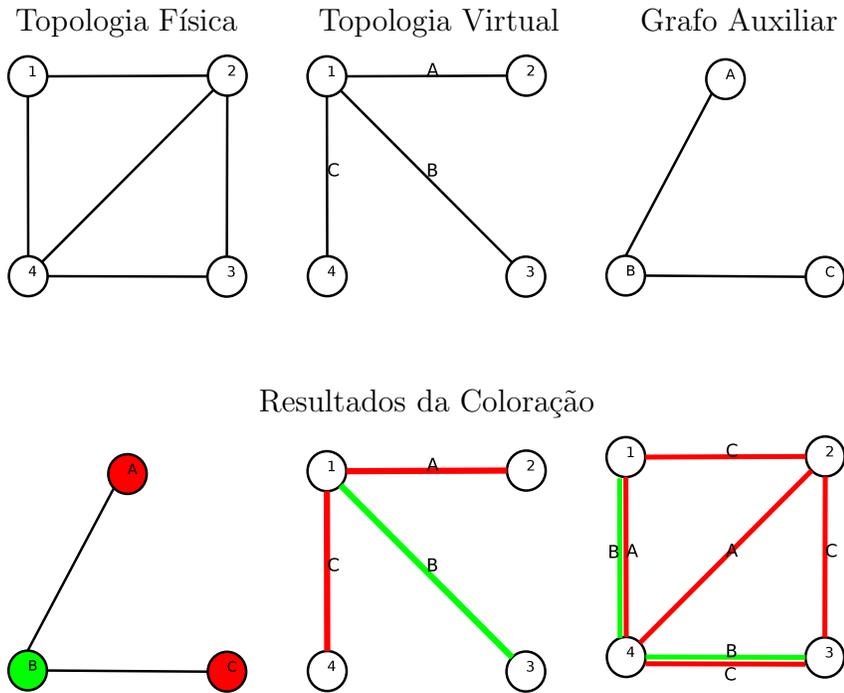


Figura 4.1: Alocação de comprimentos de onda através da coloração de vértices.

transparentes é criar um grafo auxiliar não direcionado no qual cada vértice representa um caminho óptico na rede. Dois vértices possuem uma aresta entre eles se existir pelo menos um enlace óptico compartilhado entre os caminhos ópticos em questão. Após a derivação do grafo auxiliar, calcula-se uma coloração mínima dos vértices, de forma que dois vértices adjacentes sempre recebam cores diferentes. Cada caminho óptico é, então, marcado com uma cor; marcação esta que pode ser diretamente mapeada em comprimentos de onda.

A Figura 4.1 mostra um exemplo dessa técnica considerando-se uma demanda para o estabelecimento de 3 caminhos ópticos em uma rede de 4 nós, dado que os caminhos ópticos  $A$ ,  $B$  e  $C$  possuem as seguintes rotas, respectivamente:  $1 \rightarrow 4 \rightarrow 2$ ;  $1 \rightarrow 4 \rightarrow 3$  e  $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4$ . A partir das rotas dos caminhos ópticos, constroem-se o grafo auxiliar e calcula-se uma coloração mínima. Pode-se, então, finalmente, definir os comprimentos de onda que serão utilizado por cada caminho óptico, resolvendo-se o problema de alocação.

O problema da coloração mínima dos vértices de um grafo é um problema NP-Difícil, assim como o problema de alocação de comprimentos de onda, portanto, ambos são intratáveis para grandes instâncias, ou seja, para grafos com muitos vértices, ou para redes com muitos nós; conseqüentemente, foram propostas na literatura diversas heurísticas para a obtenção de soluções rápidas [2, 151, 63, 3, 66, 86].

No entanto, o algoritmo apresentado, neste capítulo, é um algoritmo exato baseado na Teoria da Complexidade Parametrizada que calcula o menor número de comprimentos

de onda necessários, a fim de atender uma certa demanda. Sua complexidade de tempo é da ordem:

$$O\left(\frac{4^k}{(k+1)^{\frac{3}{2}}}(m+n)\right)$$

Sua complexidade é uma função linear do tamanho da entrada  $n$ , e uma função exponencial de um parâmetro  $k$ . Exemplos numéricos apresentados neste capítulo evidenciam que a abordagem parametrizada, adotada na construção do algoritmo, provê uma forma alternativa de modelagem para o problema de alocação de comprimentos de onda, que é menos complexa do que a solução exata modelada pela teoria de complexidade clássica.

Este capítulo está organizado da seguinte forma: a Seção 4.1 apresenta a teoria da complexidade parametrizada e discute alguns trabalhos presentes na literatura; a Seção 4.2 introduz uma abordagem parametrizada para o problema de coloração de vértices; a Seção 4.3 discute a aplicação da abordagem de coloração na alocação de comprimentos de onda; a Seção 4.4 discute a complexidade da implementação do algoritmo parametrizado e aponta alguns caminhos a serem seguidos para simplificar a sua implementação; A Seção 4.5 apresenta alguns resultados numéricos que evidenciam as vantagens da abordagem parametrizada. Finalmente, a Seção 4.6 revela algumas conclusões do capítulo.

## 4.1 Teoria da complexidade parametrizada

A Teoria da Complexidade Parametrizada, recentemente proposta, introduz a noção de tratabilidade de problemas difíceis pela adoção de um parâmetro-fixo na remodelagem do problema para remover a exponencialidade da complexidade do problema original. O uso desta nova teoria permite a obtenção de soluções exatas e com baixo custo computacional.

A Teoria Clássica da Complexidade classifica os problemas baseada nos seus requisitos de tempo e espaço. Esta teoria pode levar a premissas não realistas em relação à real complexidade dos problemas, dado que, em geral, ela não leva em consideração a natureza intrínseca dos problemas estudados. Foi elaborada, recentemente, uma nova teoria chamada Teoria da Complexidade Parametrizada [32], que introduz um arcabouço para mudar a complexidade da solução dos problemas que possuem dependência exponencial nos parâmetros de entrada. A Teoria da Complexidade Parametrizada não considera apenas o tamanho da entrada, mas introduz a idéia de um parâmetro adicional na formulação dos problemas.

A idéia principal do arcabouço parametrizado está no desenvolvimento de novos algoritmos que transferem a exponencialidade do problema para um único parâmetro  $k$ , propriamente definido, de forma que soluções com complexidades  $O(c^n)$  sejam transformadas em soluções com complexidade  $O(c^k \cdot f(n))$ . Esta mudança por si só não leva

necessariamente a um decréscimo na complexidade de tempo ou a um comportamento não exponencial. No entanto, ao se considerar a natureza do problema, pode ser possível a escolha de um parâmetro  $k$  que torne a sua solução tratável. Por exemplo, considere um problema com complexidade  $O(c^k \cdot f(n))$  no qual  $f(n)$  é uma função polinomial, se for possível fixar  $k$ , então a complexidade do problema será consideravelmente reduzida. Tal mudança baseia-se na noção de tratabilidade por parâmetro-fixo, cuja classe de complexidade é chamada Tratável por Parâmetro-Fixo (FPT<sup>1</sup>). A tratabilidade por parâmetro-fixo permite o desenvolvimento de novos algoritmos para a solução de problemas NP-Difíceis que levem em consideração a natureza intrínseca do problema.

Em 2006, foi publicado o primeiro livro sobre a teoria da complexidade parametrizada [56]. Além disso, vários exemplos da aplicação dessa teoria podem ser encontrados na literatura, dentre eles pode-se citar um *survey* na área de biologia computacional [8] e um artigo na área de banco de dados [60]. Um compêndio de problemas computacionais estudados através do arcabouço da complexidade parametrizada pode ser visto em [15].

Existe apenas um trabalho na literatura que considera o arcabouço parametrizado para a alocação de comprimentos de onda [53]. No entanto, este trabalho discute a versão parametrizada do problema de alocação de comprimentos de onda em redes com conversão de comprimentos de onda e não aborda problemas nos quais não há conversão de comprimentos de onda, que são mais difíceis de serem resolvidos.

## 4.2 Complexidade parametrizada da coloração de vértices

O problema de alocação de comprimentos de onda pode ser formulado como um problema de coloração de vértices no qual os vértices representam os caminhos ópticos existentes na rede, e as arestas representam a existência de pelo menos um enlace compartilhado entre os caminhos ópticos. Uma alocação ótima dos caminhos ópticos é dada pela minimização do número de cores utilizadas sob a restrição de que vértices adjacentes devem possuir cores diferentes.

O problema de coloração ótima em grafos é um problema NP-Difícil. Os melhores algoritmos existentes para a coloração de vértices possuem complexidades de tempo  $O(2,4423^n)$ ,  $O(2,4151^n)$  e  $O(2,4023^n)$  [80, 52, 10], o que torna intratável a busca de uma solução para redes de grande porte.

Por outro lado, existem algoritmos de complexidade polinomial para colorir grafos bipartidos ou de intervalos. Para grafos cordais, existem algoritmos que possuem tempo de execução linear.

Neste capítulo, a abordagem para a coloração de grafos apresentada em [12] é utilizada.

---

<sup>1</sup>Fixed-Parameter Tractable

Para auxiliar a compreensão desta abordagem, algumas notações devem ser introduzidas: Considere  $\mathcal{F}$  uma família de grafos e  $\Pi$  um problema NP-Difícil que pode ser resolvido em tempo polinomial para qualquer grafo de  $\mathcal{F}$ . Seja  $G$  um grafo que não pertence a  $\mathcal{F}$ , mas é semelhante a um grafo de  $\mathcal{F}$ , diferindo apenas em algumas arestas. Considere  $k$  um número inteiro positivo;  $\mathcal{F} - ke$  denota a classe de grafos que pode ser obtida a partir de  $\mathcal{F}$  apenas removendo no máximo  $k$  arestas. Um Modulador é um conjunto de  $k$  arestas que, quando adicionados, transformam  $G$  em um grafo da classe  $\mathcal{F}$ .

Em [12], foi introduzido um algoritmo que colore de forma ótima um grafo  $\mathcal{F} - ke$  para uma classe de grafos contraíveis nas arestas  $\mathcal{F}$  (e.g. Planar, Cordal, Split, Cografos, etc). O Teorema 1 provê a complexidade de tempo para este problema.

**Teorema 1 (Cai, 2003 [12])** *Seja  $\mathcal{F}$  uma classe de grafos contraíveis nas arestas, e  $T(m, n)$  o tempo necessário para computar uma coloração ótima de um grafo de  $\mathcal{F}$ . Uma coloração ótima de um grafo  $G$  que pertença a classe  $\mathcal{F} - ke$ , dado um Modulador de  $G$ , pode ser encontrada em tempo  $O(2^k \max\{T(m + k, n), m + n + k\})$ .*

O algoritmo genérico para uma família contraível nas arestas  $\mathcal{F}$  utiliza o método da conexão-contracção e sua prova pode ser encontrada em [12]. Este resultado implica que o problema de encontrar uma coloração ótima para um grafo da classe  $\mathcal{F} - ke$  é FPT se o problema de coloração para um grafo da classe  $\mathcal{F}$  puder ser resolvido em tempo polinomial e o problema para encontrar um Modulador para um grafo da classe  $\mathcal{F} - ke$  for FPT.

Este artigo introduz um algoritmo baseado no Teorema 1 para grafos da classe *Cordal* -  $ke^2$ . Dado que uma coloração ótima de um grafo *Cordal* pode ser encontrada em tempo  $O(m + n)$  [129] e um Modulador para um grafo *Cordal* -  $ke$  pode ser encontrado em tempo  $O(f(k)(m + n))$  [11], então a coloração ótima para um grafo da classe *Cordal* -  $ke$  com a complexidade de tempo  $O(f(k)(m + n))$  pode ser encontrada.

De forma a encontrar a solução para o problema de coloração de um grafo *Cordal* -  $ke$ , é necessário resolver dois subproblemas: a coloração de um grafo *Cordal* e a determinação de um Modulador para um grafo *Cordal* -  $ke$ . O primeiro problema pode ser resolvido executando-se uma busca lexicográfica (e.g. *Cardinality Search*) no grafo  $G$  [118], cuja possível implementação tem complexidade de tempo  $O(n + m)$  [129]. Dada a ordenação dos vértices de  $G$ , é necessário checar se esta corresponde a uma ordenação perfeita, i.e. uma ordenação que sempre colore o grafo  $G$  com o menor número de cores possível. Este procedimento pode ser executado em tempo  $O(n + m)$  [129], portanto, a complexidade para se colorir um grafo *Cordal* é  $O(n + m)$ .

O problema para encontrar um Modulador para um grafo *Cordal* -  $ke$  pode ser resolvido utilizando-se o algoritmo de *k-Cordalizaç*o [11]. Este algoritmo requer como entrada

---

<sup>2</sup>Um grafo é *Cordal* se não possuir ciclos induzidos  $C_n$  para  $n \geq 4$ .

**k-Cordalização**( $G, k$ )

---

**Entrada:** Um grafo  $G$  e um inteiro positivo  $k$ .

- 1: **Se**  $G$  é um grafo Cordal **então**
- 2:   Retorna  $G$
- 3: **Senão**
- 4:   Encontre um Buraco  $H$  em  $G$ .
- 5:   **Se**  $k < |V(H)| - 3$  **então**
- 6:     Retorna “Não”.
- 7:   **Senão**
- 8:     **Para** cada MOP  $H'$  de  $V(H)$  **faça**
- 9:        $G' = G + (E(H') - E(H))$ .
- 10:      k-Cordalização( $G', k - (|V(H)| - 3)$ ).
- 11:     **Fim Para**
- 12:   **Fim Se**
- 13: **Fim Se**

Figura 4.2: Algoritmo de k-Cordalização.

um grafo  $G$  e um inteiro positivo  $k$  e retorna um grafo Cordal  $G'$  que é um supergrafo de  $G$  no qual  $|E(G')| - |E(G)| \leq k$  se  $G'$  existir. A partir de  $G'$  é fácil obter o Modulador  $M = E(G') - E(G)$ . O algoritmo para encontrar o modulador está apresentado na Figura 4.2.

Um Buraco<sup>3</sup> pode ser encontrado em tempo linear [130], e todos os possíveis grafos “outerplanares” máximos (MOPs<sup>4</sup>)<sup>5</sup> de um Buraco podem ser obtidos em tempo  $O(C_{k+1}(m+n))$  [108], sendo  $C_{k+1}$  o  $(k+1)$ -ésimo número de Catalan, e  $k$  é o número de vértices do Buraco.

Desta forma, a complexidade de tempo para encontrar um Modulador para um grafo *Cordal*  $- ke$  é  $O\left(\frac{4^k}{(k+1)^{\frac{3}{2}}}(m+n)\right)$ . A prova para esta dedução pode ser encontrada em [11].

Pelo Teorema 1, pode-se concluir que é possível obter um algoritmo para encontrar uma coloração ótima de um grafo *Cordal*  $- ke$  com a complexidade de tempo  $O\left(\frac{4^k}{(k+1)^{\frac{3}{2}}}(m+n)\right)$ . Tal algoritmo pertence a classe de complexidade FPT. Além disso,

---

<sup>3</sup>Um Buraco é um ciclo sem cordas com mais de 3 vértices.

<sup>4</sup>Maximal Outerplanar Graphs

<sup>5</sup>Grafo Outerplanar é um grafo que admite um desenho onde duas arestas não se cruzam e todos os vértices estão na fronteira da face externa. Grafo Outerplanar Máximo, também chamado de grafo triangulado, é o grafo em que nenhuma aresta extra pode ser incluída sem que a propriedade de outerplanaridade seja perdida.

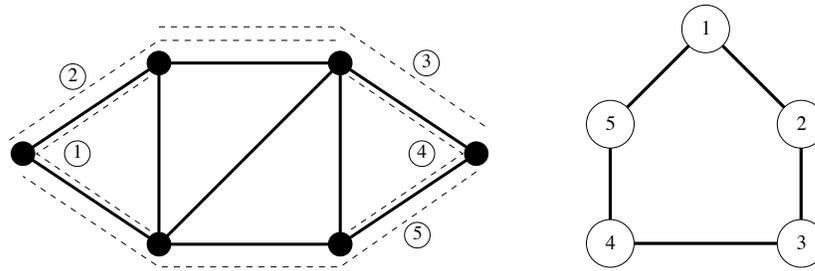


Figura 4.3: Possível cenário de interação entre caminhos ópticos em uma rede óptica (esquerda) e seu grafo auxiliar correspondente (direita)

uma solução tratável para o problema de coloração de vértices pode ser obtida se o parâmetro  $k$  puder ser fixado, ou pelo menos limitado, e esta solução pode ser aplicada diretamente ao problema de alocação de comprimentos de onda em redes ópticas WDM.

### 4.3 Aplicação do algoritmo de coloração parametrizada para a alocação de comprimentos de onda

A complexidade para a obtenção da coloração de um grafo  $G$  com  $n$  vértices, segundo a abordagem clássica, é de  $O(c^n)$ . Por outro lado, na abordagem parametrizada tem-se  $O(c^k \cdot n)$ , no qual  $k$  representa o tamanho do Modulador ( $M$ ) do grafo  $G$ . Fica claro que o tempo de execução de um algoritmo baseado na abordagem clássica deva aumentar com o aumento do número de vértices do grafo auxiliar (caminhos ópticos na rede). De outra forma, utilizando-se a abordagem parametrizada, a exponencialidade do problema depende apenas do parâmetro  $k$ . Assim, para se avaliar a eficiência do algoritmo estudado para a aplicação na alocação de comprimentos de onda, deve-se primeiramente investigar se o valor de  $k$  pode ser fixado ou não. Se não for possível fixá-lo, um valor limitante deve ser procurado bem como a relação entre  $k$  e  $n$ .

Um grafo Cordal é um grafo que não possui nenhum ciclo induzido com mais de 3 vértices, i.e. é um grafo triangularizado. De forma a garantir que o grafo auxiliar, que representa os caminhos ópticos na rede, seja Cordal, é necessário que não haja qualquer grupo de quatro ou mais caminhos ópticos em seqüência de forma que o primeiro caminho óptico compartilhe enlaces apenas com o segundo e o com o último caminho óptico; o segundo compartilhe apenas com o primeiro e o terceiro, e assim por diante, seguindo o mesmo padrão, i.e. um padrão de interferência que forme um ciclo fechado. Se este padrão ocorrer, o grafo auxiliar gerado conterá Buracos, e portanto não será um grafo Cordal. A Figura 4.3 (esquerda) mostra um exemplo de tal cenário para uma rede com cinco caminhos ópticos que gera um grafo auxiliar (direita) contendo um Buraco.

É fácil perceber que não há como garantir que tal seqüência não ocorra na rede, a não ser em topologias específicas. Além disso, considerando topologias genéricas, não há como limitar o tamanho nem a quantidade dos possíveis ciclos gerados.

Pode-se, então, concluir que é impossível fixar o valor de  $k$  para um grafo qualquer, e que também é muito difícil limitá-lo. Por outro lado, um limitante largo pode ser obtido considerando-se o pior caso, i.e. quando ocorre o maior valor de  $k$ . Este valor é de  $k = O(n^2)$ , dado que um grafo completo pode ser construído adicionando-se  $O(n^2)$  arestas a um grafo trivial<sup>6</sup>.

No pior caso,  $O(n^2)$  arestas devem ser adicionadas ao grafo auxiliar para torná-lo Cordal. Logo, a complexidade do algoritmo para o caso de redes com topologias genéricas é de  $O\left(c^{n^2}n\right)$ . Este resultado leva a um algoritmo com uma complexidade superior a dos algoritmos da abordagem clássica. Apesar disso, a análise de pior caso não provê uma real avaliação do impacto do parâmetro  $k$  na solução de problemas de RWA em redes realistas. No caso médio, algoritmos baseados na Teoria da Complexidade Parametrizada podem ser mais eficientes do que aqueles derivados pela Teoria Clássica, como será mostrado na Seção 4.5.

## 4.4 Notas sobre a implementação dos algoritmos

Um dos grandes desafios desse estudo está relacionado a implementação do algoritmo de K-Cordalização (Fig. 4.2) necessário para o reconhecimento de grafos quase-cordais.

Para sua correta implementação, foi necessário utilizar algoritmos e técnicas específicas, sendo que, muitas vezes, esses recursos não estavam disponíveis ou não eram referenciados de forma apropriada nas fontes de referência [11, 12].

Com o intuito de auxiliar futuros estudos permitindo o desenvolvimento dos algoritmos de forma mais simplificada, nesta seção, são apresentadas e discutidas todas as fontes utilizadas na construção do algoritmo. Além disso, alguns passos especialmente complexos do algoritmo de K-Cordalização são esclarecidos.

Na Figura 4.4, mostra-se a hierarquia de artigos necessária para a construção de todo o sistema de coloração de grafos quase-cordais (*Cordal-ke*). Em [12], propõe-se o algoritmo principal para a coloração de grafos  $F-ke$ . Para resolver o problema para a classe de grafos cordais, é necessário encontrar um modulador para um grafo *Cordal-ke* e obter a coloração de um grafo Cordal.

A coloração de um grafo Cordal pode ser alcançada, executando-se um algoritmo

---

<sup>6</sup>Um grafo que não possui arestas.

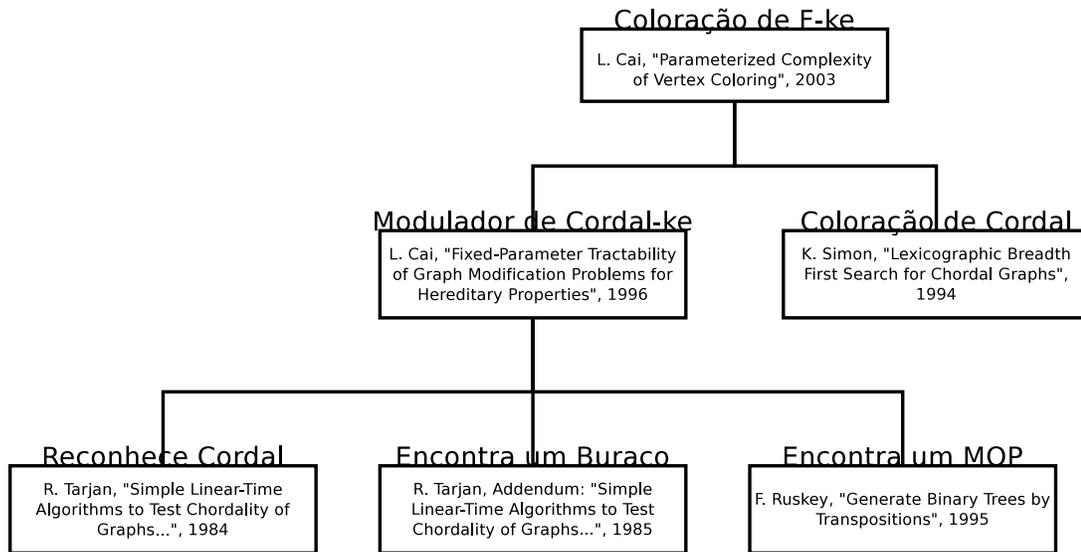


Figura 4.4: Diagrama dos artigos utilizados na implementação dos algoritmos [12, 11, 118, 129, 130, 108].

Guloso<sup>7</sup> e utilizando-se como referência uma ordenação perfeita<sup>8</sup> para os nós do grafo. Por sua vez, uma ordenação perfeita pode ser obtida através da execução de um algoritmo de busca lexicográfica em largura [118].

O modulador de um grafo quase-Cordal pode ser obtido, executando-se o algoritmo da K-Cordalização [11]. Para implementar esse algoritmo (Fig. 4.2), é necessária a resolução de três subproblemas distintos: como reconhecer um grafo Cordal [129]; como encontrar um Buraco em um grafo [130]; e como gerar todos os MOPs de um Buraco [108]. Dentre esses, os problemas de encontrar um Buraco e o de gerar os MOPs possuem particularidades que os tornam especialmente complexos, e portanto serão discutidos a seguir.

Para gerar todos os MOPs de um Buraco, deve-se gerar todas as possíveis triangulações para esse Buraco. É sabido que o número de MOPs distintos que podem ser encontrados em um Buraco de tamanho  $h$  é igual ao número de triangulações distintas de um polígono convexo com  $h$  vértices, que por sua vez é igual ao  $(h - 2)$ ésimo número de Catalan [11] :

$$C_{h-2} = \frac{1}{h-1} \binom{2(h-2)}{h-2}$$

<sup>7</sup>Um algoritmo guloso é qualquer algoritmo que utilize uma heurística de solução de problemas baseada na escolha da solução ótima local a cada iteração.

<sup>8</sup>Uma ordenação perfeita é uma ordem para os vértices de um grafo a qual, se for utilizada por um algoritmo Guloso, gera uma coloração ótima para esse grafo.

**EncontraBuraco( $G$ )****Entrada:** Um grafo  $G$ .

- 1: Calcula a ordem  $\alpha = \text{MaximaCardinalidade}(G)$
- 2: Encontra uma Tripla violada máxima  $T = (u, v, w)$  em  $\alpha$
- 3: Encontra o menor caminho  $P$  de  $v$  para  $w$  que não passe por  $u$  nem por vértices adjacentes a  $u$

**Saída:** Buraco  $H = T \cup P$ Figura 4.5: Algoritmo para encontrar um Buraco em um grafo  $G$ .

Por outro lado, o problema de enumerar as possíveis triangulações de um polígono convexo com  $h$  vértices é análogo ao problema de enumerar todas as possíveis árvores binárias com  $h - 2$  nós. Para implementar um algoritmo capaz de listar as possíveis árvores binárias dado um determinado número de nós, utilizou-se o algoritmo de códigos de *Gray* apresentado em [108]. A partir do resultado desse algoritmo é possível recuperar todos os MOPs para o Buraco em questão.

Para encontrar um Buraco em um grafo, deve-se implementar o algoritmo EncontraBuraco proposto em [130] e ilustrado na Figura 4.5. A seguir, são apresentadas algumas definições necessárias para a compreensão do funcionamento deste algoritmo. Dado um grafo  $G$  e uma ordenação  $\alpha$  dos vértices de  $G$ , uma aresta  $(v, w)$  é chamada de aresta *fill-in* se ela não existe no grafo  $G$ , mas existe um caminho de  $v$  para  $w$  em  $G$  cujos vértices do caminho  $P$  estejam ordenados antes de  $v$  e  $w$ . Assim, todo vértice  $u$  de  $P$ , exceto  $v$  e  $w$ , tem  $\alpha(u) < \alpha(v)$  e  $\alpha(u) < \alpha(w)$ . Dado um grafo  $G$  e uma ordenação  $\alpha$  de  $G$ , um conjunto *fill-in*  $F(\alpha)$  é o conjunto de todas as arestas *fill-in*, que seguem a definição anterior.

A ordem  $\alpha$  de  $G$  é zero *fill-in* se o conjunto de arestas *fill-in*  $F(\alpha)$  é  $\emptyset$ . Algumas propriedades da ordem zero *fill-in* são:

1. A ordem é zero *fill-in* se, e somente se, para toda Tripla de vértices  $u, v$  e  $w$ , na qual:  $\alpha(u) < \alpha(v)$ ;  $\alpha(u) < \alpha(w)$  e as arestas  $(u, v)$  e  $(u, w)$  pertencem a  $E$ , a aresta  $(v, w)$  também pertence a  $E$ , ou seja, se existem em  $G$  o caminho  $v \rightarrow u \rightarrow w$  e a ordem do vértice  $u$  é menor do que a ordem de  $v$  e  $w$ , a aresta  $(v, w)$  deve existir em  $G$ , caso contrário será, por definição, uma aresta *fill-in*.
2. Um grafo  $G$  é Cordal se, e somente se, tem uma ordem zero *fill-in*. Note que nem todas as ordens obtidas de um grafo Cordal  $G$  são, necessariamente, zero *fill-in*.

O algoritmo *MaximaCardinalidade* tem por objetivo encontrar uma ordem para os vértices de um grafo  $G$  dado como entrada. O algoritmo numera os vértices de  $n$  para 1 em ordem decrescente. O próximo vértice a ser numerado é o vértice adjacente ao

maior número de vértices anteriormente numerados. Este algoritmo apresenta as seguintes propriedades:

1. Qualquer ordem  $\alpha$  resultante deste algoritmo tem a seguinte propriedade  $P$ , se:  $\alpha(u) < \alpha(v) < \alpha(w)$ ; a aresta  $(u, w)$  pertence a  $E$  e a aresta  $(v, w)$  não pertence a  $E$ .

Então existe um vértice  $x$  tal que:  $\alpha(v) < \alpha(x)$ ; a aresta  $(v, x)$  pertence a  $E$  e a aresta  $(u, x)$  não pertence a  $E$ .

2.  $G$  é Cordal se, e somente se, a ordem  $\alpha$  de  $G$  resultante deste algoritmo é zero *fill-in*. Note que, nesse caso, toda ordem do grafo Cordal  $G$  gerada pelo algoritmo é zero *fill-in*.

Uma Tripla violada é o nome dado à uma tripla formada pelos vértices  $u$ ,  $v$  e  $w$  pertencentes ao grafo  $G$  se:  $\alpha(u) < \alpha(v) < \alpha(w)$ ; as arestas  $(u, v)$  e  $(u, w)$  pertencem a  $E$  e a aresta  $(v, w)$  não pertence a  $E$ .

O algoritmo MaximaCardinalidade utiliza o fato de que, se um grafo é cordal, então toda ordem resultante da pesquisa de Máxima Cardinalidade deve ser zero *fill-in*. Se o grafo não é Cordal, a ordem não é zero *fill-in* e, portanto, deve existir uma tripla  $(u, v, w)$  que viola a propriedade de zero *fill-in*. A tripla violada  $(u, v, w)$  também satisfaz a propriedade  $P$ . Dessa forma, de acordo com a propriedade  $P$ , deve existir um caminho  $v \rightarrow x_0 \rightarrow x_1 \cdots x_n \rightarrow w \rightarrow u$ , onde os vértices  $x_i$  do caminho não possuem arestas do tipo  $(u, x_i)$  que os conectem a  $u$ . Dessa forma, como todo grafo não-cordal deve possuir uma Tripla violada  $T = (u, v, w)$  e um caminho  $P$  com somente  $v$  e  $w$  adjacentes à  $u$ , pode-se encontrar o buraco  $H = T \cup P$ .

## 4.5 Exemplos numéricos

Para avaliar a eficiência do algoritmo proposto, dois cenários de rede foram considerados, um gerado aleatoriamente e outro utilizando uma topologia real. O objetivo é avaliar como o tempo de execução do algoritmo evolui em função do crescimento do número de caminhos ópticos requisitados. Além disso, explora-se a relação entre o parâmetro  $k$  (tamanho do Modulador) e o número de caminhos ópticos.

Os vértices do grafo de entrada representam os caminhos ópticos e as arestas a interação entre eles. Quanto maior a interação maior será o grau de conexidade do grafo. Grafos com graus de conexidade de 95% e 30% foram gerados. O número de vértices dos grafos gerados variaram entre 50 e 150 em passos de 10. Para cada número de vértices, 10 grafos aleatórios foram gerados totalizando a criação de 110 grafos.

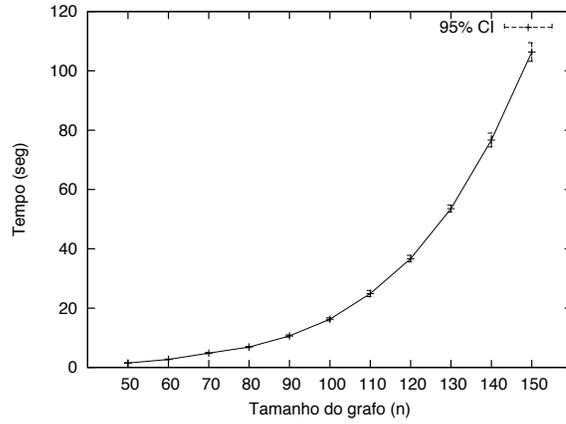


Figura 4.6: Tempo de execução para grafos gerados aleatoriamente.

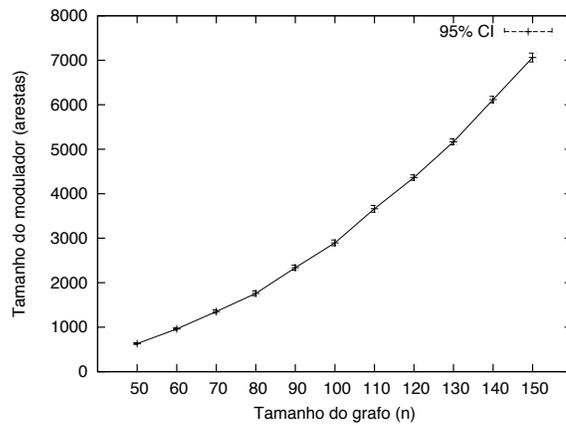


Figura 4.7: Tamanho do Modulador para grafos gerados aleatoriamente.

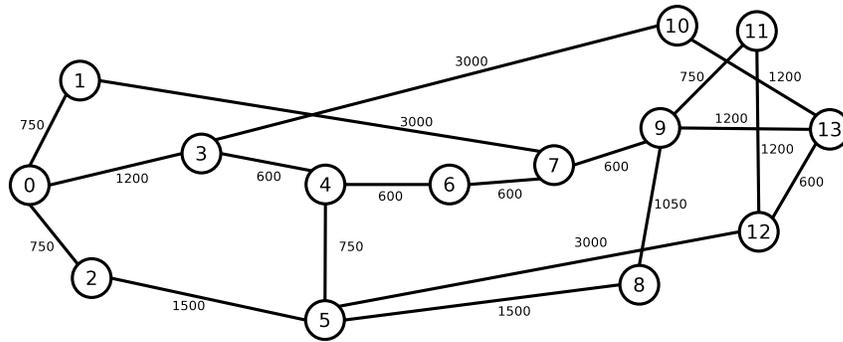


Figura 4.8: Topologia da rede NSF

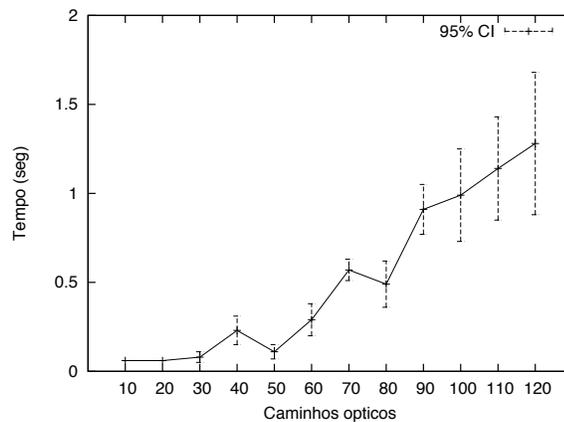


Figura 4.9: Tempo de execução para diferentes quantidades de caminhos ópticos na rede NSF.

As Figuras 4.6 e 4.7 mostram, respectivamente, o tempo médio de execução e o tamanho do Modulador para redes com grau de conexidade de 95%. Pode-se observar que o crescimento do tempo de execução é polinomial enquanto que o crescimento do tamanho do Modulador é quase-linear. Isso indica que, apesar de no pior caso a complexidade do Modulador ser  $O(n^2)$ , na prática, o crescimento do Modulador pode ser bastante lento em função do número de vértices do grafo. O mesmo padrão foi observado para grafos com grau de conexidade de 30%.

Para avaliar um cenário realista, foram realizados experimentos utilizando a topologia da rede NSF com 14 nós, 21 enlaces bidirecionais e 91 pares origem-destino (Figura 4.8). Os caminhos ópticos de menor custo (roteamento de menor caminho) foram escolhidos para os pares origem-destino em ambas as redes.

As Figuras 4.9 e 4.10 mostram respectivamente o tempo médio de execução e o tamanho do Modulador para a topologia da rede NSF. O crescimento do tempo de execução é praticamente linear em função do tamanho do grafo auxiliar; isso ocorre devido a pequena

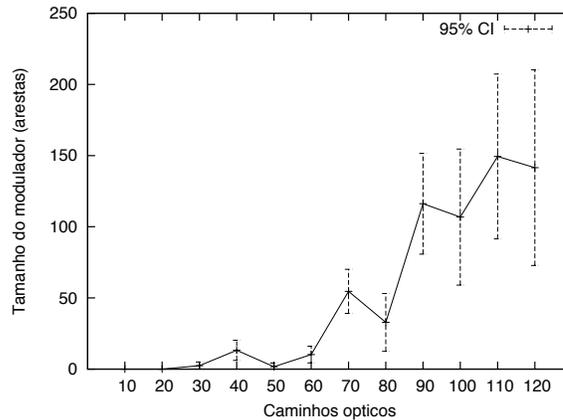


Figura 4.10: Tamanho do Modulador para diferentes quantidades de caminhos ópticos na rede NSF.

variação observada do tamanho do Modulador. Na Figura 4.10, observando os casos para 50, 80, 100 e 120 caminhos ópticos, fica clara a independência do tamanho do Modulador em relação a carga da rede, i.e. em relação ao tamanho do grafo auxiliar. Além disso, a estabilização do tamanho do Modulador entre 90 e 120 arestas indica o potencial da modelagem parametrizada em reduzir a complexidade da alocação de comprimentos de onda.

Esses resultados mostram que independentemente do tamanho da rede ou de quão carregada ela esteja, existe uma grande chance de que o grafo auxiliar seja quase-Cordal, o que leva a Moduladores de tamanhos menores, e portanto que demanda tempos de execução que não dependem do número de caminhos ópticos na rede. Além disso, quando o tamanho do Modulador puder ser limitado, existem ganhos consideráveis no tempo de execução.

## 4.6 Resumo conclusivo

A alocação de comprimentos de onda é um problema chave para o gerenciamento das redes WDM. Para resolvê-lo, um grafo auxiliar representando os caminhos ópticos e a interação entre eles é criado, de forma que sua coloração ótima defina uma alocação de comprimentos de onda apropriada. No entanto, encontrar a coloração ótima de um grafo genérico é um problema NP-Difícil e, portanto, métodos heurísticos para se obter uma solução aproximada tem sido desenvolvidos para tal.

Este capítulo introduziu um algoritmo exato baseado na Teoria da Complexidade Parametrizada para a alocação de comprimentos de onda em redes WDM transparentes. Exemplos numéricos mostram que o algoritmo baseado na Teoria da Complexidade Pa-

rametrizada apresenta soluções mais eficientes do que as derivadas através da Teoria da Complexidade Clássica. As contribuições apresentadas abrem novas possibilidades para a aplicação desta teoria na derivação de soluções exatas e eficientes para a solução do problema de alocação de comprimentos de onda em redes ópticas.

# Capítulo 5

## Algoritmos justos e de baixa complexidade para agregação de tráfego

Este capítulo apresenta um algoritmo de baixa complexidade para o problema de agregação dinâmica de tráfego capaz de promover justiça entre os pares comunicantes na rede.

Como observado na seção 3.1, a solução para o problema de agregação dinâmica de tráfego em redes ópticas pode ser encontrada através da busca de caminhos em um grafo auxiliar construído para representar os recursos disponíveis conjuntamente com os recursos alocáveis da rede. Em [67], apresenta-se um algoritmo baseado em zona que gera um grafo auxiliar parcial que considera apenas uma parte (zona) da rede e, portanto, é escalável, todavia a solução dada por esse algoritmo não produz taxas de bloqueio balanceadas. Neste capítulo, mostra-se que a solução apresentada em [67] é incapaz de prover justiça de bloqueio, o que acaba por comprometer a sua utilização prática.

Com exceção de alguns poucos trabalhos [61, 144, 145], não existem muitos estudos que avaliam a justiça promovida por suas soluções. Na maioria dos casos, os resultados apresentados focam apenas na análise do custo e da taxa média de bloqueio. Uma solução para o problema de agregação dinâmica de tráfego deve ser escalável e justa. A justiça é uma das características mais importante em uma rede pois viabiliza o acesso igualitário entre usuários, independentemente do nó de origem de uma conexão.

O algoritmo proposto possui uma fase *off-line*, que define os conjuntos de comutadores ópticos (OXCs<sup>1</sup>) que serão utilizados na criação do grafo auxiliar parcial. O algoritmo utiliza informações sobre o estado da rede para expandir o grafo auxiliar, de forma que os recursos previamente alocados possam ser utilizados, diminuindo, assim, a necessidade do estabelecimento de novos caminhos ópticos.

---

<sup>1</sup>Optical Cross-Connects

Para avaliar a efetividade dos algoritmos propostos, foram realizadas simulações utilizando quatro topologias diferentes derivadas de cenários realistas e compostas por OXCs com capacidade restrita de agregação e conversão de comprimento de onda. Os resultados obtidos mostram que o algoritmo proposto é capaz de manter a distribuição da taxa de bloqueio estável para todos os pares comunicantes, além de obter taxas de bloqueio inferiores as produzidas pelos algoritmos existentes na literatura para todos os cenários.

A principal motivação dos algoritmos baseados em zona está na redução do seu tempo de execução em relação aos algoritmos tradicionais que consideram toda a rede. Todavia, ao utilizar mecanismos de expansão, a quantidade de processamento dos algoritmos tende a crescer, o que aumenta o tempo de execução dos mesmos.

Foram, também, realizados experimentos que comparam os algoritmos com suas versões sem os mecanismos de expansão. Mostra-se que o impacto negativo da fase de expansão no tempo de execução dos algoritmos estudados é maior do que o ganho obtido pelos mesmos na redução da probabilidade de bloqueio.

Este capítulo está organizado em duas partes: a primeira introduz um algoritmo para a solução do problema de agregação dinâmica de tráfego; a segunda parte discute o impacto dos mecanismos de expansão nos algoritmos baseados em zona. O texto está organizado da seguinte forma: a Seção 5.1 apresenta uma revisão da literatura; na Seção 5.2 os algoritmos propostos são apresentados; a Seção 5.3 apresenta os resultados numéricos para os algoritmos avaliados; na Seção 5.4 é discutido o compromisso imposto pelos mecanismos de expansão existentes nos algoritmos avaliados; a Seção 5.5 avalia esse compromisso através de simulações. Finalmente na Seção 5.6 as conclusões são derivadas.

## 5.1 Trabalhos relacionados

Uma das abordagens utilizadas para a solução do problema de agregação dinâmica de tráfego utiliza um grafo auxiliar para representar o estado da rede [67, 154, 153], pode-se representar a rede toda ou apenas uma seção da mesma. O algoritmo SLRC<sup>2</sup> [154] é um exemplo de algoritmo que utiliza um grafo auxiliar que representa toda a rede. Em [67], apresenta-se um algoritmo que adota um grafo auxiliar com representação parcial da rede que melhora os resultados obtidos pelo algoritmo SLRC e é escalável. O algoritmo, chamado de ZWNE<sup>3</sup>, executa rapidamente pois o espaço de busca de soluções é limitado a um grafo cujo tamanho é proporcional ao número de saltos existente no menor-caminho entre a origem e o destino da chamada, e não ao número de nós existentes na rede. Apesar de considerar parcialmente a rede, as taxas de bloqueio experimentadas são menores do que as apresentadas por soluções que representam toda a rede, pois, segundo os autores,

---

<sup>2</sup>Single-Layered Route-Computation

<sup>3</sup>Zone Based With Neighbor Expansion

a restrição do escopo de busca na rede leva a economia de recursos, permitindo que novas requisições tenham mais chance de serem atendidas.

Para cada chamada que chega na rede, o algoritmo ZWNE (Fig. 5.3) constrói um grafo auxiliar composto pelos vértices que representam os nós existentes no menor caminho entre a fonte e o destino da chamada. Para cada par de vértices existente no grafo auxiliar, uma aresta é adicionada se existirem caminhos ópticos estabelecidos entre os nós nos quais a chamada possa ser agregada, ou caso exista a possibilidade de estabelecer novos caminhos ópticos para atender a conexão. Se para um dado par de vértices houver múltiplos caminhos ópticos possíveis, adota-se o de menor custo.

Após construir o grafo auxiliar, o algoritmo ZWNE entra em uma fase iterativa na qual utiliza um algoritmo clássico de roteamento de menor-caminho, para tentar estabelecer a chamada em questão. Se a chamada não puder ser atendida, novos vértices são adicionados e novas iterações são feitas. Esse processo repete-se até que um número máximo de tentativas tenha sido realizada. Se ao final das iterações, um caminho não for encontrado para estabelecer a conexão, então, ela será bloqueada.

## 5.2 Algoritmo de roteamento alternativo com expansão da topologia virtual

A solução para o problema de agregação dinâmica de tráfego proposta nesse capítulo visa atingir dois objetivos: prover um balanceamento mais justo das taxas de bloqueio entre os pares origem-destino e aproveitar ao máximo os recursos já estabelecidos na rede, na tentativa de se estabelecer uma nova conexão.

O algoritmo proposto é chamado de Roteamento Alternativo com Expansão da Topologia Virtual (ARVTE<sup>4</sup>) (Fig. 5.4). Nesse algoritmo, para cada chamada que chega na rede, constrói-se um grafo auxiliar composto por um conjunto de nós, incluindo os nós de origem e destino da chamada. Arestas são inseridas entre dois nós no grafo se houver recursos disponíveis na rede para transportar o fluxo entre os nós. Estes recursos podem ser tanto os caminhos ópticos já estabelecidos, quanto potenciais novos caminhos ópticos, identificados através da execução de um algoritmo de RWA tradicional para cada par de nós no grafo auxiliar.

A partir do grafo auxiliar obtido, tenta-se encontrar uma rota entre a origem e o destino da chamada. Se uma rota puder ser encontrada, então, a chamada será aceita; caso contrário, o grafo será expandido em busca de recursos adicionais que estejam disponíveis na rede. Ao se acrescentar novos nós ao grafo, o algoritmo busca, primeiramente, nós candidatos para os quais já existam recursos reservados que possam ser aproveitados para

---

<sup>4</sup>Alternative Routing with Virtual Topology Expansion

a chamada em questão.

Dado que para cada chamada que chega na rede um grafo auxiliar é construído a partir de apenas alguns nós da rede, o algoritmo pode ser executado de forma rápida, independentemente do tamanho da rede.

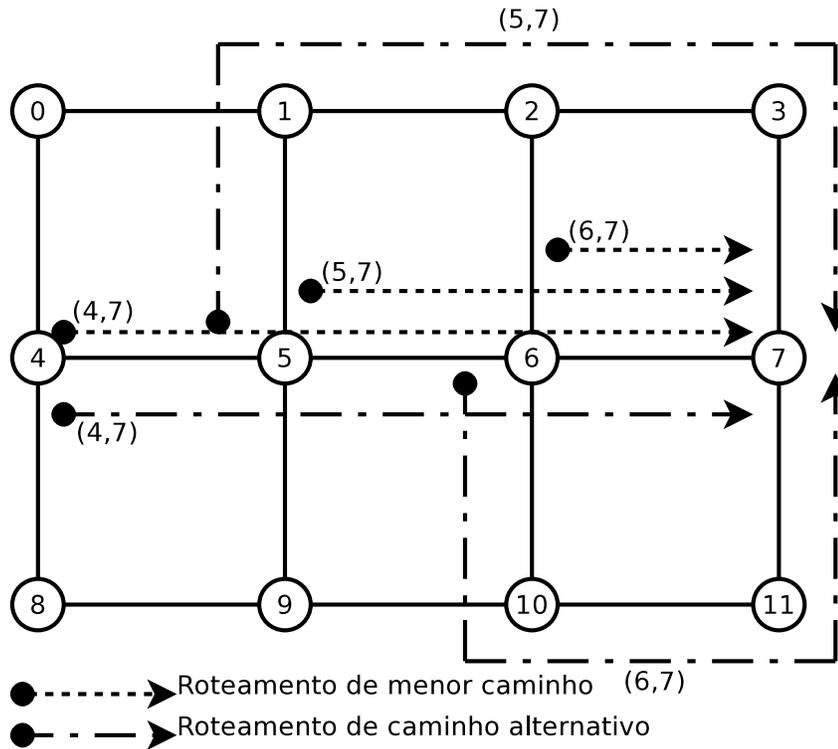


Figura 5.1: Algoritmo de menor caminho vs Algoritmo de roteamento alternativo.

De forma a prover um balanceamento mais justo das taxas de bloqueio entre os pares origem-destino da rede, o conjunto de nós utilizado na construção do grafo auxiliar é definido de forma *off-line* pelo algoritmo de roteamento por caminho alternativo (APR<sup>5</sup>). Em [67], afirma-se que o uso de um algoritmo de menor-caminho tradicional na definição dos vértices do grafo auxiliar é de suma importância para garantir que não haja desperdício de recursos na rede, todavia, sabe-se que o uso de tal algoritmo leva a criação de gargalos, principalmente, em redes com maiores graus de conexidade, nas quais há a facilidade no uso de caminhos alternativos. A Figura 5.1 exemplifica a criação de gargalos em uma rede na qual são definidas rotas para os pares origem-destino  $4 \rightarrow 7$ ,  $5 \rightarrow 7$  e  $6 \rightarrow 7$ . Pode-se ver claramente que as rotas definidas pelo algoritmo clássico de menor caminho sobrecarregam o enlace (6,7). Note que o algoritmo que busca caminhos alternativos evita ao máximo a definição de rotas que tangenciam as rotas já estabelecidas. A intenção desta

<sup>5</sup>Alternative Path Routing

técnica é a de balancear o tráfego na rede, de forma mais justa.

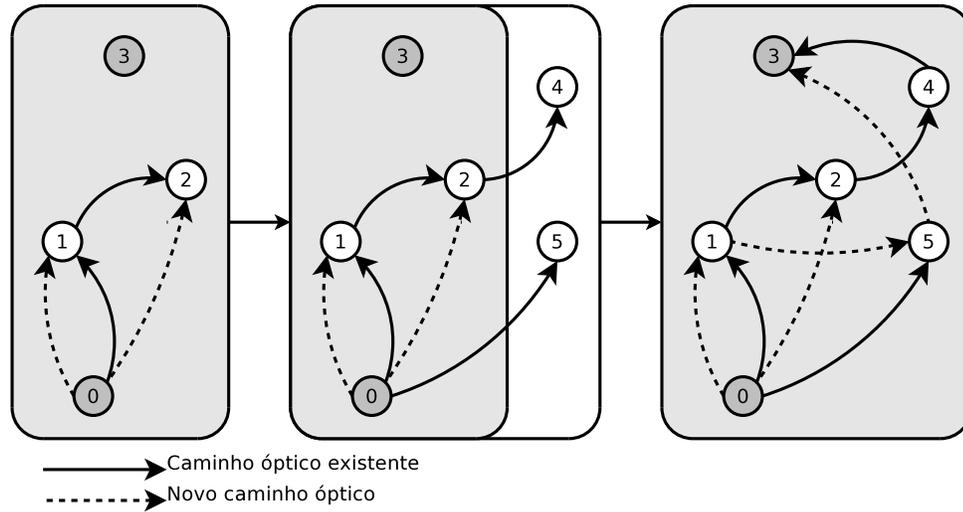


Figura 5.2: Exemplo de expansão do grafo auxiliar.

A Figura 5.2 exemplifica o método de criação e expansão do grafo auxiliar efetuado pelo algoritmo ARVTE. Na figura, são mostradas as 3 etapas do processo de expansão. A primeira constrói o grafo auxiliar composto pelos nós 0, 1, 2 e 3, a partir de uma chamada com origem no nó 0 e destino no nó 3. As arestas pontilhadas representam possíveis caminhos ópticos que podem ser estabelecidos na rede, e as arestas contínuas indicam caminhos existentes com capacidade para comportar a chamada em questão. Pode-se ver neste grafo que não é possível estabelecer-se um caminho entre a origem e o destino. Em casos como este, expande-se o grafo auxiliar. A abordagem apresentada busca utilizar ao máximo os recursos já estabelecidos na rede, minimizando a necessidade de alocação de novos recursos. Isso é realizado através da busca de novos nós que sejam vizinhos na topologia virtual, ou seja, o algoritmo busca novos nós para os quais existam caminhos ópticos já estabelecidos. Pode-se ver, na Figura 5.2, que na segunda etapa os nós 4 e 5 foram identificados como vizinhos na topologia virtual.

Na terceira etapa, o novo grafo auxiliar, agora contendo os nós 4 e 5, é construído revelando a existência de 3 possíveis caminhos interligando a origem da chamada ao seu destino, são eles:  $0 \rightarrow 5 \rightarrow 3$ ,  $0 \rightarrow 1 \rightarrow 5 \rightarrow 3$  e  $0 \rightarrow 1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 3$ . Neste grafo, um algoritmo de menor-caminho encontrará uma rota de múltiplos saltos (*multi-hop*) de menor custo entre a origem e o destino, e portanto a chamada será aceita.

Para se descrever o algoritmo ARVTE em detalhes, a seguinte notação é empregada:

$G_0(V, E)$  é o grafo que representa a rede física original;

$Req(s, d, r)$  é uma requisição de estabelecimento de conexão do vértice  $s$  para o vértice

$d$  com taxa de transmissão  $r$ ;

$P_0(s, d)$  é a rota de menor caminho entre os vértices  $s$  e  $d$ ;

$RWA(s, d)$  é a rota e a alocação de comprimento de onda determinados pelo algoritmo RWA para o par de vértices  $s$  e  $d$ ;

$P(s, d)$  é o caminho associado ao par origem-destino  $(s, d)$ , dado por um dos algoritmos de roteamento por caminho alternativo (APRs) (Fig. 5.5, 5.6 ou 5.7);

$V(s, d)$  é o conjunto de vértices pertencentes ao caminho  $P(s, d)$ ;

$N_{PT}(v)$  é o conjunto de vértices vizinhos a  $v$  na topologia física;

$N_{VT}(v)$  é o conjunto de vértices vizinhos a  $v$  na topologia virtual;

$w(e)$  é o peso da aresta  $e$ ;

$K$  é o número máximo de iterações do algoritmo para expansão do grafo auxiliar;

$\omega$  é o maior peso encontrado na rede;

$hc(l)$  é o número de saltos do caminho óptico  $l$ ;

$gp(l)$  é o número de pares de portas de agregação utilizados no caminho óptico  $l$ ;

$wc(l)$  é o número de conversores de comprimentos de onda utilizados no caminho óptico  $l$ ;

$c(l)$  é o custo do caminho óptico  $l$  [67] que é calculado da seguinte forma:

$$c(l) = 1 \times hc(l) + 0,1 \times gp(l) + 0,01 \times wc(l) \quad (5.1)$$

**Algoritmo ZWNE**

---

- 1: **Para** cada chamada  $Req(s, d, r)$  **faça**
- 2:   Selecione  $V$  de  $P_0(s, d)$
- 3:   Construa o grafo auxiliar  $G(V, E)$ ;  $E$  é o conjunto de arestas que conectam os vértices em  $V$ . O par  $s$  e  $d$  possui uma aresta se já existir um caminho óptico disponível entre eles na rede ou se a solução de  $RWA(s, d, r)$  identificar um novo caminho. A nova aresta receberá o custo  $c(l)$ . No caso de múltiplas arestas, será utilizada a de menor custo.
- 4:   **Para** 1 até  $K$  **faça**
- 5:     Computa  $P_0(s, d)$  em  $G(V, E)$
- 6:     **Se**  $\exists P_0(s, d)$  **então**
- 7:       **Aceita a chamada** e implementa a conexão com os caminhos ópticos correspondentes as arestas em  $P_0(s, d)$ .
- 8:       Break.
- 9:     **Senão**
- 10:        $V \leftarrow V \cup N_{PT}(V)$
- 11:       Quando  $|N_{PT}| > p$ ,  $p$  vértices são selecionados aleatoriamente.
- 12:       Construa um novo grafo auxiliar a partir de  $G(V, E)$  adicionando novas arestas levando em consideração os novos vértices.
- 13:     **Fim Se**
- 14:   **Fim Para**
- 15:   **Bloqueia a chamada.**
- 16: **Fim Para**

Figura 5.3: Algoritmo ZWNE

**Algoritmo ARVTE**


---

```

1:  $P(s, d)$  é obtido através da execução off-line de um dos algoritmos APR.
2: Para cada chamada  $Req(s, d, r)$  faça
3:   Selecciona  $V$  de  $P(s, d)$ 
4:   Construa o grafo auxiliar  $G(V, E)$ ;  $E$  é o conjunto de arestas que conectam os vértices em  $V$ . O
   par  $s$  e  $d$  possui uma aresta se já existir um caminho óptico disponível entre eles na rede ou se a
   solução de  $RWA(s, d, r)$  fornecer um novo caminho. A nova aresta receberá o custo  $c(l)$ . No caso
   de múltiplas arestas, será utilizada a de menor custo.
5:   Para 1 até  $K$  faça
6:     Computa  $P_0(s, d)$  em  $G(V, E)$ 
7:     Se  $\exists P_0(s, d)$  então
8:       Aceita a chamada e implementa a conexão com os caminhos ópticos correspondentes as
       arestas em  $P_0(s, d)$ .
9:       Break.
10:    Senão
11:      Se  $N_{VT}(V) \neq \emptyset$  então
12:         $V \leftarrow V \cup N_{VT}(V)$ 
13:      Senão
14:        Se  $|N_{PT}| \leq p$  então
15:           $V \leftarrow V \cup N_{PT}(V)$ 
16:        Senão
17:           $V \leftarrow V \cup \{p \text{ vértices seleccionados aleatoriamente de } N_{PT}(V)\}$ 
18:        Fim Se
19:      Fim Se
20:      Construa um novo grafo auxiliar a partir de  $G(V, E)$  adicionando novas arestas levando em
      consideração os novos vértices.
21:    Fim Se
22:  Fim Para
23:  Bloqueia a chamada.
24: Fim Para

```

Figura 5.4: Algoritmo ARVTE.

**Algoritmo APR1**


---

```

1: Para todos pares origem-destino  $(s, d)$  em  $G_0(V, E)$  faça
2:   Computa  $P_0(s, d)$ 
3:   Para cada aresta  $e$  em  $P_0(s, d)$  faça
4:      $w(e) \leftarrow \mathbf{PESO} \gg \omega$ 
5:   Fim Para
6: Fim Para

```

Figura 5.5: Algoritmo 1 para o roteamento por caminho alternativo (APR).

**Algoritmo APR2**

- 
- 1: **Para** todos pares origem-destino  $(s, d)$  em  $G_0(V, E)$  **faça**
  - 2:    Computa  $P_0(s, d)$
  - 3:    **Para** cada aresta  $e$  em  $P_0(s, d)$  **faça**
  - 4:        $w(e) \leftarrow w(e) + \omega$
  - 5:    **Fim Para**
  - 6: **Fim Para**

Figura 5.6: Algoritmo 2 para o roteamento por caminho alternativo (APR).

**Algoritmo APR3**

- 
- 1: Define um conjunto de pares de nós formado por todos os pares origem-destino da rede.
  - 2: Resolve o PLI<sup>6</sup> para o problema de colocação mínima de caminhos (Fig. 5.8)

Figura 5.7: Algoritmo 3 para o roteamento por caminho alternativo (APR).

Minimize  $F_{max}$

$$F_{max} \geq \sum_s \sum_d F_{ij}^{sd} \forall ij \quad (5.2)$$

$$\sum_i F_{ij}^{sd} - \sum_k F_{jk}^{sd} = \begin{cases} -T_{sd} & \text{if } s = j \\ T_{sd} & \text{if } d = j \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (5.3)$$

$$\sum_i F_{ij}^{sd} \leq 1 \forall sdj \quad (5.4)$$

Figura 5.8: PLI para o problema de coloração mínima de caminhos.

O algoritmo ARVTE está apresentado na Figura 5.4. A construção do grafo auxiliar  $G(V, E)$ , utiliza os vértices do caminho  $P(s, d)$ , para o par origem-destino  $(s, d)$ , e é realizada na Linha 3. As arestas correspondentes aos caminhos ópticos existentes ou alocáveis são adicionadas na Linha 4. As Linhas 5 a 22 correspondem a tentativa de se encontrar um caminho no grafo construído para o par  $(s, d)$  com capacidade  $r$ , para atender a requisição de conexão  $Req(s, d, r)$ . O caminho  $P_0(s, d)$  é calculado a partir da execução de um algoritmo de menor caminho no grafo auxiliar (Linha 6). Se um caminho

for encontrado, os recursos são alocados e a chamada é aceita (Linha 8). Caso contrários, o grafo auxiliar é expandido com a adição de vértices vizinhos na topologia virtual (Linha 12) ou na topologia física (Linhas 15 ou 17). Após isso, um novo grafo auxiliar é construído (Linha 20), e uma nova iteração é realizada.

O caminho  $P(s, d)$  é definido por um algoritmo de roteamento por caminho alternativo adotado na fase *off-line* do algoritmo ARVTE. Neste capítulo, três algoritmos são propostos para a determinação de  $P(s, d)$ . Na primeira variante, APR1 (Fig. 5.5), cada aresta já utilizada recebe o maior peso possível, de forma que esta aresta seja evitada ao máximo na definição de novos caminhos. A segunda variante, APR2 (Fig. 5.6), adiciona o valor da constante  $\omega$  ao peso de cada aresta utilizada. Esta variante aumenta o peso de uma aresta de forma proporcional ao número de caminhos que a utilizam. A variante APR1, força de forma mais agressiva, a adoção de arestas ainda não utilizadas, enquanto que a variante APR2 tenta fazer uso mais balanceado dos recursos.

A terceira variante, APR3 (Fig. 5.7), busca a solução ótima para a alocação de caminhos alternativos. Para tal, um problema de PLI<sup>7</sup> é formulado para a resolução do problema da coloração mínima de caminhos (Fig. 5.8). O problema da coloração mínima de caminhos pode ser definido como o problema de minimizar o número de cores utilizadas em um conjunto de caminhos em um grafo  $G$ , de forma que quaisquer dois caminhos que compartilhem pelo menos uma aresta recebam cores diferentes. Na figura 5.8, pode-se ver a formulação da PLI; o conjunto de caminhos não é dado como entrada, mas apenas os nós de origem e destino para cada caminho. A PLI é responsável pela minimização da utilização dos enlaces na alocação dos caminhos.

Na PLI (Fig. 5.8), a equação 5.2 define que o número máximo de caminhos  $F_{ij}^{sd}$  de todos pares origem-destino  $(s, d)$  que passam por uma aresta  $(i, j)$  na rede deve ser menor ou igual a  $F_{max}$ ; A restrição 5.3 define a rota de cada caminho, e a restrição 5.4 evita a formação de laços nesses caminhos. De forma a se obter todos os caminhos relevantes, os pares de nós utilizados na PLI são todos os pares origem-destino existentes na rede, portanto o resultado da PLI é o conjunto de caminhos que minimiza a utilização total na rede.

Dado que a ordem em que os nós são considerados na computação de caminhos nos algoritmos APR1 (Fig. 5.5) e APR2 (Fig. 5.6) é importante, o impacto destes dois algoritmos no desempenho no algoritmo ARVTE foi analisado considerando diferentes conjuntos de nós gerados aleatoriamente. No entanto, como será mostrado na Seção 5.3.1, nenhum impacto relevante foi encontrado. A ordem de nós adotada, neste estudo, é uma ordem sequencial (i.e.  $0 \rightarrow 1, 0 \rightarrow 2, 0 \rightarrow 3, \dots, n \rightarrow n - 1$ ). A identificação dos nós considerada pode ser vista nas figuras das topologias apresentadas na Seção 5.3.

Existem várias diferenças entre o algoritmo ARVTE e o ZWNE:

---

<sup>7</sup>Programação Linear Inteira

1. O uso de roteamento por caminho alternativo (Fig. 5.5, 5.6 e 5.7) ao invés do tradicional algoritmo de menor caminho para a definição dos vértices do grafo auxiliar inicial.
2. A definição dos vértices do grafo auxiliar é feita através de um procedimento *off-line*, portanto eliminando a sobrecarga envolvida na escolha dos vértices em tempo-real. O conjunto de caminhos para os pares origem-destino da rede precisa ser calculado apenas uma vez. A solução provida por este conjunto precisa ser reavaliada apenas em casos de falhas na rede para que se possa capturar a diferença na disponibilidade de recursos.
3. A escolha de vértices, no mecanismo de expansão do grafo auxiliar, é baseada na topologia virtual, e não apenas na topologia física, o que aumenta o reuso de caminhos ópticos existentes para novas conexões

Tanto o uso do roteamento por caminho alternativo como o uso de um mecanismo de expansão baseado na topologia virtual, feito pelo algoritmo ARVTE, contribuem para um maior balanceamento das taxas de bloqueio experimentadas pelos pares origem-destino na rede. O uso do roteamento alternativo leva a um número menor de enlaces compartilhados pelos pares origem-destino em comparação com o roteamento por menor caminho, o que diminui a competição por recursos e distribui a taxa de bloqueio por um maior número de pares origem-destino. Se o algoritmo de menor caminho fosse utilizado, todos os nós ao longo de um dado caminho escolheriam o mesmo caminho até o destino, o que criaria facilmente um gargalo na rede com o conseqüente aumento da taxa de bloqueio desses pares.

A adição de nós vizinhos na topologia física no processo de expansão do grafo auxiliar não implica necessariamente em um aumento na conectividade da rede. Por outro lado, a adição de nós que sejam vizinhos na topologia virtual sempre aumenta a conectividade dado que requer a existência dos caminhos ópticos que os conectam. Além disso, a chance de que nós fisicamente adjacentes não possuam recursos é grande em regiões da rede que formem gargalos. Tal chance é menor quando se consideram nós adjacentes na topologia virtual, dado que existe uma boa chance de que os nós adicionados estejam fisicamente localizado fora da região de gargalo.

A complexidade computacional de algoritmos baseados em grafos auxiliares depende do procedimento utilizado para a construção desses grafos. O algoritmo SLRC [154], que utiliza um grafo auxiliar que representa toda a rede possui uma complexidade de  $O(N^2)$ , onde  $N$  é o número de OXCs existentes na rede. Os algoritmos ZWNE e ARVTE, por outro lado, consideram apenas uma fração desses OXCs, e dado que  $K$  e  $p$  são constantes, a complexidade desse algoritmos é dada por  $O(n^2)$ , onde  $n = \text{MAX}(|P_0(s, d)|)$

e  $n = \text{MAX}(|P(s, d)|)$ , respectivamente. Na seção seguinte, resultados mostram que o tempo de execução do algoritmo SLRC pode ser até duas ordens de grandeza maior do que o tempo do algoritmo ARVTE, o que mostra a incapacidade do algoritmo SLRC de manter a sua eficiência (escalabilidade) com o aumento do tamanho da rede.

### 5.3 Exemplos numéricos

Os exemplos numéricos apresentados nesta seção avaliam o desempenho dos algoritmos considerados perante diferentes cenários de simulação, com diferentes cenários de tráfego e várias topologias de redes.

De forma a garantir uma avaliação justa entre os algoritmos ARVTE e ZWNE, os parâmetros da simulação foram os mesmos utilizados em [67], que contém a proposta do algoritmo ZWNE. No final desta seção, são realizadas críticas a alguns dos parâmetros utilizados em [67], em seguida um novo conjunto de parâmetros é proposto e os algoritmos avaliados novamente.

As topologias utilizadas nas simulações realizadas foram a topologia NSF, com 16 nós e 25 enlaces bidirecionais (Fig. 5.9), topologia USA, com 24 nós e 43 enlaces bidirecionais (Fig. 5.10), topologia Pan-Europeia, com 28 nós e 41 enlaces bidirecionais (Fig. 5.11) e a topologia de um grafo grid 5x5, com 25 nós e 40 enlaces bidirecionais (Fig. 5.12). Essa última topologia é equivalente a uma rede *Manhattan Street*, proposta por [85, 9] como um modelo para redes metropolitanas.

Em todas as topologias consideradas, uma fibra óptica comporta até 8 comprimentos de onda, com capacidade da portadora óptica OC-192 (10 Gbps); cada nó é um OXC com capacidade parcial de agregação possui 16 pares de portas de agregação (entrada e saída) e 4 conversores de comprimentos de ondas com uma faixa de conversão de tamanho 2.

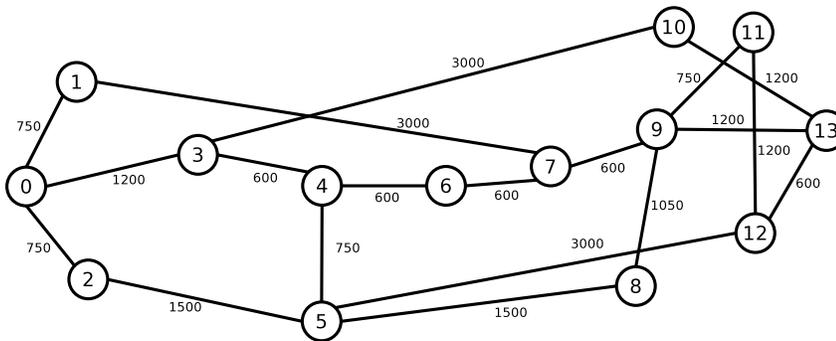


Figura 5.9: Topologia NSF.

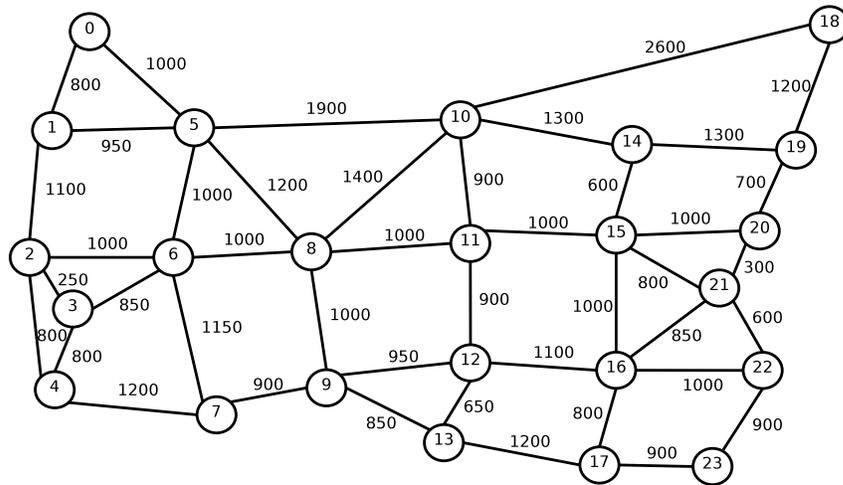


Figura 5.10: Topologia USA.

As chamadas chegam na rede seguindo uma distribuição de *Poisson* e suas demandas são uniformemente distribuídas, de acordo com 5 portadoras: OC-1, OC-3, OC-12, OC-48 e OC-192. Os tempos de duração das chamadas são definidos a partir de uma distribuição exponencial negativa com média de uma unidade de tempo. Essas requisições de conexão são uniformemente distribuídas dentre todos os pares origem-destino na rede. A carga da rede medida em *Erlang* é definida como a taxa de chegada de chamadas  $\times$  tempo de duração da chamada  $\times$  a demanda de banda passante da chamada normalizada pela capacidade de uma portadora OC-192.

O número máximo de iterações  $K$  da fase de expansão dos algoritmos ARVTE e ZWNE foi definida como sendo 5 (Fig. 5.4, linha 5), e o número máximo de nós da topologia física adicionados ao grafo auxiliar é  $p = |P(s, d)|$ . O algoritmo de RWA utilizado pelos algoritmos ARVTE, ZWNE e SLRC é composto pelo algoritmo tradicional de roteamento fixo-alternativo com até 5 rotas e pelo algoritmo de alocação de comprimentos de onda de primeiro ajuste (*First-Fit*).

As principais métricas utilizadas para avaliar os algoritmos são a taxa de bloqueio de banda (BBR<sup>8</sup>) e o índice de justiça de Jain [74] aplicado ao número de chamadas bloqueadas por par de nós da rede. A BBR é a porcentagem de tráfego bloqueado sobre o total de banda passante requisitada durante todo o tempo de uma simulação. O índice de justiça de Jain é dado por:

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n) = \frac{(\sum_{i=1}^n x_i)^2}{n \sum_{i=1}^n x_i^2} \quad (5.5)$$

---

<sup>8</sup>Bandwidth Blocking Rate

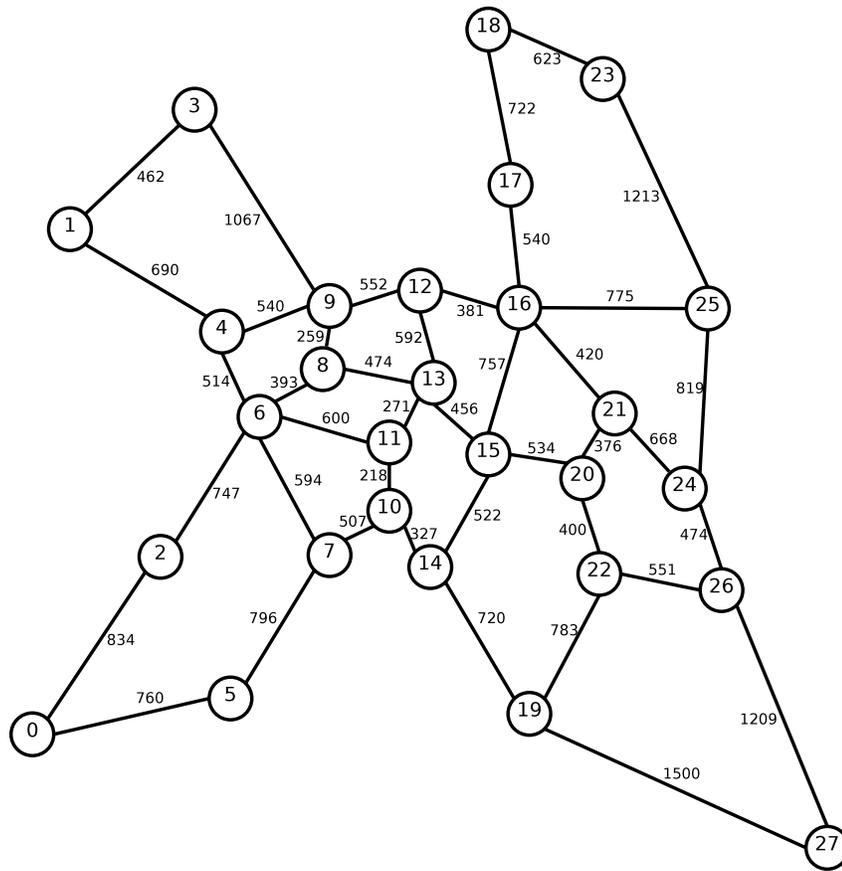


Figura 5.11: Topologia Pan-Europeia.

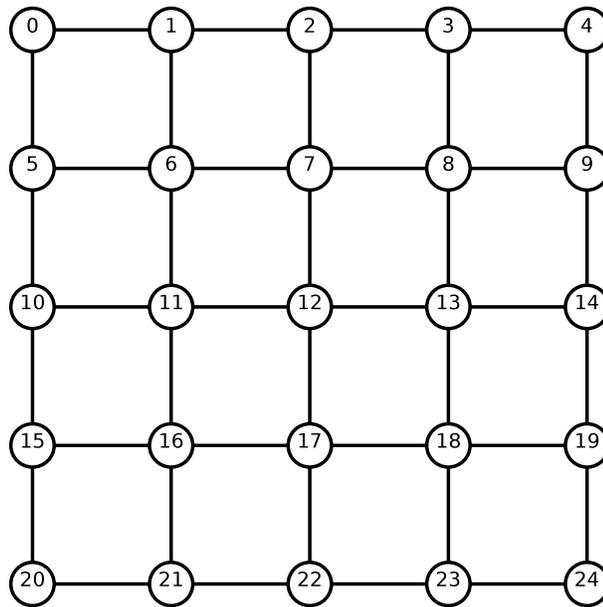


Figura 5.12: Topologia Grid 5x5.

### 5.3.1 Avaliação das variantes do ARVTE

Uma investigação inicial foi realizada para definir qual variante do algoritmo ARVTE apresenta o melhor desempenho. As topologias NSF e USA (Figs. 5.9 e 5.10) foram utilizadas nessa investigação. Todos os pontos apresentados nos gráficos representam a média de 10 rodadas de simulação, cada uma envolvendo 1 milhão de chamadas. O mesmo conjunto de sementes foi utilizada no gerador de números aleatórios para todos os algoritmos avaliados, de forma a garantir uma comparação justa.

A seguinte notação será utilizada nesta avaliação:

- ARVTE1, ARVTE2 e ARVTE3 refere-se ao algoritmos ARVTE utilizando, respectivamente, os algoritmos de roteamento APR1, APR2 e APR3;
- AR1, AR2 e AR3 refere-se ao algoritmo ARVTE sem o mecanismo de expansão pela topologia virtual, utilizando, respectivamente, os algoritmos de roteamento APR1, APR2 e APR3;
- VTE refere-se ao algoritmo ARVTE utilizando o algoritmo tradicional de roteamento por menor caminho ao invés de uma das variantes do algoritmo APR.

Note que os algoritmos AR1, AR2 e AR3 são equivalentes ao algoritmo ZWNE quando o algoritmo de roteamento por menor caminho é substituído pelo algoritmo de roteamento por caminho alternativo. Note também que o algoritmo VTE é equivalente ao algoritmo

ZWNE adicionado do procedimento de expansão pela topologia virtual, ou seja, a idéia é a de avaliar todos os possíveis arranjos existentes entre os mecanismos e algoritmos propostos.

A Figura 5.13 compara os valores da BBR resultante de diferentes algoritmos de roteamento utilizados na construção do grafo auxiliar; não há expansão pela topologia virtual nesse grupo. O algoritmo AR1 produziu os menores valores da BBR, seguido pelos do algoritmo AR3. Conforme esperado, os algoritmos AR2 e ZWNE produziram valores similares, dado que o algoritmo APR2 (Fig. 5.6) difere muito pouco do tradicional algoritmo de menor caminho. Para cargas maiores do que 30 *Erlang*, o algoritmo AR3 gerou os mesmos valores da BBR que ambos os algoritmos AR2 e ZWNE, o que sugere que o balanceamento ótimo produzido pelo APR3 (Fig. 5.7) consome os recursos da rede com mais rapidez. Dado que o algoritmo AR1 produziu os menores valores da BBR, o algoritmo de roteamento APR1 (Fig. 5.5) é o melhor algoritmo de roteamento dentre os avaliados, e portanto será utilizado no restante deste capítulo. De fato, para valores de carga menores do que 25 *Erlang*, o algoritmo APR1 produziu valores da BBR quase uma ordem de grandeza menores do que os produzidos pelo algoritmo de menor caminho.

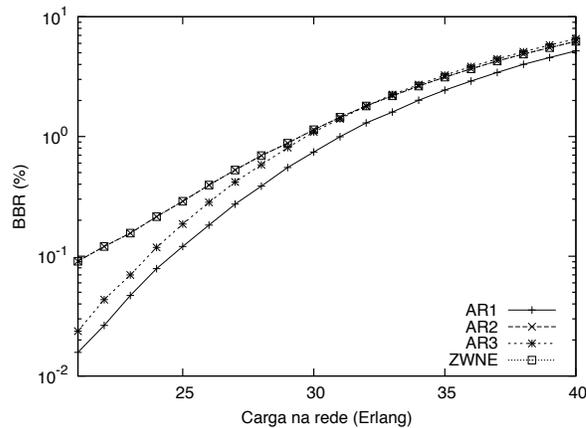


Figura 5.13: BBR dos algoritmos AR1, AR2, AR3 e ZWNE para a rede NSF.

A Figura 5.14 compara adicionalmente os algoritmos de roteamento por menor caminho e o de caminhos alternativos. Como já mencionado, o algoritmo AR1 é equivalente ao algoritmo ZWNE utilizando o algoritmo APR1, ou seja, comparar os algoritmos AR1 e ARVTE1 é o mesmo que comparar os algoritmos ZWNE e ARVTE com o mesmo conjunto de caminhos definidos *off-line*. Além disso, o algoritmo VTE, também, é considerado nessa avaliação. Como pode ser visto, os algoritmos que utilizaram roteamento alternativo produziram valores da BBR quase uma ordem de grandeza menores do que os valores dados pelo VTE. Essa diferença diminui a medida que a carga na rede aumenta, tornando

os valores muito próximos, porém os valores dados pelo algoritmo ARVTE1 permanecem abaixo de todos para toda a faixa de carga utilizada.

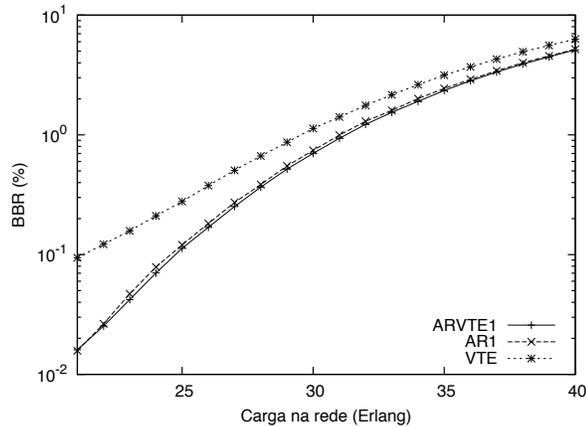


Figura 5.14: BBR dos algoritmos ARVTE1, AR1 e VTE para a rede NSF.

As Figuras 5.15 até 5.18 mostram o impacto do mecanismo de expansão baseado na topologia virtual. A Figura 5.15 mostra os valores do índice de justiça produzidos pelos algoritmos ARVTE1 e AR1 para a topologia NSF. O algoritmo ARVTE1 gerou valores de justiça que podem ser até 0,1 acima dos obtidos pelo algoritmo AR1. Isso mostra o benefício de se utilizar um mecanismo de expansão baseado na topologia virtual (para os algoritmos baseados em roteamento alternativo). O mesmo comportamento pode ser observado para a topologia USA (Fig. 5.16).

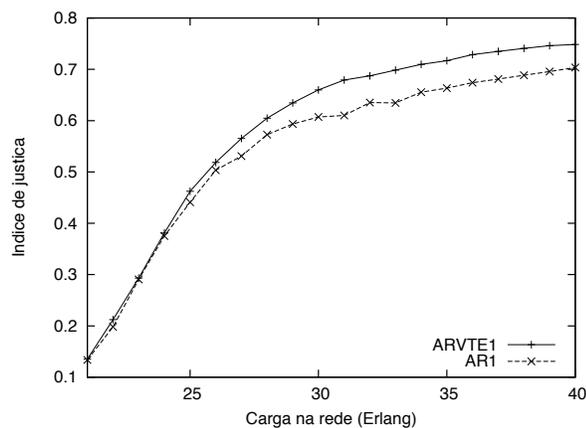


Figura 5.15: Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE1 e AR1 para a topologia NSF.

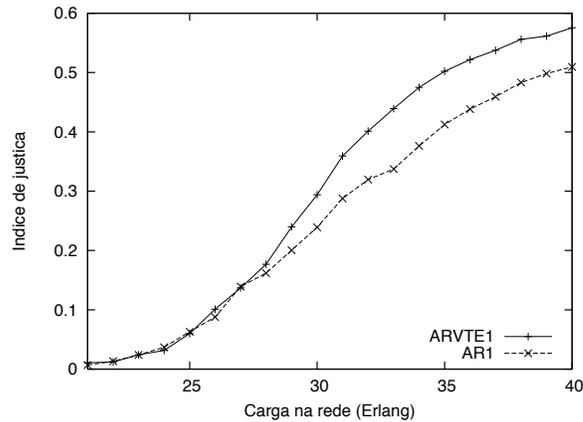


Figura 5.16: Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE1 e AR1 para a topologia USA.

A Figura 5.17 compara o mecanismo de expansão baseado na topologia virtual (algoritmo VTE) com o mecanismo baseado na topologia física (algoritmo ZWNE), quando o algoritmo de roteamento utilizado na definição do grafo auxiliar é o de menor caminho (ou seja, o mesmo conjunto de caminhos definidos *off-line* é utilizado), para a topologia NSF. Os índices de justiça dados pelo algoritmo VTE são superiores aos valores dados pelo algoritmo ZWNE, chegando a ter uma diferença maior do que 0,05 para algumas cargas. Todavia, para a topologia USA, a diferença entre os valores do índice de justiça (Fig. 5.18) chega a ser tão alta quanto 2,3 pontos. De fato, a diferença entre os valores do índice de justiça depende do grau de conexidade da rede. Redes com graus maiores de conexidade produzem índices de justiça maiores do que em rede com menor grau de conexidade. Como já dito anteriormente, o objetivo do algoritmo ARVTE1 é o de produzir uma distribuição justa do bloqueio dentre os pares de comunicação na rede. Se, por um lado, em alguns cenários os valores da BBR dados pelo ARVTE1 podem ser próximos dos valores dados pelo algoritmo ZWNE, por outro lado, os valores do índice de justiça podem ser consideravelmente maiores. De fato, o algoritmo ARVTE1 produz taxas de bloqueio mais balanceadas do que o algoritmo ZWNE.

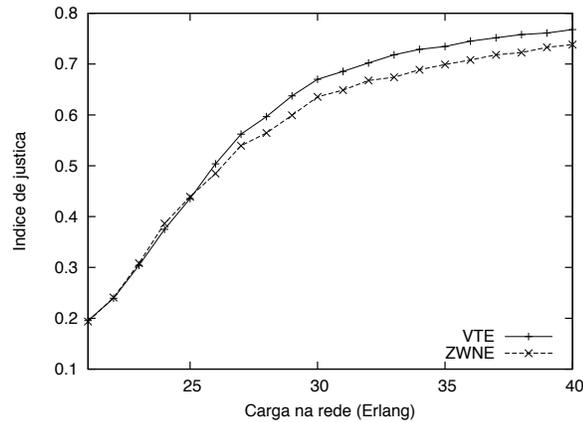


Figura 5.17: Índice de justiça de Jain dos algoritmos VTE e ZWNE para a topologia NSF.

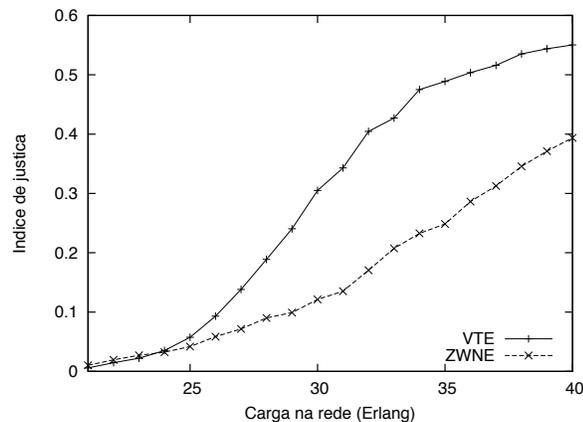


Figura 5.18: Índice de justiça de Jain dos algoritmos VTE e ZWNE para a topologia USA.

A partir dos exemplos avaliados até agora, pode-se concluir que o algoritmo ARVTE1 (e sua variação VTE) sempre apresenta os maiores valores de índices de justiça, enquanto que o algoritmo ZWNE e sua variante AR1 apresentam os piores valores. Em consonância, a vantagem de se utilizar a topologia virtual no mecanismo de expansão do grafo auxiliar, independentemente do conjunto de caminhos definidos *off-line*, fica evidente. Pode-se notar, também, que a combinação do roteamento alternativo com o mecanismo de expansão pela topologia virtual produziu os maiores índices de justiça (algoritmo ARVTE1), enquanto que os piores valores foram gerados pela combinação da aplicação do menor caminho com a expansão baseada na topologia física.

Considerando as vantagens dos procedimentos de escolha de caminhos *off-line* através

do algoritmo de roteamento por caminho alternativo, e do mecanismo de expansão do grafo auxiliar utilizando a topologia virtual; o algoritmo ARVTE1 é utilizado para a comparação com os algoritmos SLRC e ZWNE. A Figura 5.19 mostra o resultado dessa comparação. Pode ser visto que os valores da BBR produzidos pelo algoritmo ARVTE1 são menores do que os valores dos algoritmos SLRC e ZWNE para toda a faixa de carga considerada. Além disso, sob carga baixa os valores gerados pelo algoritmo ARVTE1 atingem uma diferença de uma ordem de grandeza em relação aos valores obtidos pelo algoritmo SLRC, que ainda requer uma visão global da rede para operar.

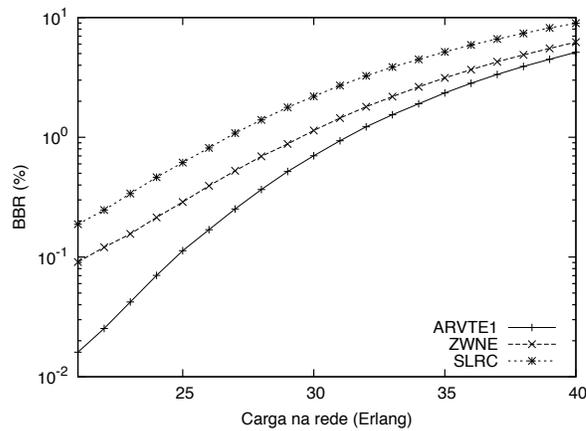


Figura 5.19: BBR dos algoritmos ARVTE1, ZWNE e SLRC para a rede NSF.

Dado que a ordem na qual os nós são escolhidos na computação das rotas do algoritmo APR1 (Fig. 5.5) é potencialmente relevante, o impacto dessa ordem no desempenho do algoritmo ARVTE1 foi avaliada. Os resultados foram derivados considerando oito diferentes sequências de nós geradas aleatoriamente, o que gerou oito diferentes conjuntos de caminhos calculados no passo *off-line*. Cada um dos oito conjuntos foi utilizado pelo algoritmo ARVTE1 na realização das simulações. A Figura 5.20 mostra os resultados das simulações para os oito conjuntos de caminhos considerados. Pode-se observar que não há impacto considerável nos valores da BBR. Conclui-se, portanto, que a ordem na qual os nós são considerados pelo algoritmo APR1 não é relevante, independentemente da carga na rede.

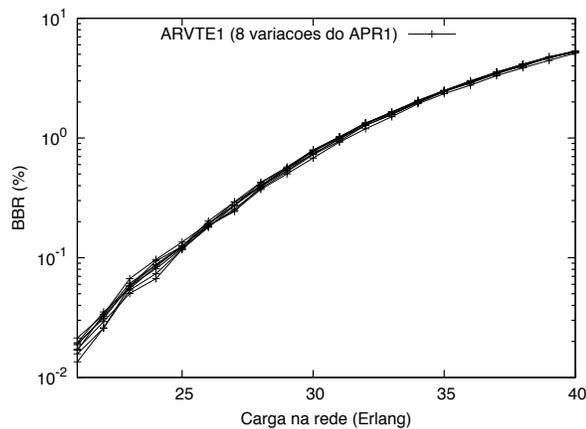


Figura 5.20: BBR das oito variantes do algoritmo APR1 utilizado pelo algoritmo ARVTE1 para a rede NSF.

O tempo de execução dos três algoritmos originais considerados nessa avaliação pode ser visto na Figura 5.21. Como esperado, tanto o algoritmo ARVTE1 quanto o ZWNE apresentaram tempos de execução similares, por outro lado, o algoritmo SLRC apresentou tempo de execução muito maior, sendo de 59 a 140 vezes maior do que o tempo gasto pelos outros algoritmos.

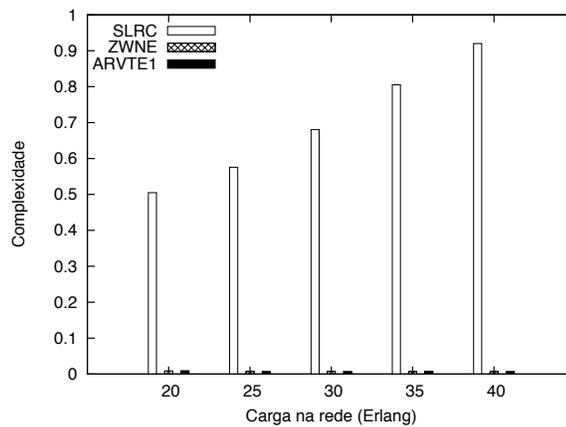


Figura 5.21: Complexidade de tempo normalizada dos algoritmos SLRC, ZWNE e ARVTE para a rede NSF.

Pode-se concluir que o algoritmo SLRC não é uma boa opção, quando comparado aos algoritmos baseados em zona. Além de possuir o maior tempo de execução, o algoritmo SLRC apresentou os maiores valores da BBR dentre todos os algoritmos avaliados. Desta forma, no restante deste capítulo apenas os algoritmos ARVTE1 e ZWNE serão conside-

rados. Além disso, o algoritmo ARVTE1 será referenciado como ARVTE no restante da Tese.

### 5.3.2 Avaliação do ARVTE vs ZWNE

Novas simulações foram realizadas para avaliar o desempenho do algoritmo ARVTE. Seu desempenho foi comparado ao do algoritmo ZWNE. Foi também utilizado um algoritmo de agregação simples de um salto (*single-hop*), denominado como FAR<sup>9</sup>, como referência (*benchmark*). O algoritmo de RWA utilizado pelo ZWNE, ARVTE e FAR é composto pelo algoritmo tradicional de roteamento fixo-alternativo com até 5 rotas e pelo algoritmo de alocação de comprimentos de onda de primeiro ajuste (*First-Fit*). No máximo, os algoritmos ARVTE e ZWNE fazem 5 iterações dos seus mecanismos de expansão. Cada ponto dos gráficos apresentados representa a média de 10 simulações, cada uma envolvendo 1 milhão de chamadas. Intervalos de confiança com 95% de confiabilidade foram derivados.

As Figuras 5.22 a 5.25 mostram a BBR em função da carga na rede para todas as topologias apresentadas. A Figura 5.22 mostra os resultados para a rede NSF. Sob baixa carga, a diferença entre as BBRs produzidas é grande. Esta diferença é influenciada pela topologia da rede NSF, dado que existe uma região de baixa conectividade composta pelos OXCs 4,5,7,8 e 10 (vide Fig. 5.9), que leva a criação de gargalos, quando o algoritmo de menor caminho é utilizado. Tais gargalos não ocorrem quando o algoritmo de caminhos alternativos é utilizado, dado que este algoritmo força as chamadas a seguirem diferentes rotas através do aumento do peso dos enlaces já utilizados. As BBRs produzidas pelo algoritmo ARVTE são de 2,5 a 3,5 ordens de grandeza menores do que as produzidas pelos algoritmos ZWNE e FAR, respectivamente. Além disso, tanto o algoritmo ZWNE como o FAR subutilizam os recursos da rede, dado que eles rejeitam um número considerável de requisições. O valor da BBR do ZWNE é ainda 108% maior do que o gerado pelo algoritmo ARVTE sob uma carga de 27 *Erlang*. Sob cargas mais altas, a diferença entre os valores da BBR diminui, porém o valor do ARVTE é ainda 20% menor sob uma carga de 40 *Erlang*. Essa diferença pode ser explicada pelo uso mais eficiente de caminhos ópticos existentes, que são, facilmente, identificados na topologia virtual pelo algoritmo ARVTE. Ademais, os valores produzidos pelo algoritmo de referência FAR, permanecem uma ordem de grandeza acima mesmo sob cargas mais altas.

---

<sup>9</sup>Fixed-Alternate Routing

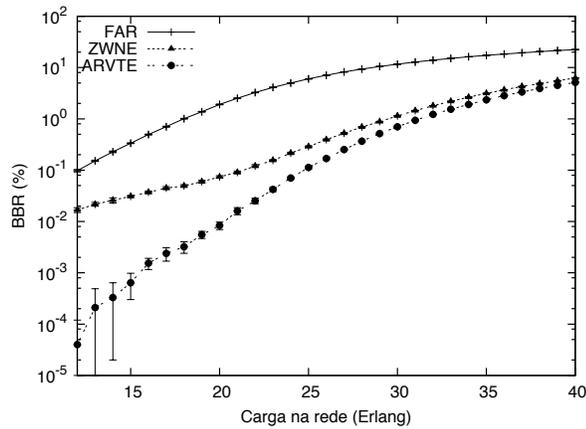


Figura 5.22: BBR dos algoritmos ARVTE e ZWNE para rede NSF.

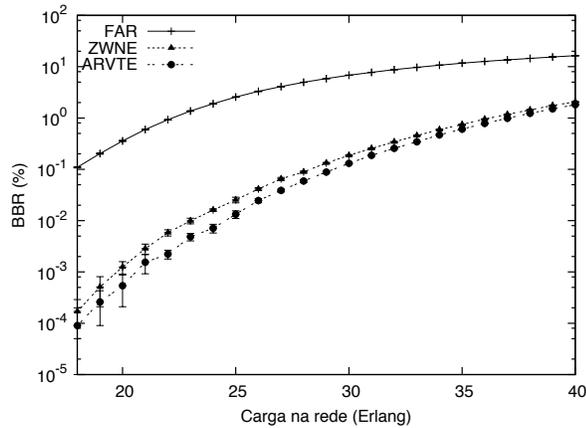


Figura 5.23: BBR dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede USA.

A topologia USA possui um maior grau de conectividade (Fig. 5.10), o que provê mais opções de caminhos para o algoritmo ZWNE, e o ajuda a evitar a criação de gargalos na rede. No geral, a diferença entre os valores de BBR produzidos pelos dois algoritmos variou entre 13% e 160% (Fig. 5.23).

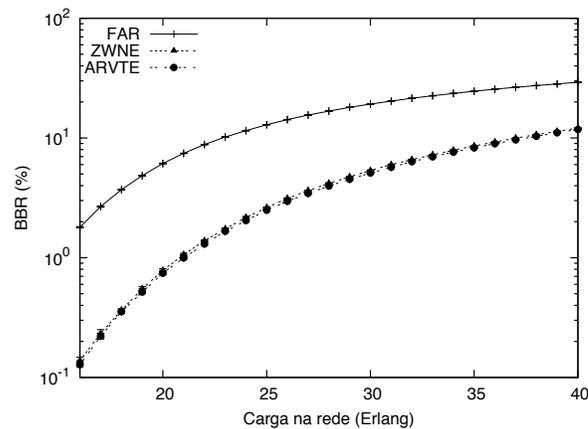


Figura 5.24: BBR dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede Pan-Europeia.

Apesar do fato dos nós da rede Pan-Europeia terem um alto grau de conectividade (Fig. 5.11), a diferença entre os resultados da BBR para os algoritmos ZWNE e ARVTE foi menor do que 5% (Fig. 5.24). Isso se deve a existência de vários ciclos envolvendo mais do que 4 vértices na topologia da rede, o que limita a atuação do algoritmo de caminhos alternativos.

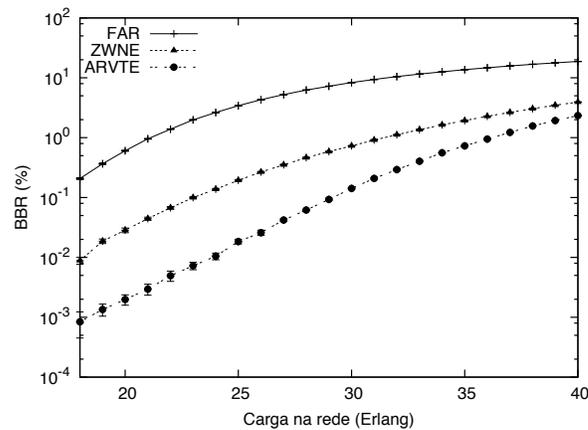


Figura 5.25: BBR dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede Grid 5x5.

Para a rede Grid 5x5 (Fig. 5.25), a simetria da topologia diminuiu o bloqueio quando se utiliza o algoritmo de menor caminho, em relação as outras topologias, o que pode ser observado nos valores da BBR produzidos pelo algoritmo ZWNE (Fig. 5.25). A simetria da topologia, também, favorece o uso de rotas alternativas pelo algoritmo ARVTE, como ilustrado anteriormente na Figura 5.1. A diferença entre os valores da BBR produzidos pelos dois algoritmos variou de uma ordem de grandeza, sob baixas cargas, a 68%, sob altas cargas, para a topologia Grid 5x5.

Em geral, os valores da BBR gerados pelo algoritmo ARVTE foram sempre menores do que os valores gerados pelo algoritmo ZWNE, apresentando uma diferença de até três ordens de grandeza para redes pouco carregadas. Os gargalos induzidos pelo algoritmo de menor caminho podem ser evitados com a adoção do roteamento alternativo. Além disso, o uso de grafos auxiliares baseados na topologia virtual leva a uma utilização mais eficiente dos caminhos ópticos existentes do que as soluções baseadas unicamente na topologia física, e conseqüentemente, tem-se diminuição do bloqueio na rede.

Em topologias cíclicas, os benefícios do algoritmo ARVTE não são tão claros, todavia, em redes com algum grau de simetria, as vantagens são evidentes. A diferença entre os valores da BBR obtidos para uma rede diminui com o aumento da carga devido ao fato de menos recursos estarem disponíveis (e.g. menos comprimentos de onda por fibra ou conversores de comprimento de onda por nó), o que limita a eficiência máxima atingida por qualquer algoritmo. Além disso, os algoritmos ARVTE e ZWNE produzem valores da BBR consideravelmente menores do que os produzidos pelo algoritmo FAR, o que mostra a vantagem do uso da agregação de múltiplos saltos (*multi-hop*), em contraponto ao algoritmo de um salto (*single-hop*) utilizado pelo FAR, o que limita a possibilidade de alocação de caminhos origem-destino na rede.

Dado que a BBR é uma métrica que representa uma média, ela é incapaz de aferir como o bloqueio de chamadas está distribuído entre os pares origem-destino da rede. As diferenças na distribuição geradas por um algoritmo podem ser medidas utilizando-se o índice de justiça de Jain (Eq. 5.5), aplicado a todo o conjunto de valores da BBR calculado para cada par origem-destino da rede. Esse índice varia entre 0 e 1; quanto mais próximo de 1 for o valor do índice, mais uniforme é a distribuição do bloqueio entre os pares. Idealmente, o bloqueio deve ser igualmente distribuído pelos pares origem-destino da rede, porém, essa distribuição ideal não pode ser alcançada, dado que outros fatores como o comprimento do caminho influenciam nos resultados reais.

As Figuras 5.26 a 5.29 mostram dois gráficos, o índice de justiça de Jain como função da carga e a distribuição da BBR referente a carga que apresentou a maior diferença entre os índices calculados. Nesse último gráfico, o valor médio da BBR obtido pelo algoritmo ZWNE é também mostrado.

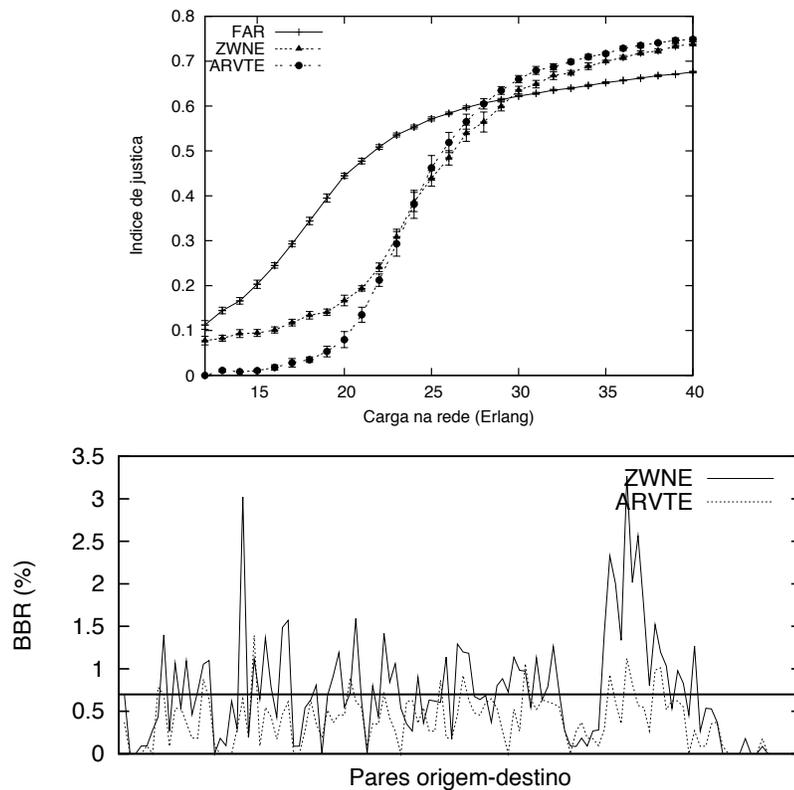


Figura 5.26: Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede NSF (topo). BBR de cada para origem-destino para uma carga de 28 *Erlang*.

A Figura 5.26 mostra os resultados da justiça dos três algoritmos para a rede NSF. O ARVTE é menos justo do que o ZWNE sob cargas menores do que 25 *Erlang*. A disponibilidade de rotas alternativas gerou valores da BBR para o primeiro que são consideravelmente, inferiores aos do ZWNE. Em muitos casos, os valores da BBR do ARVTE foram nulos para essa faixa de carga; o que impactou, diretamente, o índice de justiça. A medida que a carga da rede cresce, gargalos são criados devido a escassez de recursos e todos os pares de comunicação passam a experimentar algum nível de bloqueio. Sob cargas maiores, o algoritmo ARVTE produziu índices de justiça 7% maiores do que os apresentados pelo algoritmo ZWNE. Todavia, o gráfico da distribuição da BBR do lado direito da figura mostra que os valores da BBR para certos pares chegam a ser até cinco vezes maiores do que a média da BBR para o algoritmo ZWNE; tal discrepância não ocorre quando o algoritmo ARVTE é utilizado.

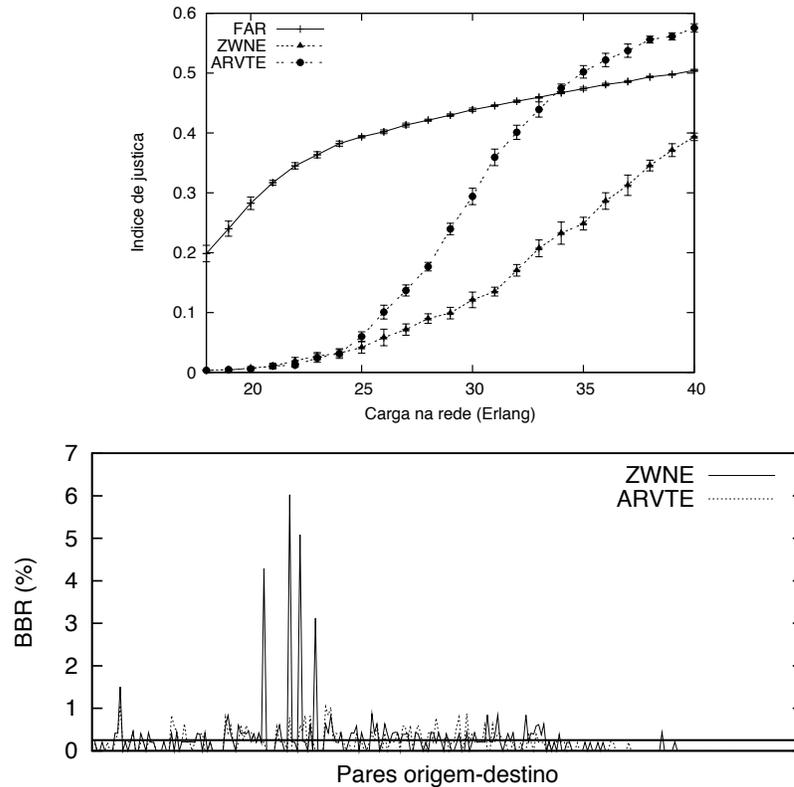


Figura 5.27: Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede USA (topo). BBR de cada par de origem-destino para uma carga de 31 *Erlang*.

Para topologias com um alto grau de conectividade, como a topologia USA, o algoritmo ARVTE produziu índices de justiça que foram até 165% maiores do que os produzidos pelo algoritmo ZWNE (Fig. 5.27). Sob baixas cargas, o bloqueio é baixo para ambos os algoritmos, mas para cargas maiores do que 25 *Erlang*, o algoritmo ARVTE foi capaz de distribuir o bloqueio das requisições de forma mais uniforme dentre os pares origem-destino, mesmo considerando que a BBR média produzida pelos dois algoritmos foi similar. A distribuição da BBR à direita da figura indica que o algoritmo ZWNE produziu valores da BBR para alguns pares até 24 vezes maiores do que o valor médio da BBR. A fácil identificação de caminhos ópticos já estabelecidos e a existência de rotas alternativas permitiram ao algoritmo ARVTE prevenir o bloqueio de forma mais eficiente do que o algoritmo ZWNE o que, conseqüentemente, diminui o número de pares comunicantes com altas taxas de requisições bloqueadas, estabelecendo, assim, um sistema mais justo.

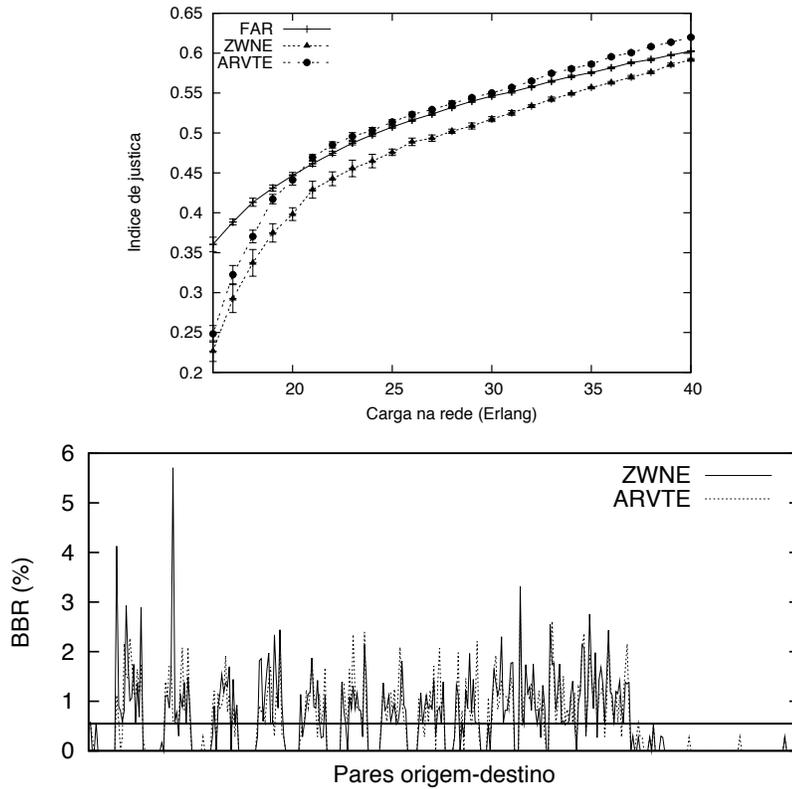


Figura 5.28: Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede Pan-Europeia (topo). BBR de cada para origem-destino para uma carga de 19 *Erlang*.

Os ciclos existentes na topologia Pan-Europeia tendem a neutralizar os benefícios potenciais do algoritmo ARVTE. Todavia, para essa topologia, os valores do índice de justiça gerados pelo algoritmo ARVTE (Fig. 5.28) conseguem permanecer acima dos gerados pelo algoritmo ZWNE em até 7,5%. Além disso, o algoritmo ZWNE gerou valores desbalanceados da BBR, 10 vezes maiores do que o valor médio, como pode ser visto no gráfico à direita da figura.

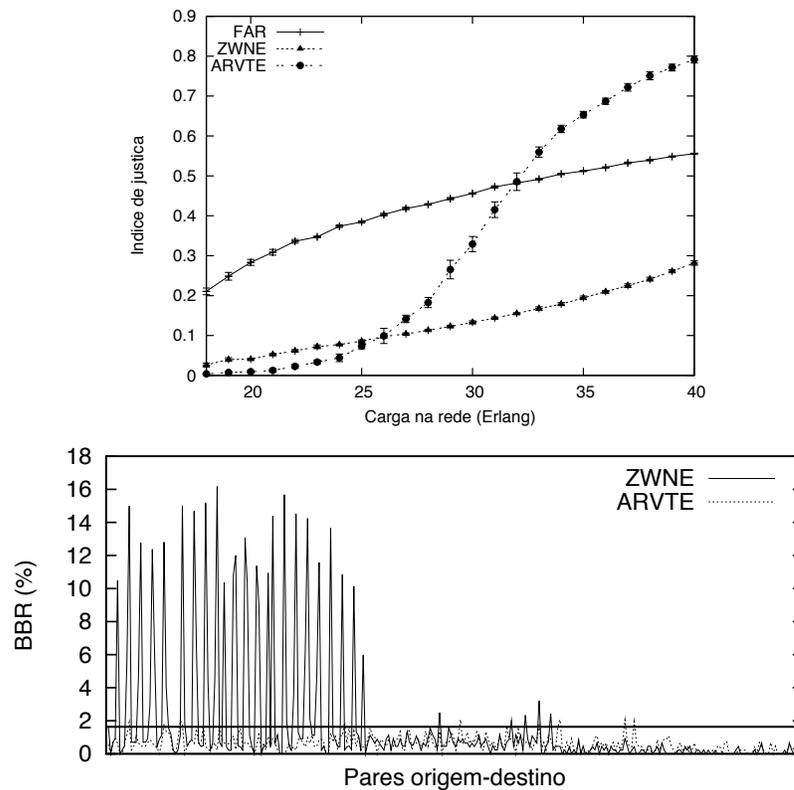


Figura 5.29: Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede Grid 5x5 (topo). BBR de cada para origem-destino para uma carga de 34 *Erlang*.

A simetria da rede Grid 5x5 favorece o uso de rotas alternativas e, conseqüentemente, uma justa distribuição do bloqueio entre os pares origem-destino da rede. Os valores do índice de justiça calculados para o algoritmo ARVTE foram até 245% maiores do que os valores produzidos pelo algoritmo ZWNE (Fig. 5.29). Pode-se ver novamente no gráfico da distribuição da BBR que para vários pares o algoritmo ZWNE apresentou valores de BBR até 10 vezes maiores do que o valor médio.

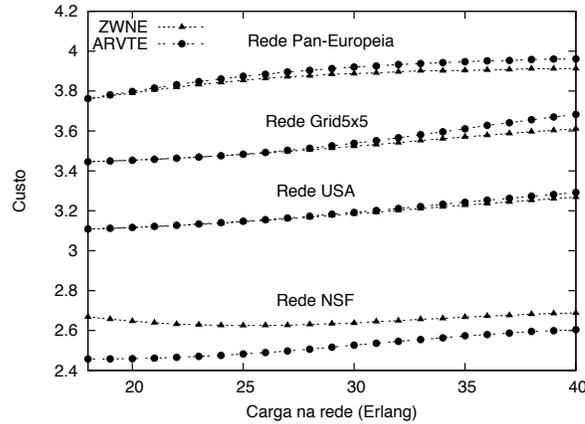


Figura 5.30: Custo médio dos caminhos ópticos estabelecidos pelos algoritmos ARVTE e ZWNE para todas as topologias avaliadas.

A Figura 5.30 mostra o custo médio dos caminhos ópticos alocados (Eq. 5.1) pelos algoritmos ZWNE e ARVTE para todas as topologias consideradas nessa avaliação. Dado que a Equação 5.1 calcula o custo para cada caminho óptico utilizado, no caso de rotas com múltiplos saltos (*multi-hop*), o custo total do caminho é igual a soma dos custos de todos os caminhos ópticos utilizados. Pode-se inferir, portanto, através do dígito mais significativo do valor do custo, o número médio de saltos físicos (enlaces) utilizados pelas requisições de conexão.

Apesar do melhor desempenho global do algoritmo ARVTE, o custo imposto por esse algoritmo é equivalente ao custo do algoritmo ZWNE para todas as topologias; no caso da topologia NSF, os custos são ainda menores. Apesar da intuição de que a utilização de algoritmos alternativos pode levar a alocação de caminhos maiores, observa-se que o seu uso leva a um maior número de caminhos alternativos, o que aumenta a reutilização de caminhos ópticos já estabelecidos, limitando o número total de saltos no grafo auxiliar.

Os resultados mostrados até esse ponto foram gerados utilizando o cenário proposto em [67]. Experimentos adicionais considerando um maior número de comprimentos de onda por fibra e um novo modelo de custo, também, foram realizados.

Como alternativa à equação de custo (5.1) proposta em [67], que define o custo  $c(l)$  de cada aresta do grafo auxiliar, uma nova função de custo  $c_2(l)$  (Eq. 5.6) foi definida. A Equação 5.1, utilizada no algoritmo ZWNE proposto em [67], não faz distinção entre os custos das arestas do grafo auxiliar que representam caminhos ópticos existente e as que representam a existência de recursos em potencial. Tal custo é bastante relevante dado que é muito mais barato agregar um fluxo em um caminho óptico existente do que ter que estabelecer um novo caminho.

$$c_2(l) = \begin{cases} c(l) & \text{se Caminho óptico existente.} \\ \alpha \times c(l) & \text{se Novo caminho óptico. } (\alpha > 1) \end{cases} \quad (5.6)$$

Novas simulações foram realizadas considerando a nova função de custo para ambos os algoritmos ARVTE e ZWNE. A topologia utilizada nessa avaliação foi a USA (Fig. 5.10). De forma a tornar o cenário de rede mais realista, alguns dos parâmetros foram alterados. No novo cenário, cada fibra comporta até 16 comprimentos de onda, cada nó é um OXC com capacidade parcial de agregação e com 32 portas de agregação (entrada e saída) e 8 conversores de comprimentos de onda com uma faixa de conversão de tamanho 2. O valor do parâmetro  $\alpha$  da Equação 5.6 foi definido como sendo 2.

A Figura 5.31 mostra valores da BBR gerados pelos algoritmos ARVTE e ZWNE. Pode-se observar que os valores da BBR do algoritmo ARVTE são ligeiramente menores do que os valores dados pelo algoritmo ZWNE até uma carga de 210 *Erlang*, a diferença é da ordem de 40% para cargas baixas. A redução considerável da BBR em relação ao observado na Figura 5.23 deve-se ao aumento de recursos disponíveis que acaba por mitigar os gargalos criados pelo algoritmo de menor caminho.

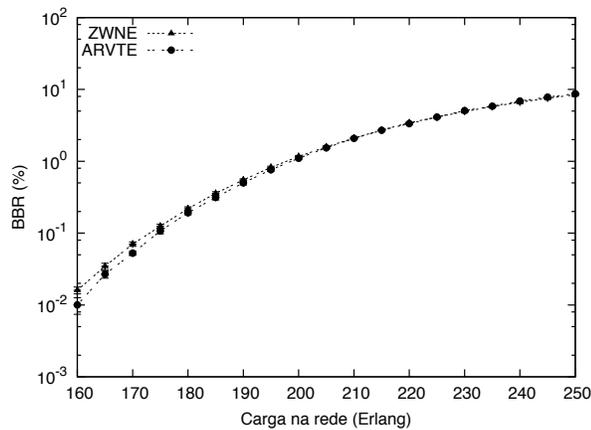


Figura 5.31: BBR dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede USA (novo cenário).

A Figura 5.32 apresenta o índice de justiça para os valores da BBR de todos os pares origem-destino da rede. A diferença nos valores do índice variaram entre 10% e 70% o que reforça a habilidade do algoritmo ARVTE em encontrar algoritmos alternativos e melhor utilizar os recursos já alocados na rede.

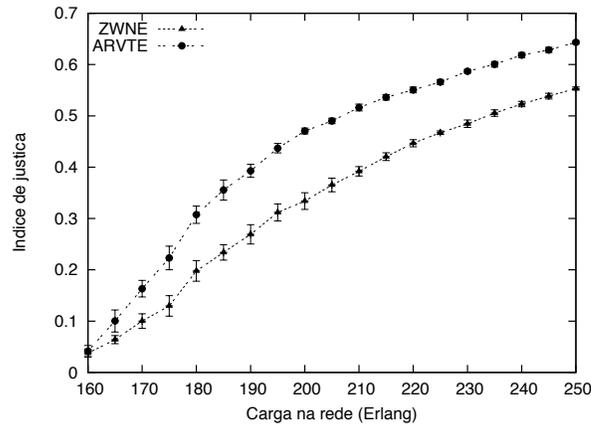


Figura 5.32: Índice de justiça de Jain dos algoritmos ARVTE e ZWNE para a rede USA (novo cenário).

Esses resultados confirmam o fato de que o algoritmo ARVTE provê melhores resultados do que o algoritmo ZWNE. O ganho significativo de eficiência e de justiça obtidos pelo algoritmo ARVTE torna sua adoção bastante atrativa para rede WDM de grande porte, para a qual a escalabilidade do algoritmo empregado é uma questão importante. Além disso, os resultados obtidos com a topologia Grid 5x5, que se baseia no formato de rede *Manhattan Street*, mostram que o algoritmo ARVTE é um bom candidato para a solução do problema de agregação dinâmica de tráfego das futuras redes ópticas metropolitanas.

## 5.4 Avaliação do impacto dos mecanismos de expansão

Na primeira parte deste capítulo, foi apresentado o algoritmo ARVTE como uma solução de baixa complexidade para o problema de agregação dinâmica de tráfego capaz de balancear o tráfego por toda a rede de forma justa, em contraponto ao algoritmo ZWNE que representa o estado da arte de algoritmos baseados em zona.

De forma a minimizar a taxa de bloqueio na rede, os algoritmos baseados em zona implementam mecanismos de expansão que tem a função de aumentar o tamanho da zona de busca sempre que os recursos necessários não puderem ser encontrados, essa expansão ocorre de forma iterativa até que um número máximo de tentativas seja alcançado.

A principal motivação dos algoritmos baseados em zona está na redução do seu tempo de execução em relação aos algoritmos tradicionais que consideram toda a rede. Todavia, ao se utilizar mecanismos de expansão, a quantidade de processamento dos algoritmos tende a aumentar, o que acaba por aumentar o tempo de execução dos mesmos.

Na próxima seção, avalia-se o compromisso entre a complexidade computacional e o desempenho resultantes do uso dos mecanismos de expansão existentes nos algoritmos

ZWNE e ARVTE.

## 5.5 Exemplos numéricos

O desempenho e a complexidade dos algoritmos ARVTE e ZWNE foram comparados com suas versões modificadas ARVTE-2 e ZWNE-2 que não realizam a expansão de seus grafos auxiliares.

Os cenários dos exemplos nessa seção diferem dos apresentados até então, nesse capítulo, em três pontos: utiliza-se um maior número de comprimentos de onda por fibra (32); são gerados seis diferentes níveis de taxas para as requisições (OC-3 até OC-768) e as demandas das chamadas que chegam na rede seguem uma distribuição não uniforme.

As topologias consideradas foram a NSF (Fig. 5.9) e a USA (Fig. 5.10). Em ambas as topologias, cada fibra comporta até 32 comprimentos de onda sendo que cada canal possui a capacidade de transmissão da portadora OC-768 (40 Gbps); cada nó é um OXC com capacidade de agregação parcial com 64 portas de agregação (entrada e saída) e 4 conversores de comprimentos de onda com uma faixa de conversão de tamanho 2.

As demandas de banda passante das chamadas que chegam na rede são escolhidas dentre as seguintes portadoras ópticas OC-1, OC-3, OC-12, OC-48, OC-192 e OC-768; a distribuição das chamadas é inversamente proporcional a demanda da chamada. Cada ponto dos gráficos apresentados representa a média de 10 simulações, cada simulação envolvendo 1 milhão de chamadas. Intervalos de confiança com 95% de confiabilidade foram derivados.

A Figura 5.33 mostra os resultados de BBR para todos os algoritmos avaliados em função da carga da rede para a rede NSF. Pode-se observar que há pouca diferença entre os resultados dos algoritmos originais (ZWNE e ARVTE) e suas versões sem expansão (ZWNE-2 e ARVTE-2) para cargas inferiores a 300 *Erlang*. Isso se deve ao fato de que para cargas mais baixas a fase de expansão dos algoritmos é menos acionada. Para cargas maiores, a diferenciação entre os valores de BBR dos algoritmos originais e suas novas versões aumenta chegando a apresentar uma diferença máxima em torno de 30% para ambos e com uma diferença média de 18% para o ARVTE e de 15% para o ZWNE.

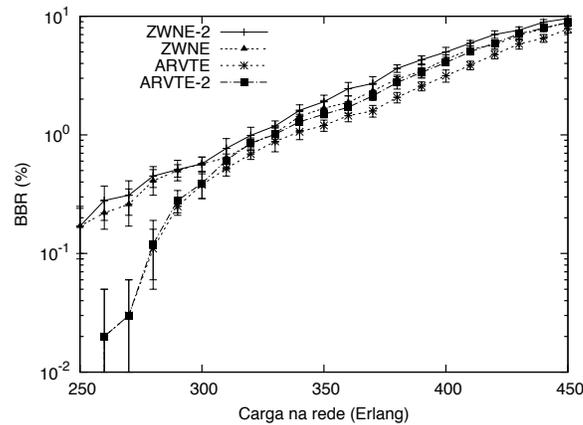


Figura 5.33: BBR de todos os algoritmos para a rede NSF.

A Figura 5.34 mostra os resultados do índice de justiça alcançado por todos os algoritmos em função da carga para a rede NSF. Pode-se observar que há uma grande coincidência entre os resultados. Na média, a diferença encontrada entre os resultados do algoritmo ARVTE e o ARVTE-2 ficou abaixo de 14% e para os algoritmos ZWNE e ZWNE-2 ficou abaixo de 9%.

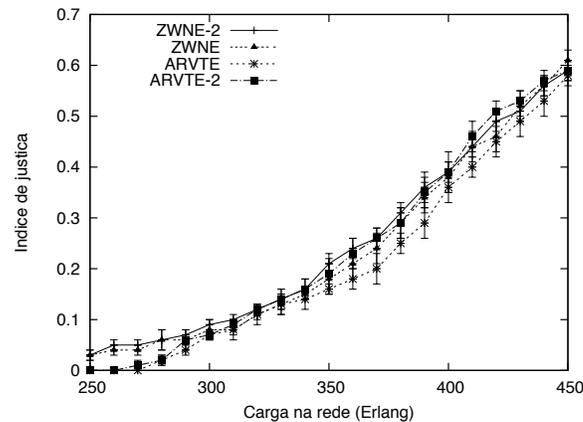


Figura 5.34: Índice de justiça de todos os algoritmos para a rede NSF.

A Figura 5.35 mostra os valores de BBR para a rede USA. O mesmo tipo de comportamento observado para a rede NSF ocorre para essa topologia. A diferenciação entre os valores de BBR dos algoritmos originais e suas novas versões apresentou uma diferença máxima de 33% para ambos e em média de 22% para o ARVTE e de 17% para o ZWNE. Como a rede USA possui um maior grau de conectividade, a fase de expansão dos algoritmos ARVTE e ZWNE pode ser melhor aproveitada, o que gerou uma maior diferença entre os valores de BBR.

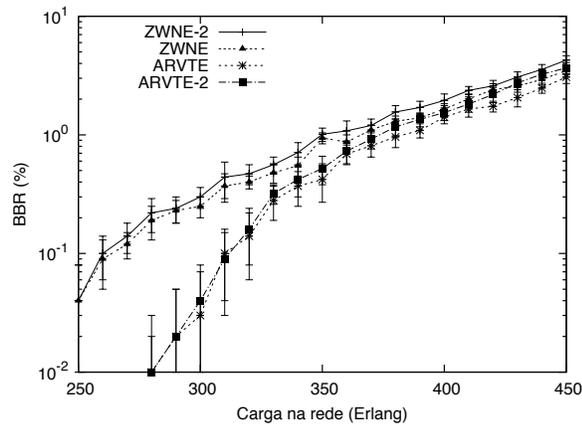


Figura 5.35: BBR de todos os algoritmos para a rede USA.

A Figura 5.36 mostra os resultados do índice de justiça para a rede USA. Pode-se observar pouca diferença entre os resultados, como ocorreu para a rede NSF. Na média, a diferença encontrada entre os resultados do algoritmo ARVTE e o ARVTE-2 ficou abaixo de 14%, com máxima de 29%, e para os algoritmos ZWNE e ZWNE-2 ficou abaixo de 21%, com máxima de 34%.

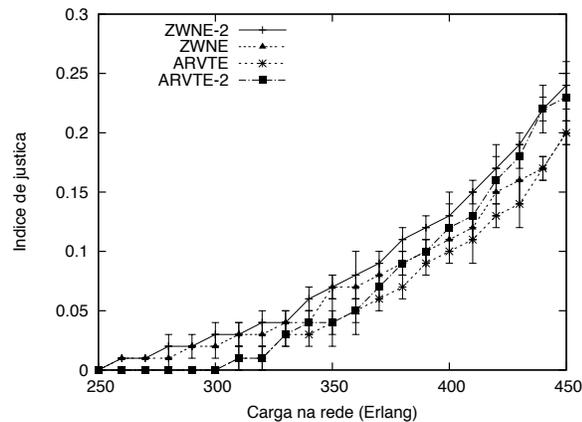


Figura 5.36: Índice de justiça de todos os algoritmos para a rede USA.

A Figura 5.37 mostra a complexidade de tempo normalizada para as médias dos tempos execução dos quatro algoritmos estudados em função da carga na rede. Pode-se observar na Figura 5.37 que sob 50 e 150 *Erlang* não há uma grande diferença entre os resultados, e isso se deve ao fato de que, para estes níveis de carga, os mecanismos de expansão dos algoritmos ARVTE e ZWNE praticamente não foram acionados. A partir de 150 *Erlang*, há um crescimento constante da complexidade de tempo dos algoritmos ARVTE e ZWNE, o que não ocorre com os algoritmos ARVTE-2 e ZWNE-2, que mantém praticamente o

mesmo tempo de execução para todas as cargas. Para uma carga de 550 *Erlang*, esta diferença nos tempos de execução ultrapassa uma ordem de grandeza.

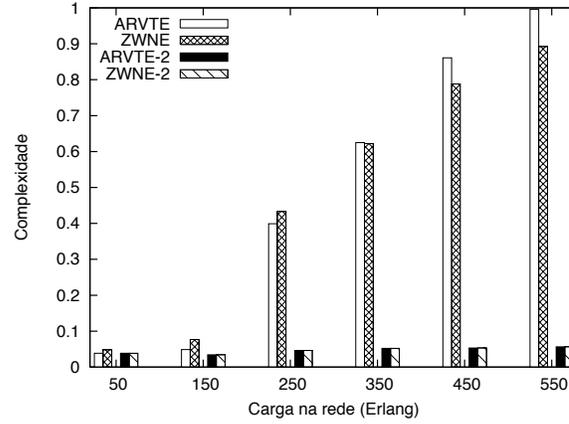


Figura 5.37: Complexidade de tempo normalizada.

Pode-se constatar que a remoção da fase de expansão dos algoritmos ARVTE e ZWNE gerou um impacto negativo da ordem de 20% no seu desempenho mas, ao mesmo tempo, reduziu a complexidade de tempo de execução dos mesmos em até uma ordem de grandeza. Quanto maior a carga na rede maior foi o ganho de tempo dos algoritmos sem fase de expansão, por outro lado, o aumento da carga não gerou uma perda contínua de desempenho.

Estes resultados sugerem que a fase de expansão em algoritmos baseados em zona não oferece um nível de ganho de desempenho compatível com o impacto gerado no tempo de execução desse algoritmo. A implementação incondicional de uma fase de expansão em algoritmos baseados em zona deve, portanto, ser revista, optando-se por um número menor de iterações, por modificações na forma como é feita a expansão, ou até mesmo por sua remoção completa, dependendo dos requisitos de tempo de resposta e também do cenário de rede no qual os algoritmos forem utilizados.

## 5.6 Resumo conclusivo

A introdução de um grafo auxiliar parcial na computação da rota em algoritmos de agregação dinâmica de tráfego, permitiu a redução da complexidade computacional, levando a soluções que são até 140 vezes mais rápidas do que soluções que consideram toda a rede como é o caso do algoritmo SLRC<sup>10</sup>. Além disso, o uso de tais grafos também reduz

<sup>10</sup>Single-Layered Route-Computation

a taxa de bloqueio na rede. Todavia, a solução dada pelo algoritmo ZWNE<sup>11</sup> é incapaz de balancear as taxas de bloqueio entre todos os pares comunicantes da rede.

Na primeira parte do capítulo, apresentou-se um novo algoritmo, chamado ARVTE<sup>12</sup>, que utiliza a mesma idéia de um grafo auxiliar parcial proposto no algoritmo ZWNE, porém introduz um novo mecanismo para a expansão do grafo auxiliar e, também, um novo algoritmo para a definição do grafo auxiliar inicial. Tais mecanismos visam evitar a formação de gargalos na rede, resultantes da utilização do tradicional algoritmo de menor caminho, bem como melhorar a eficiência da utilização de recursos.

O algoritmo ARVTE produziu valores de BBR menores e mais balanceados do que os valores produzidos pelo algoritmo ZWNE. A diferença entre as soluções dadas pelo algoritmo ARVTE e pelo algoritmo ZWNE foram de até três ordens de grandeza, e a diferença entre os índices de justiça calculados chegaram a 245%. Os resultados evidenciam a superioridade do algoritmo ARVTE e o tornam um bom candidato para a solução do problema de agregação dinâmica de tráfego em redes em malha WDM, especialmente no caso de redes simétricas como as redes do tipo *Manhattan Street*.

Os algoritmos ZWNE e ARVTE são o estado-da-arte de algoritmos que trabalham com grafos auxiliares parciais para a solução do problema de agregação dinâmica de tráfego em redes WDM. Ambos implementam um mecanismo de expansão que é acionado sempre que uma rota satisfatória não é encontrada na primeira tentativa. Todavia, experimentos mostraram que na prática o número de casos nos quais a fase de expansão é acionada para ambos os algoritmos é relativamente pequena. Com o aumento da carga na rede, ocorre um aumento natural na frequência de uso do mecanismo de expansão, no entanto na maioria das vezes o crescimento do grafo auxiliar não é suficiente para garantir o estabelecimento da chamada. Nessas situações, há um aumento na complexidade de tempo de execução dos algoritmos sem que haja um ganho equivalente em termos de desempenho dos mesmos.

Na segunda parte desse capítulo mostrou-se que o uso do mecanismo de expansão gerou um ganho médio de 20% no desempenho dos algoritmos estudados, todavia aumentou o tempo de execução dos mesmos em até uma ordem de grandeza. Para um algoritmo de agregação de tráfego esse nível de ganho pode ser bastante relevante, ou até mesmo necessário, dependendo do cenário de rede considerado. Todavia, em cenários de redes reais, onde haja o compromisso entre desempenho e velocidade, algoritmos mais velozes podem ser a escolha certa para uma possível implementação em produtos finais.

---

<sup>11</sup>Zone Based With Neighbor Expansion

<sup>12</sup>Alternative Routing with Virtual Topology Expansion

## Capítulo 6

# Roteamento multicaminho em redes com requisições de alta capacidade

Neste capítulo, apresenta-se uma solução eficiente para o problema de alocação de caminhos ópticos em redes ópticas WDM para aplicações com demanda de banda passante superior à capacidade de um comprimento de onda.

O problema de agregação de tráfego, tipicamente, considera que a quantidade de banda passante demandada pelos fluxos é consideravelmente inferior a capacidade do canal, ou seja, a capacidade de um comprimento de onda ( $\lambda$ ). Todavia, as aplicações emergentes de alta capacidade (e-Ciência, Grades etc) demandam o estabelecimento de canais ópticos com capacidades superiores à de um comprimento de onda. Existe, portanto, a necessidade de soluções para prover os recursos requisitados por essas aplicações, de forma eficiente.

Acomodar requisições de conexão que requerem capacidade de banda passante maior que um comprimento de onda pode ser um problema trivial se for utilizado um algoritmo de roteamento tradicional, todavia, o uso desta técnica pode resultar em altas taxas de bloqueio em decorrência da baixa probabilidade de se encontrar vários comprimentos de onda livres nas fibras ao longo de uma rota predefinida. Tal situação agrava-se, quando se provê proteção contra falhas na rede, dada a necessidade de se alocar caminhos disjuntos.

Considerando que a quantidade de banda passante demandada pelas requisições supera a capacidade de um comprimento de onda, múltiplos caminhos ópticos devem ser alocados para atender uma única chamada. Os caminhos ópticos podem compartilhar a mesma rota (caminho único), ou serem alocados em rotas distintas (multicaminho). A utilização do roteamento multicaminho não onera o processo de comutação óptica, e portanto pode ser aplicado em redes ópticas WDM sem a elevação do custo da alocação de recursos, comparado ao roteamento de caminho único. Além disso, a possibilidade do estabelecimento dos caminhos ópticos em múltiplas rotas aumenta as chances de se en-

contrar recursos disponíveis para o estabelecimento da chamada. No entanto, a utilização de múltiplas rotas para o atendimento de uma mesma chamada pode levar à ocorrência do retardo diferencial entre os pacotes [1]. Além disso, a busca por rotas alternativas pode levar ao aumento do retardo total fim-a-fim, quando aloca-se caminhos longos.

Neste capítulo propõe-se um mecanismo de aprovisionamento multicaminho baseado em programação linear inteira (PLI) que minimiza o retardo fim-a-fim dos caminhos ópticos estabelecidos. Na abordagem proposta, o retardo diferencial resultante do roteamento multicaminho e as requisições de banda passante das aplicações são consideradas restrições no cálculo das rotas e na alocação de comprimentos de onda. Compara-se a solução proposta com a abordagem tradicional de roteamento envolvendo um único caminho.

Existem vários trabalhos, na literatura, que consideram o roteamento multicaminho em outros contextos, como por exemplo a multiplexação inversa em redes sem fio [95], o balanceamento de carga em redes MPLS [30], bem como esquemas de sobrevivência em rede SONET/SDH [116, 97]. O trabalho proposto, nesta Tese, difere dos existentes na literatura por duas características fundamentais: o roteamento multicaminho é utilizado na camada óptica WDM e são consideradas aplicações cujo requisito de banda supera a capacidade de um comprimento de onda. Evidencia-se que o mecanismo proposto na alocação da quantidade de banda passante mínima requerida para provisão de caminhos de proteção, leva a uma diminuição significativa da vulnerabilidade do fluxo. Resultados para diferentes topologias de redes indicam, claramente, que a aplicação do roteamento multicaminho no contexto de aplicações de alta capacidade reduz a utilização dos recursos da rede, bem como a diminuição significativa da taxa de bloqueio quando comparada a estratégia de adoção de um único caminho.

Este capítulo está organizado da seguinte forma: a Seção 6.1 discute alguns trabalhos relacionados existentes na literatura. A Seção 6.2 apresenta os modelos de PLI propostos; e a Seção 6.3 evidencia a efetividade do mecanismo proposto. Finalmente, a Seção 6.4 tece conclusões sobre o conteúdo do capítulo.

## 6.1 Trabalhos relacionados

O uso do roteamento multicaminho como solução para a provisão de uma maior quantidade de banda passante agregada foi estudado em vários contextos na literatura. Cidon et al.[72] destacou a vantagem do roteamento multicaminho quando comparado ao roteamento que adota um único caminho. Eles analisaram o desempenho do roteamento multicaminho sem considerar questões relacionadas à computação de rota.

O problema do retardo diferencial tem recebido, recentemente, muita atenção na literatura. Ahuja et al. [1] estudou o problema de minimização do retardo diferencial no

contexto de redes Ethernet sobre SONET. Os algoritmos propostos em [1] selecionam caminhos que possuem retardo diferencial mínimo formando um Grupo de Concatenação Virtual (VCG<sup>1</sup>). Srivastava et al. [126] propuseram dois algoritmos heurísticos para rotear o tráfego em um grupo de recipientes virtuais (VCs) que satisfazem a restrição de retardo diferencial em redes SONET/SDH. Propuseram, também, uma formulação por programação linear inteira (PLI) com restrições que incluem o retardo diferencial. Em outro trabalho, Srivastava *et al.* [127] apontam que problemas relacionados a demanda de memória para se lidar com o retardo diferencial podem ser resolvidos, de forma ótima, ao se considerar o retardo diferencial acumulado. Propõem uma PLI e uma heurística para a distribuição do tráfego, para lidar com essas questões.

Em [116], utiliza-se multicaminho em redes SONET/SDH para se promover esquemas de proteção, considerando as restrições de retardo diferencial. Foram propostas heurísticas baseadas em algoritmos de  $K$  menores caminhos para diminuir a probabilidade de bloqueio em redes SONET/SDH sobre a tecnologia óptica WDM. Yu et al. [148] propuseram um mecanismo integrado de roteamento multicaminho e sobrevivência à falhas em redes MPLS e estudaram os problemas de alocação de banda passante e de seleção de caminhos de proteção, que utilizam caminhos disjuntos calculados previamente. Cinkler et al. [26] apresentaram um esquema de proteção multicaminho em redes MPLS que utilizam grupos de múltiplos caminhos paralelos. Apesar de os benefícios do uso de roteamento multicaminho em rede MPLS terem sido extensivamente estudados em [26], o retardo diferencial entre caminhos primários não foi considerado.

## 6.2 Aprovisionamento de caminhos ópticos multicaminho

Nesta seção, são discutidos os benefícios e as restrições do mecanismo de roteamento multicaminho. Além disso, são apresentados dois modelos de PLI, sendo um baseado no roteamento de um único caminho, e o outro no roteamento de múltiplos caminhos.

A principal restrição imposta pelo mecanismo de roteamento multicaminho é o retardo diferencial. Para lidar com o retardo diferencial em uma rede óptica, pode-se utilizar linhas de atraso de fibra (FDL<sup>2</sup>), que são mecanismos capazes de atrasar a transmissão do sinal em um determinado caminho óptico. Para mitigar o retardo diferencial de uma transmissão multicaminho, FDLs podem ser utilizadas no nó de destino para retardar o tráfego nos caminhos ópticos de menor atraso, igualando os atrasos de todos os caminhos ao do caminho de maior retardo. Desta forma, todos os caminhos ópticos utilizados

---

<sup>1</sup>Virtual Concatenation Group

<sup>2</sup>Fiber Delay Line

passariam a ter o mesmo retardo de transmissão, anulando o retardo diferencial.

Para calcular a quantidade de atraso total  $D$  que precisa ser compensada pelas FDLs, basta somar as diferenças entre o retardo de transmissão do caminho óptico de maior atraso  $PD_{p'}$  em relação aos retardo de transmissão dos demais caminhos ópticos  $PD_p$  considerados, conforme visto na Equação 6.1.

$$D = \sum_p^P (PD_{p'} - PD_p) \quad (6.1)$$

A idéia principal por trás do mecanismo de aprovisionamento multicaminho está na distribuição da demanda requisitada por vários caminhos ópticos que se utilizem de diferentes enlaces na rede. Esse princípio remove a limitação imposta pelo mecanismo de roteamento por um único caminho, o que permite que os recursos disponíveis na rede sejam melhor utilizados. Além disso, ao rotear partes da demanda por caminhos distintos, a transmissão torna-se mais robusta à potenciais falhas de enlace, o que diminui a vulnerabilidade do tráfego servido. As vantagens do mecanismo de aprovisionamento multicaminhos são independentes da quantidade de banda passante requisitada, porém, tornam-se mais evidentes em cenários de tráfego cujas requisições de conexão possuem demandas de banda passante superiores a capacidade de um comprimento de onda.

O objetivo do modelo proposto, é a redução da probabilidade de bloqueio através da redução da banda passante requisitada, tanto para o caminho primário quanto para o caminho de proteção. Para se obter esse objetivo, busca-se o estabelecimento de múltiplos caminhos ópticos sobre diferentes rotas entre a origem e o destino da requisição. O retardo diferencial é restringido pelo número de linhas de atraso de fibra (FDL) no nó de destino. Note que as limitações impostas pelo retardo diferencial são mais restritas em redes ópticas do que em outras tecnologias, dado a indisponibilidade de linhas de atraso ópticas nas redes e o alto custo do armazenamento eletrônico necessário, considerando-se capacidades da ordem de Gbps, disponíveis nessas redes.

A seguir, apresenta-se a formulação do problema de roteamento de caminho único, que será utilizada para comparação com o mecanismo de roteamento multicaminho. Apresenta-se, posteriormente, a formulação do problema de aprovisionamento multicaminho.

### 6.2.1 Modelagem de caminho único

A seguir, apresenta-se o modelo de PLI para o aprovisionamento de caminho único em redes ópticas WDM. Considera-se a seguinte notação:

$F_{ijw}$ : variável binária indicando o uso do comprimento de onda  $w$  na fibra  $i, j$ .

$LD_{ij}$ : constante que representa o retardo na fibra entre os nós  $i$  e  $j$ .

$T_w$ : variável binária que indica se o comprimento de onda  $w$  é utilizado ou não na solução.

$R$ : banda passante requerida pela conexão, i.e. o número de comprimentos de onda necessários.

$$\text{Minimize} \quad \sum_{ijw} F_{ijw} \cdot LD_{ij} \quad (6.2a)$$

$$\sum_i F_{ijw} - \sum_k F_{jkw} = \begin{cases} -T_w & \text{if } s = j \\ T_w & \text{if } d = j \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad \forall j, w \quad (6.2b)$$

$$\sum_w T_w = R \quad (6.2c)$$

$$\sum_w F_{ijw} = \{0, R\} \quad \forall i, j \quad (6.2d)$$

$$F_{ijw} \in \{0, 1\}, T_w \in \{0, 1\}, w = [1, 2, \dots, W_{ij}], ij \in E.$$

O objetivo do problema representado pela Equação (6.2a) é o de encontrar um caminho entre origem e destino com retardo fim-a-fim mínimo. A continuidade do comprimento de onda ao longo do caminho selecionado é garantido pelo índice  $w$  presente nas variáveis do problema. A Equação (6.2b) é uma restrição de conservação de fluxo típica que garante que o fluxo de entrada é igual ao fluxo de saída em qualquer nó selecionado para compor o caminho entre a origem  $s$  e o destino  $d$ . A Restrição (6.2c) garante que a soma da banda passante em todos os enlaces utilizados pelo caminho seja igual a banda passante requisitada  $R$  pela requisição. A Restrição (6.2d) garante que todos os caminhos ópticos são estabelecidos ao longo da mesma rota. Através desta formulação, o menor caminho entre a origem e o destino que contiver recursos suficientes é selecionado como a solução ótima para servir a requisição da conexão.

### 6.2.2 Modelagem multicaminho

A solução proposta para o aprovisionamento multicaminho em redes ópticas WDM é apresentada a seguir. Este modelo difere do modelo de caminho único por não restringir o roteamento dos caminhos ópticos a apenas uma rota, mas permitir que quaisquer rotas possam ser escolhidas. A seguinte notação será utilizada na formulação do problema.

$F_{pijw}$ : variável binária que indica o uso do comprimento de onda  $w$  na fibra  $i, j$  no caminho  $p$ .

$PD_p$ : variável inteira que indica o retardo do caminho  $p$ .

$T_{pw}$ : variável binária que indica se o comprimento de onda  $w$  é utilizado ou não pelo caminho  $p$  na solução do problema.

$FDL$ : constante que representa o retardo de uma linha de atraso de fibra (FDL).

$N$ : constante que representa o número de linhas de atraso de fibra (FDLs) consideradas.

$$\text{Minimize } \sum_{pijw} F_{pijw} \cdot LD_{ij} \quad (6.3a)$$

$$\sum_i F_{pijw} - \sum_k F_{pjkw} = \begin{cases} -T_{pw} & \text{if } s = j \\ T_{pw} & \text{if } d = j \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad \forall j, p, w \quad (6.3b)$$

$$\sum_{pw} T_{pw} = R \quad (6.3c)$$

$$\sum_w F_{pijw} = \begin{cases} 0, & \sum_w T_{pw} \end{cases} \quad \forall i, j, p \quad (6.3d)$$

$$PD_p = \sum_{ijw} F_{pijw} \cdot LD_{ij} \quad \forall p \quad (6.3e)$$

$$PD_{p1} - PD_{p2} \leq \frac{N \cdot FDL}{|P|} \quad \forall p1, p2 \in P \quad (6.3f)$$

$$F_{pijw} \in \{0, 1\}, T_{pw} \in \{0, 1\}, PD_p \in \mathbb{R},$$

$$p \in P, w = [1, 2, \dots, W_{ij}], ij \in E.$$

A função objetivo (Eq. 6.3a) equivale a utilizada no modelo de roteamento de caminho único, ou seja, busca encontrar um conjunto de caminhos entre origem e destino com retardo total mínimo. A continuidade do comprimento de onda ao longo do caminho selecionado é garantido pelo índice  $w$  presente nas variáveis do problema. A Restrição (6.3b) representa a regra de conservação de fluxo para os caminhos estabelecidos entre a origem  $s$  e o destino  $d$ . A Restrição (6.3c) garante que o número total de caminhos ópticos estabelecidos em todos os caminhos é igual a quantidade  $R$  requisitada pela requisição de conexão. A Restrição (6.3d) garante que a soma da banda passante em todos os enlaces utilizados pelos caminhos definidos seja igual a banda passante alocada para cada caminho. A Equação (6.3e) calcula o retardo fim-a-fim para cada caminho utilizado. A Restrição (6.3f) garante que o retardo diferencial, gerado pelas diferenças entre o atraso

de propagação dos caminhos escolhidos, é menor do que o retardo que pode ser suportado pelo banco de linhas de atraso de fibra empregado no destino. Este modelo é uma generalização da PLI para roteamento de caminho único. Caso o conjunto de caminhos  $|P| = 1$  então o modelo reduz-se ao modelo anterior, e as restrições (6.3e) e (6.3f) são descartadas. Por outro lado, ao considerar  $|P| > 1$  permite-se que a formulação modele até  $|P|$  caminhos diferentes.

A restrição (6.3f) garante que o retardo diferencial será compensado no destino, no entanto, trata-se de uma aproximação (superestimação) que assume que o maior retardo diferencial ocorre para todos os pares de caminhos. A Equação (6.4) exemplifica uma restrição capaz de calcular o valor exato do retardo diferencial independentemente do tamanho de  $P$ . No entanto, essa restrição não pode ser utilizada em uma PLI pois exige que apenas os caminhos pertencentes ao conjunto solução participem do somatório.

$$\sum_p^P (PD_{p1} - PD_{p2}) \leq N.FDL \forall p1, p2 \in P \quad (6.4)$$

## 6.3 Exemplos numéricos

Nesta seção, avalia-se o desempenho dos mecanismos de provisionamento multicaminho e de caminho único em diferentes topologias de rede para diferentes cenários de carga.

Para cada rodada de simulação realizada, foram geradas  $10^4$  requisições de conexão com chegadas modeladas segundo a distribuição de Poisson e tempos de duração das chamadas modelados segundo uma distribuição exponencial negativa com média de uma unidade de tempo. Para cada chegada, fornecem-se ao modelo PLI os dados da requisição  $(s, d, R)$  e informações sobre o estado da rede. Resolve-se, então, o modelo utilizando-se a ferramenta *Xpress-MP Suite* [92]. A saída da PLI é utilizada para definir se a chamada deve ser aceita ou bloqueada; se a PLI puder ser resolvida e a solução ótima for encontrada então a chamada é aceita. Caso contrário, a chamada é bloqueada. No caso de aceitação, a saída da PLI é retornada para o simulador, definindo assim quais caminhos ópticos devem ser utilizados para estabelecer a chamada. Atualizando-se, posteriormente, o estado da rede.

Utilizou-se o método de replicações independentes, para produzir resultados com intervalos de confiança com 95% de confiabilidade. A banda requisitada pelas requisições variou entre 1 e 5 comprimentos de onda e a demanda é inversamente proporcional a probabilidade de sua ocorrência, i.e. chamadas que requisitavam 1 comprimento de onda tinham cinco vez mais chances de chegar do que chamadas que requisitavam 5 comprimentos de onda. As requisições foram uniformemente distribuídas entre todos os pares origem-destino na rede. A carga da rede em *Erlang* utilizada é definida como  $A = T \times h \times (B/\lambda)$ ,

onde  $T$  é a taxa média de chegada das requisições,  $h$  é o tempo médio de duração da chamada e  $B$  é a banda passante requisitada normalizada pelo valor de um comprimento de onda. Esta normalização é necessária dado que existem diferentes granularidades para a quantidade de banda passante requisitada pelas chamadas. No máximo, duas rotas diferentes foram utilizadas pelo modelo de aprovisionamento multicaminhos nas simulações. Esta limitação foi assumida para se diminuir a complexidade computacional da solução, pois demandam-se tempos de simulação impraticáveis quando três ou mais rotas são permitidas.

As topologias de rede utilizadas nas simulações foram a topologia grid 5x5 com 25 nós e 40 enlaces bidirecionais (Fig.6.1), a topologia USA com 24 nós e 43 enlaces bidirecionais (Fig.6.2), e a topologia da rede Pan-Europeia, com 28 nós e 41 enlaces bidirecionais (Fig.6.3). Foram utilizados fibras com 8 comprimentos de onda, as conexões foram implementadas utilizando-se caminhos ópticos de salto único (*single-hop*) e sem conversão de comprimentos de onda. Todos os enlaces na topologia grid 5x5 possuem um retardo de transmissão de  $1ms$ , os valores para os enlaces das topologias USA e Pan-Europeia podem ser vistos nas Figuras 6.2 e 6.3, respectivamente, e foram calculados segundo a equação  $d_{ij} = L * 5us/km$ , onde  $L$  em quilômetros é o comprimento do enlace  $ij$ .

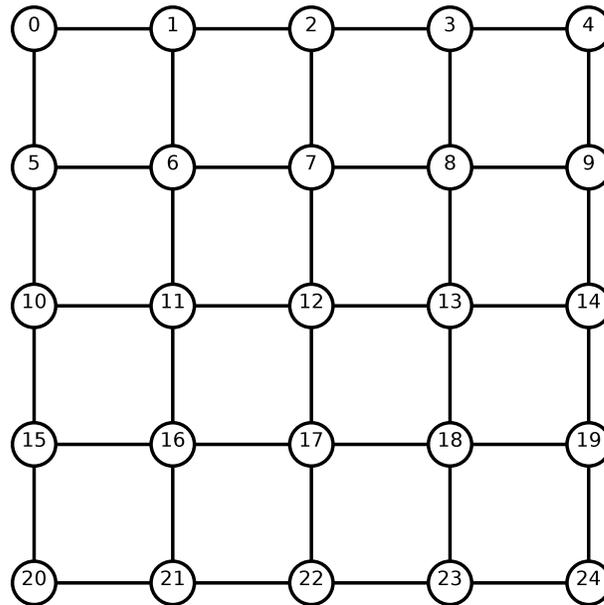


Figura 6.1: Topologia grid 5x5

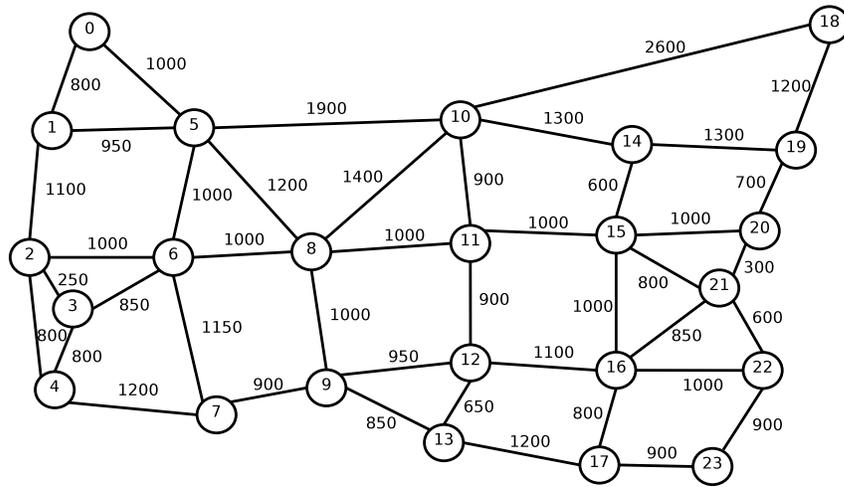


Figura 6.2: Topologia USA

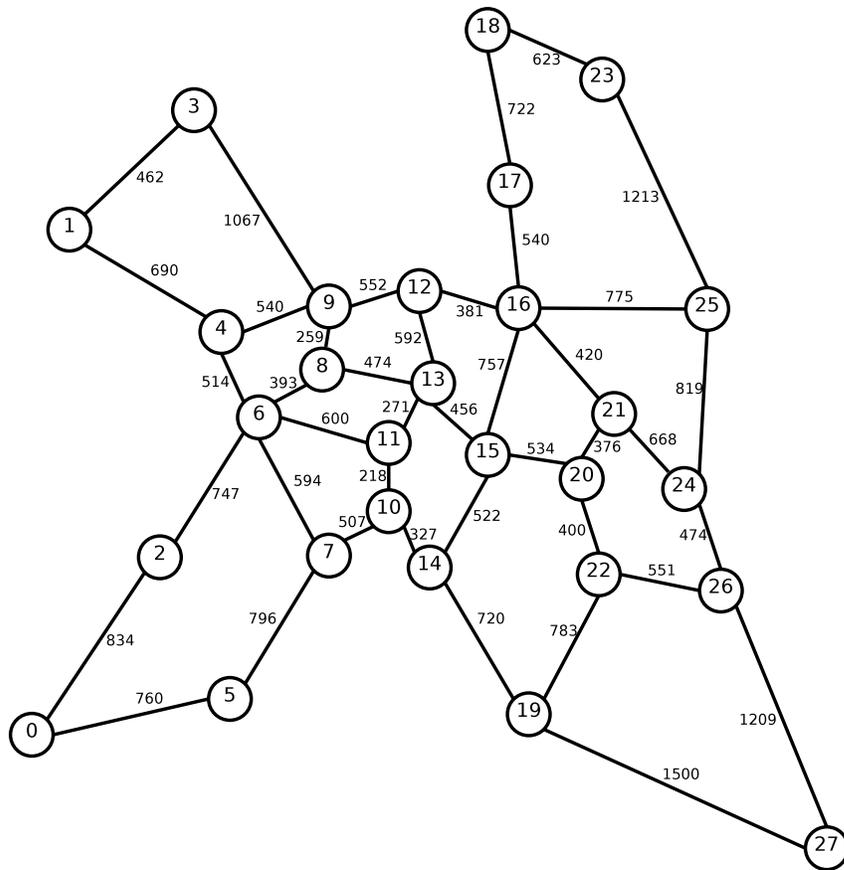


Figura 6.3: Topologia da rede Pan-Europeia

Avaliou-se, primeiramente, a efetividade dos dois mecanismos em relação ao número de conexões bloqueadas. A métrica utilizada foi a taxa de bloqueio de banda (BBR), que é definida como a porcentagem de tráfego bloqueado em relação a todo o tráfego requisitado durante uma simulação. A Figura 6.4 mostra os valores de BBR para a topologia grid 5x5. Pode-se ver que para a faixa entre 20 e 40 *Erlang* os valores de BBR gerados pelo mecanismo multicaminho proposto são mais de uma ordem de grandeza menores que os valores obtidos pelo mecanismo de caminho único. Sob uma carga de 120 *Erlang*, a diferença cai para 27%, portanto, para a faixa de carga avaliada, os resultados do mecanismo multicaminho são sempre superiores aos resultados obtidos pelo mecanismo de caminho único.

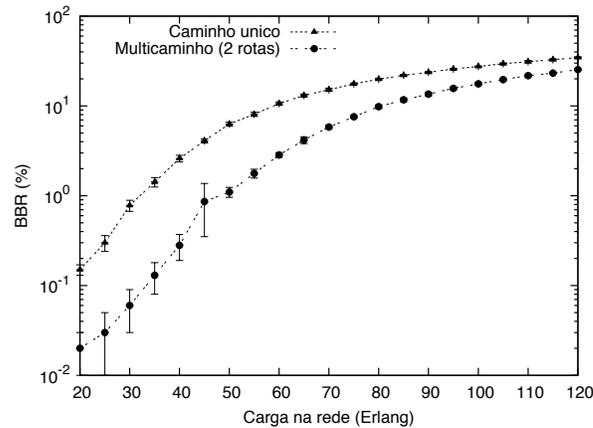


Figura 6.4: Taxa de bloqueio de banda para a rede Grid 5x5

A Figura 6.5 mostra os resultados da BBR para a topologia USA. Ocorrem, também, neste caso, diferenças expressivas entre os valores obtidos na faixa entre 30 e 40 *Erlang*. Com o crescimento da carga na rede, a diferença diminui, porém, permanece acima de 45% sob 120 *Erlang*. O alto grau de conectividade dessa rede possibilita ao algoritmo multicaminho encontrar, com mais facilidade, caminhos alternativos do que em topologias menos conectadas, o que torna os valores de bloqueio para altas cargas menores quando comparados aos resultados da topologia grid 5x5.

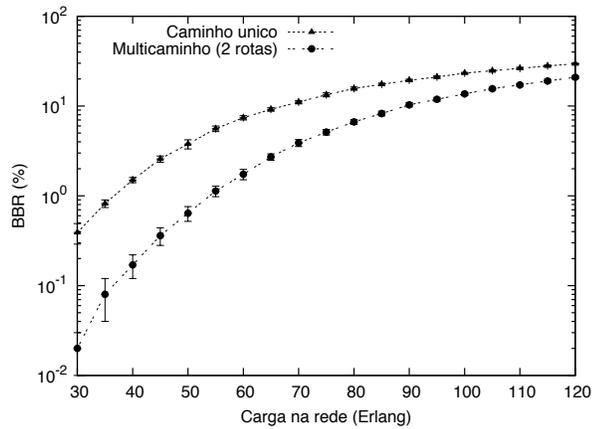


Figura 6.5: Taxa de bloqueio de banda para a rede USA

A Figura 6.6 mostra os resultados da BBR para a rede Pan-Europeia. Ao se comparar esses resultados com os das outras duas redes, observa-se uma diferença menos significativa entre os mecanismos de multicaminho e caminho único. Uma característica importante da rede Pan-Europeia é o fato de ela possuir vários ciclos em sua topologia com mais de quatro nós, o que impacta de forma negativa o grau de conectividade dessa rede e, conseqüentemente, restringe a possibilidade de se encontrar caminhos alternativos. Todavia, mesmo nesse cenário, as vantagens do mecanismo multicaminho são claras, atingindo, no pior caso, uma diferença de 15% para a carga de 120 *Erlang*.

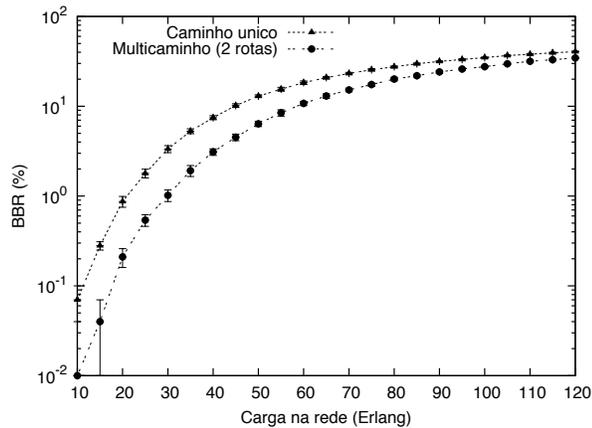


Figura 6.6: Taxa de bloqueio para a rede Pan-Europeia

No último conjunto de resultados, estuda-se o impacto de uma falha nos mecanismos de provisionamento considerados. Avalia-se a quantidade de banda passante que seria afetada na ocorrência de um corte em um dos enlaces de fibra da rede. Para simular o impacto do corte de uma fibra na rede, foram geradas 500 falhas de enlaces, uniformemente

distribuídas na rede, ao longo de todo o período de simulação. Os resultados mostram valores médios obtidos considerando apenas os eventos que afetaram pelo menos uma dentre todas as conexões estabelecidas.

Os resultados para todas as três topologias consideradas estão apresentados na Figura 6.7. Conforme esperado, na presença de uma falha, o mecanismo de provisionamento de caminho único perde 100% do tráfego, enquanto que o mecanismo de provisionamento multicaminho consegue ainda manter uma porcentagem do fluxo. Como pode ser visto nos resultados apresentados, a proporção de tráfego afetado permanece em torno de 70%, quando se utiliza o mecanismo multicaminho, o que significa que, na prática, aproximadamente 30% da banda passante requerida pode ser economizada na alocação de caminhos de proteção, ao contrário do mecanismo de caminho único que sempre exige a alocação de caminhos de proteção para toda a banda requisitada. Em outras palavras, mesmo sem a utilização de qualquer mecanismo de proteção na rede, pelo menos 30% do tráfego é preservado na ocorrência de uma falha na rede.

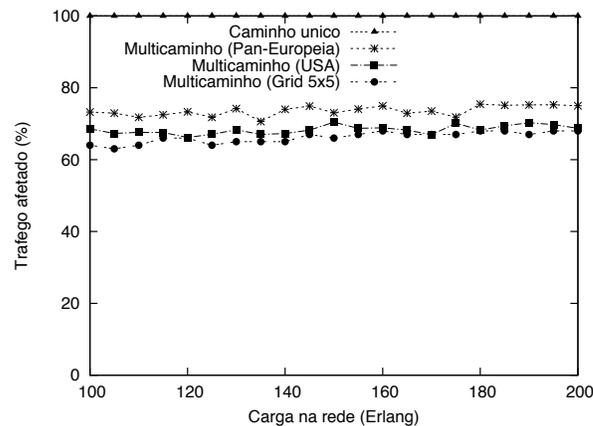


Figura 6.7: Quantidade de tráfego afetada por uma falha de enlace para as três topologias consideradas

Resultados similares podem ser observados para todas as topologias consideradas, o que indica que o mecanismo de provisionamento multicaminho certamente demanda menos recursos da rede para a proteção total do tráfego. Além disso, no cenário de demandas de alta capacidade, no qual a proteção total pode levar a custos proibitivos, o mecanismo de provisionamento multicaminho proposto é um candidato promissor para o provimento de soluções de proteção parcial em redes ópticas WDM.

## 6.4 Resumo conclusivo

Neste capítulo, o problema do provisionamento de recursos em redes ópticas para aplicações que exigem grande capacidade foi estudado. Mostrou-se que mesmo utilizando-se toda a capacidade provida por uma rede óptica WDM, a solução de roteamento de caminho único é incapaz de produzir solução que satisfaça a demanda das aplicações. Além disso, mostrou-se que a solução de caminho único exige, em média, de 30% a 40% mais recursos da rede para a implementação de mecanismos de roteamento confiável. Propos-se um mecanismo de roteamento multicaminho baseado em programação linear inteira (PLI) especialmente projetado para as necessidades de aplicações de alta capacidade

Para todos os cenários observados a solução proposta produz melhores resultados que a solução tradicional ou seja, menores taxas de bloqueio de banda e quantidade de tráfego potencialmente afetado, no caso de falha de um enlace na rede. Finalmente, a avaliação de desempenho do mecanismo em três topologias com diferentes graus de conectividade reforça a independência dos resultados em relação ao cenário utilizado, o que evidencia a robustez da solução proposta.

## Capítulo 7

# Roteamento multicaminho para provisão eficiente de recursos interdomínio com qualidade de serviço

Neste Capítulo, apresenta-se um arcabouço para o estabelecimento e provisionamento de conexões interdomínio para redes ópticas WDM com agregação de tráfego. São propostos mecanismos para superar os problemas de eficiência e escalabilidade das topologias virtuais com reserva antecipada. Aplica-se o roteamento multicaminho para facilitar a acomodação das conexões interdomínio, quando a banda passante disponível flutua em função do tráfego intradomínio.

Recentemente, a crescente demanda das aplicações científicas e comerciais de banda larga pelo estabelecimento de caminhos multidomínio com garantias de Qualidade de Serviço (QoS<sup>1</sup>) tem capitalizado um grande esforço em pesquisa e padronização para o desenvolvimento de arcabouços de roteamento interdomínio. Apesar de o roteamento interdomínio na Internet ser um tema bastante investigado, o encaminhamento segundo o melhor esforço torna as redes IP inadequadas para as aplicações que exigem garantias de QoS fim-de-fim. Isso leva a novos paradigmas de roteamento interdomínio abaixo da camada IP especialmente em redes ópticas WDM com capacidade de agregação, que podem prover túneis com diferentes capacidades. A agregação de topologias virtuais tem sido utilizada nas redes com comutação por circuito para facilitar o roteamento interdomínio e tem sido, também, proposta para simplificar o estabelecimento (*peering*) e provisionamento de conexões interdomínio [17]. De forma a eliminar a influência do tráfego intradomínio nas conexões interdomínio, foi introduzido o mecanismo de reserva

---

<sup>1</sup>Quality of Service

antecipada que aloca os túneis entre os nós de borda do domínio em questão [16]. Esses túneis pré-reservados conectando os nós de borda do domínio são representados como uma topologia virtual e são anunciados para a computação de caminhos interdomínio. Banda passante é reservada nos enlaces exclusivamente para o tráfego interdomínio, o que é chamado de cenário estático na Figura 7.1 (a).

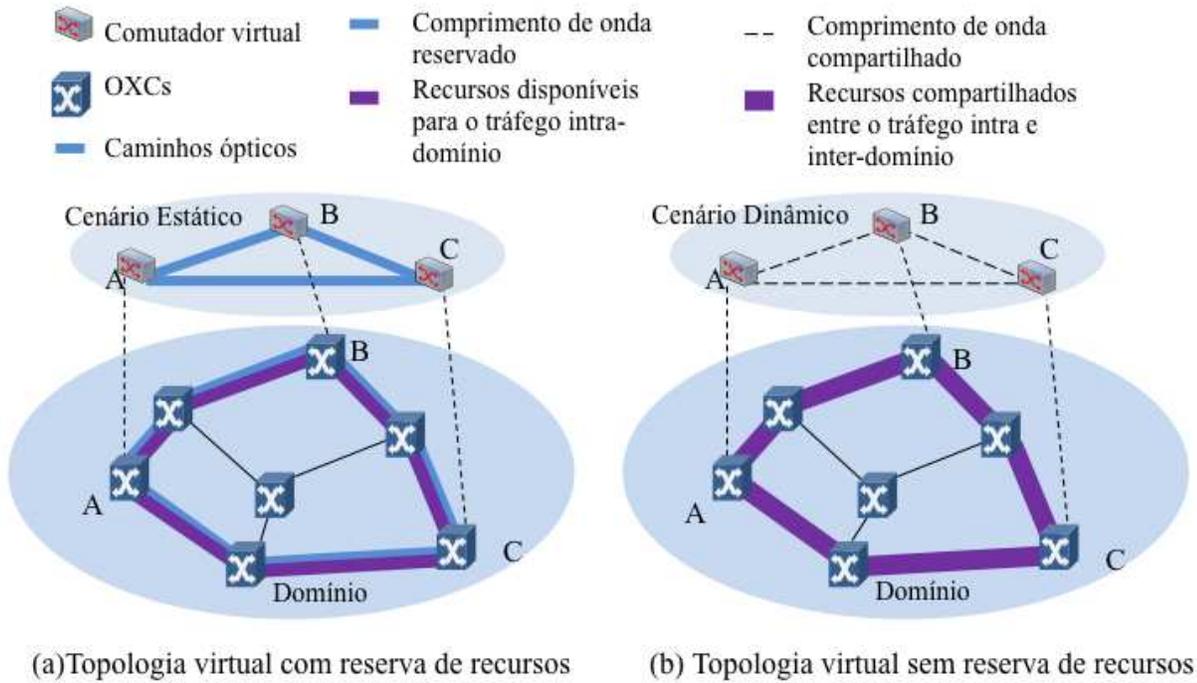


Figura 7.1: Cenários de roteamento interdomínio.

A topologia virtual com reserva antecipada traz estabilidade para o provisionamento de conexões interdomínio, pois elimina as atualizações constantes impostas pelo tráfego intradomínio [17], todavia, esta técnica pode ser ineficiente na prática. A super-alocação de banda passante pode levar à uma baixa utilização dos túneis e ao aumento da taxa de bloqueio do tráfego intradomínio, enquanto que a sub-alocação pode resultar em altas taxas de bloqueio para o tráfego interdomínio. A topologia virtual pode ser também calculada em tempo-real mediante a chegada de uma chamada. O conhecido mecanismo

de computação inversa recursiva de rota (BRPC<sup>2</sup>) [137] para o estabelecimento de rotas interdomínio pode iniciar a computação de uma árvore virtual a partir do nó destino para uma chamada. A árvore virtual é enviada para o domínio anterior que, por sua vez, calcula os caminhos entre seus nós de borda de forma a estender a árvore virtual. A construção da topologia virtual termina quando ela alcançar o nó de origem da chamada. Esse tipo de arquitetura é capaz de utilizar melhor os recursos da rede, enquanto que o método de construção da topologia virtual por requisição introduz complexidade para o arcabouço de provisionamento de conexões interdomínio.

Dada a sua simplicidade, o roteamento de caminho único é comumente utilizado nos mecanismos de roteamento interdomínio, o qual encontra o melhor caminho seja na topologia virtual com reserva antecipada de túneis ou na topologia virtual construída dinamicamente. Por outro lado, o roteamento de caminho único pode causar congestionamento nos enlaces gargalos da rede, além de enfrentar os novos desafios impostos pelas aplicações emergentes com grande demanda por banda passante [29, 132]. Exemplos típicos são as aplicações de e-Ciência que podem requerer o transporte de grandes quantidades de dados entre hospedeiros geograficamente distantes ou solicitar uma conexão com garantias de QoS entre dois hospedeiros para aplicações em tempo-real. Pode-se citar o caso da aplicação Montage [29], que é uma aplicação de processamento de imagens que compõe mosaicos de imagens do céu para pesquisa astronômica. O tamanho do seu fluxo de trabalho (*workflow*) depende da área do céu a ser processada para gerar o mosaico. Por exemplo, para uma área de 1 grau quadrado do céu, um fluxo de trabalho com 232 tarefas é executado. Para uma imagem de 10 graus quadrados, um fluxo de trabalho com 20.652 tarefas é executado, tratando com uma massa de dados próxima a 100 Gigabytes. O céu completo necessita de uma imagem com algo em torno de 400.000 graus quadrados [28], o que torna extremamente grande o tamanho da massa de dados necessária para compor tal mosaico.

Outra aplicação de e-Ciência que pode ser citada como exemplo de utilização de grandes massas de dados é a geração de mapas de informações sobre riscos de terremotos realizada no SCEC<sup>3</sup>. Essa aplicação, chamada CyberShake, indica a máxima quantidade de tremor esperada em determinado local durante um dado período de tempo. Os mapas são utilizados por engenheiros civis para determinar a tolerância a terremotos em projetos de prédios, além de serem aprimorados recursivamente através das estimativas geradas pela própria aplicação. Um exemplo de mapa gerado pelo CyberShake executado no SCEC e no TeraGrid (<https://www.teragrid.org/>) executou durante 56 dias e gerou 276 Terabytes de dados, sendo 11 Terabytes de saída e mais 265 Terabytes em processamentos intermediários.

---

<sup>2</sup>Backward Recursive Path Computation

<sup>3</sup>Southern California Earthquake Center

O roteamento de caminho único tradicional é incapaz de servir esse tipo de aplicação, mesmo em redes ópticas WDM que possuem uma enorme capacidade de banda passante agregada provida pelos múltiplos comprimentos de onda, como já estudado no Capítulo 6. Dado que o processo de atualização das capacidade da rede em múltiplos domínios para lidar com demandas de alta capacidade é um procedimento extremamente custoso, o projeto de novos mecanismos de roteamento interdomínio se faz necessário. Os resultados apresentados no Capítulo 6 motivam a utilização do roteamento multicaminho em redes ópticas WDM, além disso, a complexidade inerente à modelagem exata do problema estimula o desenvolvimento de heurísticas, como as apresentadas neste capítulo.

Neste capítulo, propõe-se um arcabouço para o estabelecimento (*peering*) e aprovisionamento de conexões interdomínio para redes ópticas WDM que engloba tanto o cenário de topologias virtuais estáticas com reserva antecipada para conexões interdomínio, quanto o cenário dinâmico que considera a interação entre o tráfego inter e intradomínio. De forma a evitar o problema da complexidade inerente ao cenário dinâmico, é proposto um mecanismo que troca apenas informações de conectividade entre os domínios. As informações referentes a outras métricas de QoS como a quantidade de banda passante disponível, são obtidas e atualizadas mediante a chegada de uma requisição, processo representado pelo cenário dinâmico ilustrado na Figura 7.1(b).

O mecanismo proposto distingue-se dos mecanismos de roteamento interdomínio existentes ao permitir o roteamento multicaminho no aprovisionamento de serviços interdomínio. O mecanismo pretende superar a ineficiência e falta de escalabilidade do cenário estático com reserva antecipada de banda passante. O tráfego pode ser separado em múltiplos caminhos para evitar a superalocação realizada para se lidar com cargas de pico ou com o congestionamento. O mecanismo contribui também para manter a escalabilidade da arquitetura de roteamento interdomínio dado que ele pode eliminar as atualizações frequentes causadas pela insuficiência de recursos nas topologias virtuais pré-calculadas. No caso do cenário dinâmico, o roteamento multicaminho permite a acomodação da demandas de conexões devido a banda passante agregada nos múltiplos caminhos, mesmo na presença de tráfego intradomínio. São propostos dois algoritmos de roteamento multicaminho interdomínio para dois tipos comuns de aplicações, aplicações de tempo-real e aplicações de transferência de dados. Os dois algoritmos são avaliados nos cenários estático e dinâmico. Em especial, considera-se o problema do retardo diferencial inerente ao roteamento multicaminho para aplicações de tempo-real, o que pode causar a desordenação de pacotes degradando o desempenho da aplicação. O retardo diferencial e a memória de re-sequenciamento necessária são introduzidos como custos da utilização do roteamento multicaminho. Finalmente, o mecanismo proposto é capaz de balancear a carga da rede gerada pelas conexões interdomínio através do controle da utilização máxima aceitável do canal, gerando um melhor balanceamento do tráfego entre os vários caminhos.

Este capítulo está organizado da seguinte forma: a Seção 7.1 discute alguns trabalhos relacionados ao estabelecimento e provisionamento de conexões interdomínio abaixo da camada IP. A Seção 7.2 apresenta os algoritmos para transferência de dados em massa e aplicações de tempo-real em redes multidomínio. A Seção 7.3 contém os resultados numéricos das simulações que avaliam os dois algoritmos nos cenários estático e dinâmico. Finalmente, a Seção 7.4 apresenta as conclusões.

## 7.1 Trabalhos relacionados

A arquitetura de PCE foi proposta para as redes orientadas à conexões, e.g. GMPLS e *Carrier Ethernet*, para computar caminhos multidomínio e multi-camada. Os caminhos que atravessam múltiplos domínios são definidos através da cooperação dos PCEs de cada domínio. O algoritmo BRPC é um mecanismo bastante utilizado para a computação de caminhos multidomínio que inicia o estabelecimento da rota a partir do nó de destino e calcula caminhos ótimos entre os nós de egresso e ingresso do domínio. Uma topologia virtual composta pelos caminhos calculados no domínio é enviada para o PCE do domínio anterior que por sua vez repete o mesmo procedimento até que o domínio destino seja atingido e o nó de origem alcançado. Esse, por sua vez, decide pelo melhor caminho a ser tomado baseado na topologia virtual agregada fornecida [137]. A topologia virtual pré-definida com reserva de banda passante foi introduzida com o intuito de reduzir a sinalização interdomínio na Internet em [94, 120], no qual a banda passante é reservada entre os nós de borda dos domínios para o tráfego interdomínio. A pré-reserva de recursos para o roteamento interdomínio abaixo da camada IP [16] reserva túneis de camada 2 para as conexões interdomínio para permitir um controle flexível dos caminhos.

A utilização do roteamento multicaminho para conexões multidomínio tem sido estudada para a provisão de caminhos diversos no nível de sistemas autônomos (AS<sup>4</sup>) [146, 77], enquanto que a solução para as camadas abaixo da camada IP são em maior parte limitadas a um único domínio. Nesse cenário, os benefícios do roteamento multicaminho, tais como balanceamento de carga e aumento da vazão da rede, já foram demonstrados na literatura, em especial, foram evidenciadas as vantagens do roteamento multicaminho sobre o roteamento de caminho único considerando-se o tempo de estabelecimento das conexões [72]. Em [58], é proposto um mecanismo de balanceamento baseado no retardo dos caminhos em redes MPLS, utilizando o roteamento multicaminho.

Apesar dos benefícios obtidos com o roteamento multicaminho, na prática, o uso deste tipo de roteamento traz alguns problemas. O problema do retardo diferencial, causado pelo uso de vários caminhos, pode afetar a provisão de qualidade de serviço, especialmente

---

<sup>4</sup>Autonomous System

para aplicações de tempo-real que possuem restrições estritas de *jitter* e retardo. Esforços de pesquisa tem enfatizado a solução do problema do retardo diferencial no roteamento multicaminho. Em [1], estuda-se o problema da minimização do retardo diferencial. Em [127], discute-se que o retardo diferencial pode ser compensado, utilizando-se memória no nó de destino. Uma solução heurística e uma através de PLI são propostas para promover a distribuição do tráfego sem exceder a capacidade de memória existente.

Um dos poucos artigos que abordam a agregação de tráfego interdomínio em redes ópticas WDM, é encontrado em [68]. Nele, foi proposto um algoritmo que atua em conjunto com os algoritmos RWA dos domínios. São propostas duas políticas de gerenciamento intradomínio responsáveis pelo roteamento e alocação dos recursos. Elas se diferenciam na forma da escolha dos comprimentos de onda a serem utilizados na transmissão. Esta abordagem é interessante para o roteamento dinâmico das chamadas, que tipicamente trabalha com pouco conhecimento sobre a topologia da rede. No entanto, ela não considera o princípio fundamental da independência administrativa dos domínios.

Em [82], estuda-se a escalabilidade de mecanismos para o roteamento interdomínio. Os mecanismos avaliados fazem uso da troca de informação sobre a topologia virtual para roteamento das chamadas. Dois esquemas de abstração da rede foram apresentados: abstração de nó simples (*simple node abstraction*) e malha completa (*full-mesh*). No primeiro, cada domínio é representado por um nó, e a informação de interesse corresponde aos caminhos ópticos interdomínio. Na segunda, toda a topologia virtual é retratada. Avaliou-se a sobrecarga da troca de informações para atualização dos esquemas, o número de falhas no estabelecimento de conexões e o bloqueio apresentado. Para o esquema de malha completa, foram apresentadas duas políticas para atualização das informações: máxima mudança relativa (MRC<sup>5</sup>) e máxima mudança relativa mais usada (MUMRC<sup>6</sup>). Para o esquema de abstração de nó simples, a atualização é feita a partir da métrica fator de mudança significativa (SCF<sup>7</sup>), que expressa um percentual de mudança do estado da rede.

Em [20], apresenta-se um arcabouço multidomínio e multicaminho que propõem dois esquemas de computação de multicaminhos no cenário multidomínio. Propõe-se um mecanismo de computação de caminhos com QoS baseado em topologias virtuais agregadas para o tráfego interdomínio com restrições de retardo diferencial. Soluções ótimas são derivadas em [20] através da formulação do problema como uma PLI. Neste capítulo, complementa-se o estudo realizado em [20] com a extensão do problema para o cenário dinâmico, no qual os enlaces da topologia virtual não são reservados exclusivamente para o tráfego interdomínio.

---

<sup>5</sup>Maximum Relative Change

<sup>6</sup>Most Used-Maximum Relative Change

<sup>7</sup>Significant Change Factor

## 7.2 Algoritmos para o roteamento multicaminho entre domínios

Nesta seção, são apresentados 2 algoritmos para o roteamento multicaminho interdomínio, um projetado para aplicações em tempo-real e o outro para aplicações de transferência de dados. As notações utilizadas na definição dos algoritmos são apresentadas a seguir.

$R(s, d)$ : Uma requisição de conexão do nó  $s$  para o nó  $d$ ;

$B_R$ : A demanda de banda passante da requisição  $R$ ;

$D_I$ : Prazo para decodificação dos dados da requisição  $R$ , para aplicação em tempo-real;

$D_R$ : A restrição de retardo para a requisição  $R$

- Prazo para transferência dos dados para aplicações de transferência de dados;
- Retardo fim-a-fim máximo para aplicações em tempo-real;

$C$ : A quantidade de dados a ser transmitida da requisição  $R$ , para aplicações de transferência de dados;

$p_i$ :  $i$ -ésimo caminho  $\mathcal{P}$ ;

$f_{p_i}$ : Banda passante disponível no caminho  $p_i$ ;

$b_{p_i}$ : Capacidade de banda passante do caminho  $p_i$ ;

$t_{p_i}$ : Banda passante reservada no caminho  $p_i$ ;

$PD_{p_i}$ : Retardo fim-a-fim do caminho  $p_i$

- $PD = \text{TempoTotalPropagação} + (n - 1) \times \text{TempoConversãoOEO}$
- $n = \text{número de saltos}$ ;

$M_d$ : Capacidade da memória no nó de destino  $d$ ;

$\beta$ : A máxima utilização da banda passante disponível nos caminhos ópticos.

### 7.2.1 Retardo diferencial

O retardo diferencial é causado pela utilização de múltiplos caminhos que possuam diferentes retardos de propagação, o que pode acarretar na desordenação dos pacotes no nó de destino, requerendo uma memória para o seu re-sequenciamento. O retardo diferencial entre dois caminhos  $p_i$  e  $p_j$  pode ser definido como [1]:

$$dd(p_i, p_j) = |d_{p_i} - d_{p_j}| \quad (7.1)$$

Assuma que  $k$  caminhos são utilizados por uma conexão qualquer e que o caminho com o maior retardo dentre todos os caminhos é  $\tilde{p}$ . Dado que o tráfego no caminho  $\mathcal{P}$  é denotado por  $t_p$ , e que o retardo do  $i$ -ésimo caminho  $p_i$  é  $d_{p_i}$ , então a quantidade de memória necessária no nó de destino  $d$  é dada por:

$$M = \sum_{p_i, i=1,2\dots k} t_{p_i} \cdot (d_{\tilde{p}} - d_{p_i}) \quad (7.2)$$

O problema do retardo diferencial afeta apenas aplicações em tempo-real que exigem que os seus pacotes sejam entregues em ordem no destino [84], requerindo uma memória de re-sequenciamento para evitar a desordenação dos pacotes. Diferentemente, as aplicações de transferência de dados dependem apenas do retardo fim-a-fim da transmissão. O retardo diferencial não afeta tais aplicações, por outro lado, a quantidade total de banda passante alocada é o fator mais importante para esse tipo de aplicação. A violação das restrições de retardo diferencial ou de retardo máximo pode causar a falha das aplicações que estão sendo executadas.

## 7.2.2 Heurísticas multicaminho

Nesta seção, são apresentados os algoritmos propostos para o roteamento multicaminho para aplicações em tempo-real e de transferência de dados, respectivamente. Em ambos os algoritmos, é definido um parâmetro  $\beta$  que pode forçar o tráfego a se dividir mesmo que a banda passante disponível em um caminho seja suficiente. Por exemplo, assumamos um caminho  $\mathcal{P}$  com capacidade total de 5 unidades de banda e  $\beta = 0,7$ , então, uma requisição de 4 unidades de banda necessita de mais de um caminho para que possa ser estabelecida, ou seja, de uma solução de roteamento multicaminho.

### Roteamento multicaminho para aplicações multimídia de tempo-real

O primeiro algoritmo proposto é denominado MRRTM<sup>8</sup> e é dedicado para aplicações em tempo-real que demandam memória de re-sequenciamento no nó receptor para efetuar a reordenação dos pacotes e absorver o *jitter* gerado. À cada pacote está associado um prazo de decodificação  $D_l$ , no qual o pacote deve ser extraído da memória para ser decodificado [84]. Para tais aplicações, um pacote ficará na memória de re-sequenciamento por no máximo  $D_l$  unidades de tempo. A perda de pacotes é causada pela falta de memória disponível no nó receptor. O roteamento multicaminho é capaz de atender a necessidade

---

<sup>8</sup>Multipath Routing for Real-Time Multimedia Applications

de banda passante das aplicações de alto desempenho, porém o retardo diferencial torna o problema muito mais desafiador. O algoritmo proposto tenta servir a conexão utilizando apenas a quantidade de memória existente no receptor.

A heurística é desenvolvida em torno de um palpite sobre o valor do caminho  $\tilde{p}$  (maior retardo), e então determina o conjunto solução correspondente. Na heurística proposta, não há uma busca exaustiva das possíveis soluções, pelo contrário, o algoritmo pára ao encontrar a primeira solução que possa satisfazer a requisição. O algoritmo MRRTM é mostrado na Figura 7.2 e seu funcionamento é composto de dois passos. Dado uma requisição de conexão interdomínio  $R(s, d, B_r, D_l, D_R)$ , define-se, no passo 1, o conjunto de caminhos candidatos, conforme descrito a seguir. Calcula-se os  $K$  menores caminhos de  $s$  para  $d$  (linha 2), e seleciona-se os  $M$  caminhos que possuam retardo fim-a-fim menores do que  $D_R$ , formando o conjunto  $\mathcal{P} = \{p_1, p_2, \dots, p_M\}$  (linha 3). Ordena-se os elementos de  $\mathcal{P}$  em ordem decrescente da quantidade de banda passante disponível (linha 4). Avalia-se a possibilidade de uma solução de caminho único considerando apenas o primeiro caminho do conjunto  $\mathcal{P}$  (linha 5); o parâmetro  $\beta$  é utilizado como limitador da banda passante disponível. Caso seja possível a alocação, então, a chamada é aceita e o algoritmo termina, caso contrário executa-se o passo 2 do algoritmo.

No passo 2, o algoritmo foca na seleção dos caminhos de interesse e na reserva de banda passante. O laço externo do algoritmo (linha 9) inicia com o caminho de maior capacidade disponível do conjunto  $\mathcal{P}$  e assume que ele é, também, o caminho de maior retardo fim-a-fim  $\tilde{p}$ . O primeiro laço interno (linha 13) seleciona todos os caminhos de  $\mathcal{P}$  com retardo inferior a  $\tilde{p}$  e constrói o conjunto  $\mathcal{P}'$ . No segundo laço interno (linha 18), calcula-se a soma das capacidades disponíveis dos caminhos selecionados em  $\mathcal{P}'$  ponderada pelo parâmetro  $\beta$  sendo que, antes de se considerar um caminho  $\mathcal{P}$  para a soma, o retardo diferencial gerado entre ele e o caminho  $\tilde{p}$  é comparado ao retardo máximo de tempo de re-senquenciamento  $D_l$ , e apenas os caminhos que passarem nessa restrição serão somados. Se a soma atingir (ou ultrapassar) a quantidade de banda passante requerida  $B_r$ , o laço é interrompido, caso contrário o laço externo será executado novamente e um novo caminho será escolhido como  $\tilde{p}$ . O algoritmo executa até que um grupo de caminhos seja encontrado com capacidade de banda passante agregada maior ou igual a  $B_r$ , caso contrário o algoritmo termina.

Se a quantidade de banda passante tiver sido atingida (linha 26), a banda passante requerida  $B_r$  é dividida, proporcionalmente, entre os caminhos selecionados (linha 28). Finalmente, a quantidade de memória necessária pelo conjunto de caminhos selecionados é comparada com a quantidade de memória disponível no nó de destino  $M_d$  (linha 30). Caso a memória requerida seja menor ou igual a quantidade disponível, o algoritmo termina pois uma solução foi encontrada. Caso contrário, o laço externo é executado novamente e um novo caminho será escolhido como  $\tilde{p}$ . O algoritmo heurístico pára apenas quando uma solução é encontrada ou quando todos os caminhos existentes em  $\mathcal{P}$  forem considerados.

No primeiro caso, a requisição  $R(s, d, B_r, D_l, D_R)$  é estabelecida utilizando apenas os caminhos selecionados de  $\mathcal{P}'$ , no segundo caso a requisição é bloqueada.

O algoritmo proposto possui uma complexidade de tempo da ordem de  $O(n^3)$  onde  $n$  é o número total de caminhos. Para o caso de grandes redes, no qual a complexidade torna-se impraticável, pode-se reduzir a mesma restringindo o número de palpites considerados na definição de  $\tilde{p}$ .

### Roteamento multicaminho para aplicações de transferência de dados

O segundo algoritmo proposto é denominado MRDT<sup>9</sup> e é voltado para aplicações de transferência de dados. Aplicações de transferência de dados são aplicações que possuem restrição de tempo para a transferência dos dados entre um par de nós na rede. Um exemplo clássico é a transferência de grandes massas de dados gerada pela transmissão de dados entre tarefas sequenciais, ou pela migração de tarefas de uma aplicação de e-Ciência na qual terabytes de dados são demandados por cada execução da aplicação. Assumindo que o intervalo entre duas tarefas de uma aplicação é  $D_R$ , o principal objetivo de um algoritmo de roteamento que pretenda suportar tais aplicações é o de prover uma conexão com retardo fim-a-fim menor ou igual a  $D_R$ , e ao mesmo tempo seja capaz de evitar o congestionamento na rede.

Para evitar os congestionamentos na rede, o parâmetro  $\beta$  pode ser utilizado para forçar a distribuição do tráfego por vários caminhos. A Figura 7.3 apresenta o algoritmo proposto (MRDT). Este, também, é composto de 2 passos, sendo o primeiro equivalente ao do algoritmo MRRTM que define um conjunto  $\mathcal{P}$  de caminhos válidos e ordenados em ordem decrescente em relação a quantidade de banda passante disponível. No passo 2, executa-se um laço (linha 8) cujas iterações percorrem os caminhos de  $\mathcal{P}$  acumulando o valor da banda passante disponível ponderada pelo valor do parâmetro  $\beta$ . As iterações terminam quando for atingida uma quantidade de banda passante suficiente para que a requisição possa ser transmitida em um tempo inferior a  $D_R$ . Note que para garantir a restrição de tempo, o valor de retardo do caminho  $\tilde{p}$  é considerado (linha 10). A cada iteração, a quantidade de banda passante disponível dos caminhos de  $\mathcal{P}$  é atualizada (linha 13), e os caminhos sem recursos são removidos do conjunto (linha 14). O conjunto é então reordenado, segundo as capacidades disponíveis atualizadas (linha 15). O algoritmo termina quando todos os caminhos são considerados, ou quando a quantidade de banda passante mínima requerida para garantir  $D_R$  é atingida. No primeiro caso, a chamada é bloqueada por falta de recursos na rede, no segundo caso, a chamada é aceita e é reservada a quantidade de banda passante necessária para o seu estabelecimento (linha 19).

A complexidade do algoritmo MRDT depende em grande parte do algoritmo de or-

---

<sup>9</sup>Multipath Routing for Data Transfer Applications

### Algoritmo MRRTM

---

**Entrada:** Topologia virtual  $G(V, E)$  e  $\beta$ .

**Entrada:** Requisição  $R(s, d, B_R, D_l, D_R)$ .

**Saída:** Solução multicaminho para  $R$ .

- 1: **Passo 1:** *Preprocessamento*
- 2: Calcula  $K$  caminhos através do algoritmo de  $K$  menores caminhos.
- 3: Seleciona os caminhos com retardo menor do que  $D_R$  e insere no conjunto  $\mathcal{P}$ .
- 4: Ordena  $\mathcal{P}$  em ordem decrescente da quantidade de banda passante disponível  $\mathcal{P} = p_1, p_2 \dots p_M, M \leq K$ .
- 5: **Se**  $f_{p_1} \cdot \beta \geq B_R$  **então**
- 6:     Gera a solução  $p_1$  e termina.
- 7: **Fim Se**
- 8: **Passo 2:** *Seleção de caminhos e reserva de banda passante*
- 9: **Para**  $i = 1, \dots, M, p_i \in \mathcal{P}$  **faça**
- 10:      $Resv = 0$
- 11:      $\mathcal{P}' = \emptyset$
- 12:      $\tilde{p} = p_i$
- 13:     **Para**  $j = 1, \dots, M, p_j \in \mathcal{P}$  **faça**
- 14:         **Se**  $PD_{p_j} \leq PD_{\tilde{p}}$  **então**
- 15:              $\mathcal{P}' \leftarrow p_j$
- 16:         **Fim Se**
- 17:     **Fim Para**
- 18:     **Para**  $p_k \in \mathcal{P}'$  **faça**
- 19:         **Se**  $PD_{\tilde{p}} - PD_{p_k} \leq D_l$  **então**
- 20:              $Resv = Resv + f_{p_k} \cdot \beta$
- 21:             **Se**  $Resv \geq B_R$  **então**
- 22:                 break;
- 23:             **Fim Se**
- 24:     **Fim Para**
- 25:     **Fim Para**
- 26:     **Se**  $Resv \geq B_R$  **então**
- 27:         **Para** cada caminho  $p_k$  dentre os caminhos selecionados **faça**
- 28:              $t_{p_k} = B_R \cdot \frac{f_{p_k}}{Resv}$
- 29:             **Fim Para**
- 30:             **Se**  $\sum_{p_k} t_{p_k} \cdot (PD_{\tilde{p}} - PD_{p_k}) \leq M_d$  **então**
- 31:                 Gera a solução e termina..
- 32:             **Fim Se**
- 33:     **Fim Se**
- 34: **Fim Para**

Figura 7.2: Algoritmo MRRTM

## Algoritmo MRDT

---

**Entrada:** Topologia virtual  $G(V, E)$  e  $\beta$ .

**Entrada:** Requisição  $R(s, d, C, D_R)$ .

**Saída:** Solução multicaminho para  $R$ .

```

1: Passo 1: Preprocessamento
2: Calcula  $K$  caminhos através do algoritmo de  $K$  menores caminhos.
3: Seleciona os caminhos com retardo menor do que  $D_R$  e insere no conjunto  $\mathcal{P}$ .
4: Ordena  $\mathcal{P}$  em ordem decrescente da quantidade de banda passante disponível  $\mathcal{P} = p_1, p_2 \dots p_M, M \leq K$ .
5: Passo 2: Seleção de caminhos e reserva de banda passante
6: Encontra o caminho com o maior retardo  $\tilde{p}$  em  $\mathcal{P}$ .
7:  $Resv = 0$ 
8: Enquanto  $\mathcal{P} \neq \emptyset$  faça
9:    $Resv = Resv + f_{p_1} \cdot \beta$ 
10:  Se ( $Resv \geq C / (D_R - PD_{\tilde{p}})$ ) então
11:    break
12:  Fim Se
13:  Atualiza a banda passante disponível dos caminhos em  $\mathcal{P}$ .
14:  Remove os caminhos sem capacidade disponível de  $\mathcal{P}$ .
15:  Ordena  $\mathcal{P}$  em ordem decrescente da quantidade de banda passante disponível.
16: Fim Enquanto
17: Se ( $Resv \geq C / (D_R - PD_{\tilde{p}})$ ) então
18:  Para cada caminho  $p_k$  dentre os caminhos selecionados faça
19:     $t_{p_k} = f_{p_k} \cdot \beta$ 
20:  Fim Para
21: Fim Se

```

Figura 7.3: Algoritmo MRDT

denaço utilizado no passo 2, portanto, considerando um algoritmo de ordenação eficiente ( $O(n \text{Log} n)$ ), a complexidade de tempo é da ordem de  $O(n^2 \text{Log} n)$  onde  $n$  é o número de caminhos de  $\mathcal{P}$ . Sua complexidade pode ser reduzida para  $O(n)$  se o algoritmo de ordenação for desconsiderado, o que levaria o algoritmo MRDT a gerar soluções com um número maior de caminhos do que o necessário.

## 7.3 Exemplos numéricos

A rede óptica WDM multidomínio utilizada nas simulações é composta de três domínios NSF concatenados, como pode ser visto na Figura 7.4. O comprimento dos enlaces, em metros, está indicado e é utilizado para o cálculo do retardo de propagação. A capacidade dos comprimentos de onda nos enlaces interdomínio é de 40Gbps, as capacidades dos comprimentos de onda nos enlaces intradomínio para o primeiro e terceiro domínios é 10Gbps, a capacidade do segundo domínio é de 40Gbps. Desta forma, o segundo domínio opera como um domínio de trânsito e, portanto, suporta uma maior quantidade de tráfego.

Cada nó da rede é um OXC com capacidade total de agregação sem conversores de comprimentos de onda.

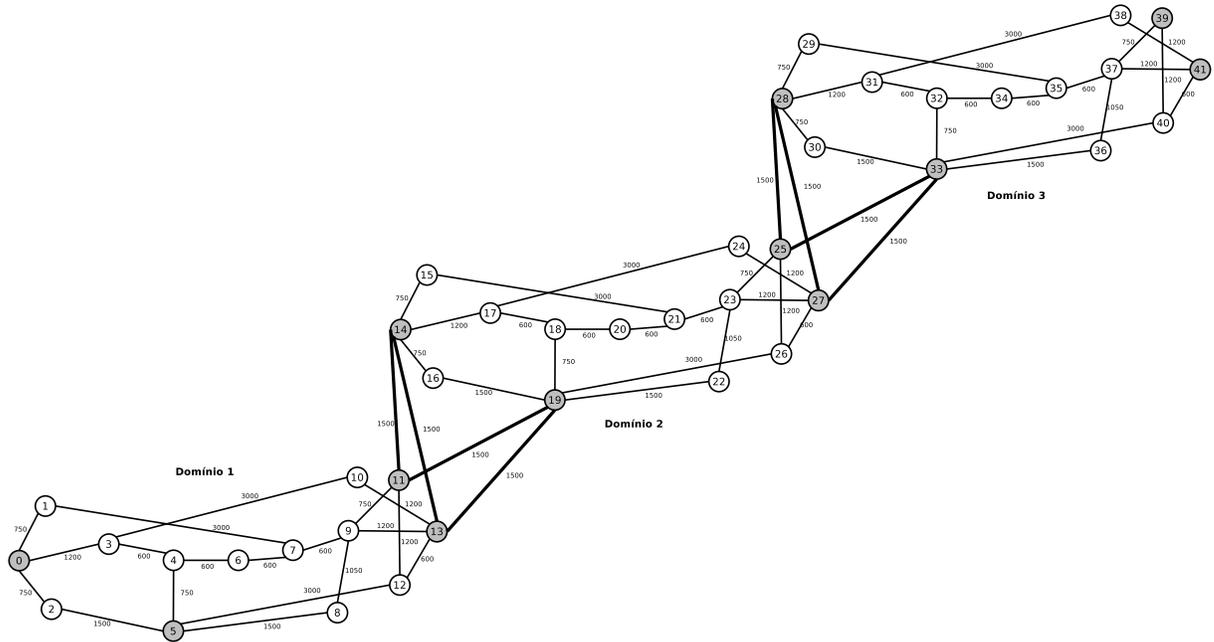


Figura 7.4: Rede multidomínio linear composta por 3 topologias NSF interligadas.

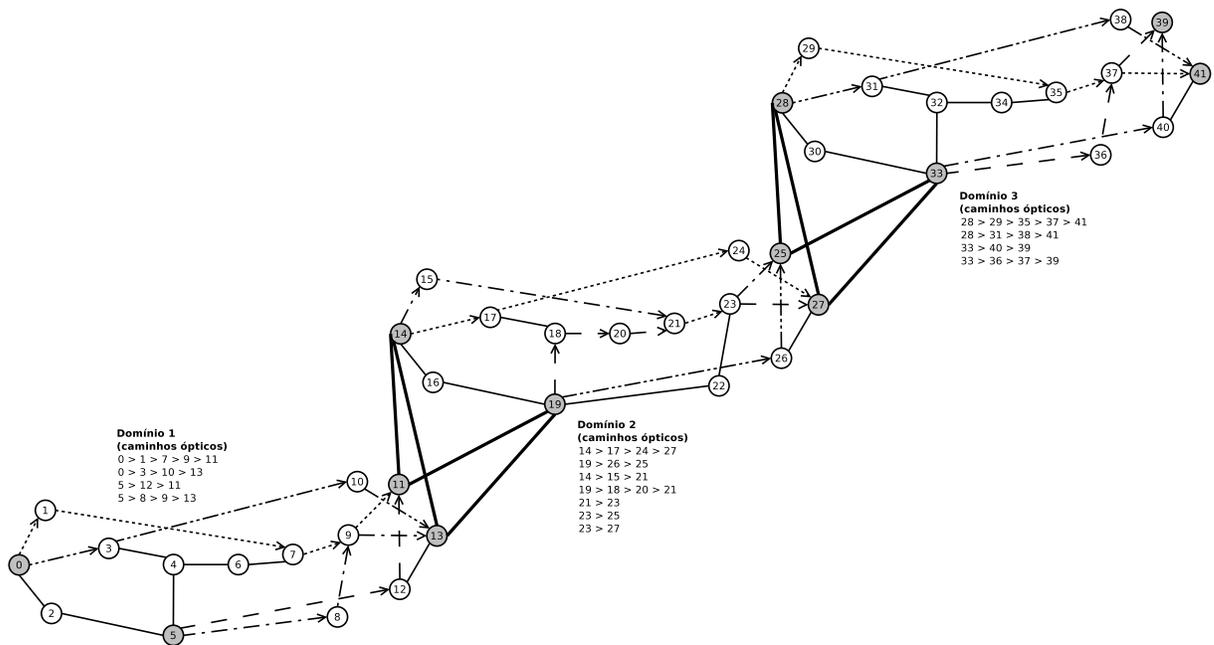


Figura 7.5: Caminhos ópticos utilizados para o tráfego interdomínio.

Foram estabelecidos vários caminhos ópticos em cada domínio, ilustrados na Figura 7.5. Foi criado, também, um caminho óptico para cada enlace interdomínio. Os nós de borda de cada domínio estão preenchidos na cor cinza. A união dos conjuntos de caminhos ópticos estabelecidos em cada domínio forma a topologia virtual agregada apresentada na Figura 7.6.

A alocação dos recursos na topologia virtual é avaliada em dois cenários, o cenário de reserva adiantada (ou estático), no qual a capacidade de banda passante dos caminhos ópticos é reservada exclusivamente para o tráfego interdomínio, e o cenário sem reserva (ou dinâmico) no qual os recursos dos caminhos ópticos podem ser utilizados para o estabelecimento de conexões intradomínio, ou seja, conexões locais de cada domínio. No caso do cenário estático, apenas as conexões interdomínio competem pelos recursos dos caminhos ópticos, já no caso do cenário dinâmico, o tráfego interdomínio deve concorrer com o tráfego intradomínio de cada um dos domínios atravessados. Além dos cenários de reserva da topologia virtual, são considerados dois cenários de tráfego, um para simular as aplicações multimídia de tempo-real e outro para as aplicações de transferência de dados. Como as duas aplicações são avaliadas nos dois esquemas de reserva de recursos, temos então 4 cenários distintos de simulação.

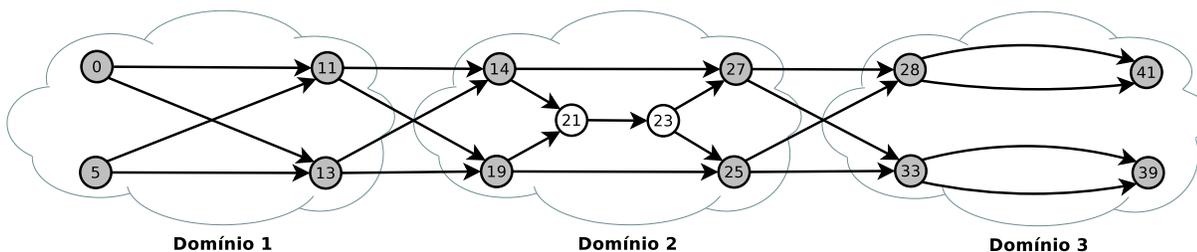


Figura 7.6: Topologia virtual agregada.

A escolha dos pares origem-destino é feita segundo uma distribuição uniforme. Para gerar o tráfego intradomínio (local) de um domínio  $i$  os pares origem-destino são escolhidos dentre todos os nós existentes na topologia virtual do domínio  $i$ , e.g. para o domínio 1 (Fig. 7.6) os únicos pares comunicantes existentes são:  $0 \rightarrow 11$ ,  $0 \rightarrow 13$ ,  $5 \rightarrow 11$  e  $5 \rightarrow 13$ . Os pares de comunicação interdomínio considerados para as requisições de conexão são definidos considerando quaisquer dois nós de borda que satisfaçam as seguintes regras: dado que  $i \in [1, 2]$ ; se o nó de origem pertencer ao domínio  $i$  então o nó de destino deve pertencer a um domínio  $j$  sendo que  $i < j$ ; se o nó de origem for um nó de egresso do domínio  $i$  então o nó de destino não pode ser um nó de ingresso do domínio  $i + 1$ .

Para qualquer tipo de tráfego, o processo de chegada das requisições de conexão segue a distribuição de *Poisson*. Para o tráfego intradomínio o tempo médio de duração de uma chamada foi de uma unidade de tempo e a granularidade para requisição de banda

passante foram escolhidas no conjunto [100, 200, 400, 800 e 1600] Mbps. As chegadas de requisições de conexão estão distribuídas de forma inversamente proporcional a requisição de banda, i.e. a probabilidade de chegada de uma chamada que requisita 200Mbps é 8 vezes maior do que a de uma chamada de 1600Mbps. Para o tráfego interdomínio das aplicações multimídia de tempo real as chamadas possuem um tempo médio de duração de uma unidade de tempo e a demanda de banda passante é escolhida no conjunto [250, 500, 1000, 2000, 4000, e 8000] Mbps. As chegadas são distribuídas de forma inversamente proporcional. Por último, para o tráfego interdomínio formado pelas aplicações de transferência de dados, todas chamadas possuem a requisição de transferência de uma massa de dados de 10 Gb (1,16GB), variando apenas a requisição de retardo máximo no conjunto [600, 900, 1200, 1500 e 1800] milisegundos.

Para cada simulação, foram geradas  $10^5$  requisições de conexão interdomínio para cada tipo de aplicação em cada cenário de reserva de recursos. No cenário dinâmico, foram geradas requisições de conexão intradomínio suficientes para durarem todo o período de simulação interdomínio. Para as aplicações de tempo-real a carga da rede é medida em *Erlang*, que é igual a taxa média de chegada de requisições multiplicada pelo tempo médio de duração das chamadas. Para o tráfego de aplicações de transferência de dados, a carga da rede foi expressa como a taxa média de chegada de requisições, essa diferença é devida ao fato de que as aplicações de transferência de dados não possuem tempo definido de duração para uma chamada. Utilizou-se o método de replicações independentes através da execução de várias simulações com diferentes sementes. Os intervalos de confiança com 95% de confiabilidade calculados foram omitidos nos gráficos pois não ultrapassaram 5% dos valores médios calculados.

Os algoritmos de agregação de tráfego utilizados nas simulações foram o algoritmo MRRTM (Fig. 7.2) para o tráfego interdomínio de aplicações multimídia de tempo-real, o algoritmo MRDT (Fig. 7.3) para o tráfego interdomínio de aplicações de transferência de dados, e o algoritmo de roteamento fixo de menor caminho para o tráfego intradomínio nos cenários de alocação dinâmica de recursos.

As métricas utilizadas na avaliação são a probabilidade de bloqueio ( $BP^{10}$ ), a taxa de bloqueio de banda (BBR), e a taxa de utilização média dos caminhos ópticos.

### 7.3.1 Aplicações em tempo-real

Nessa seção, são apresentados os resultados para o algoritmo MRRTM (Fig. 7.2) de roteamento multicaminho para aplicações em tempo-real.

Primeiramente, avalia-se o desempenho do uso do roteamento multicaminho em comparação com o algoritmo de roteamento de caminho único, utilizando as métricas BBR e

---

<sup>10</sup>Blocking Probability

utilização média dos caminhos ópticos, para os cenários estático e dinâmico, como mostrado nas Figuras 7.7 e 7.8. O valor do parâmetro  $\beta = 1$  foi utilizado para permitir a comparação. Pode-se ver que o uso do roteamento multicaminho é capaz de diminuir o bloqueio e, simultaneamente, aumentar a utilização da rede em ambos os cenários, o que implica no fato de que a utilização do roteamento multicaminho para conexões interdomínio pode aumentar a vazão da rede. Pode-se observar também que a BBR das conexões interdomínio no cenário em que competem com o tráfego intradomínio é muito maior do que a BBR para o caso da topologia virtual com reserva antecipada, o que evidencia o compartilhamento dos recursos entre o tráfego inter e intradomínio. O aumento na utilização dos caminhos ópticos sugeridos pelo algoritmo multicaminho é mitigado no cenário dinâmico pela mesma razão. No entanto, a vantagem de se utilizar o multicaminho no roteamento interdomínio pode ser facilmente constatada, especialmente para valores menores de carga, nos quais, para o cenário estático, a BBR chega a ser até uma ordem de grandeza menor do que os valores apresentados pelo algoritmo de caminho único, uma diferença muito significativa. Com o aumento da carga da rede, torna-se mais difícil encontrar caminhos alternativos para rotear o tráfego, portanto o desempenho de ambos os algoritmos tende a se aproximar.

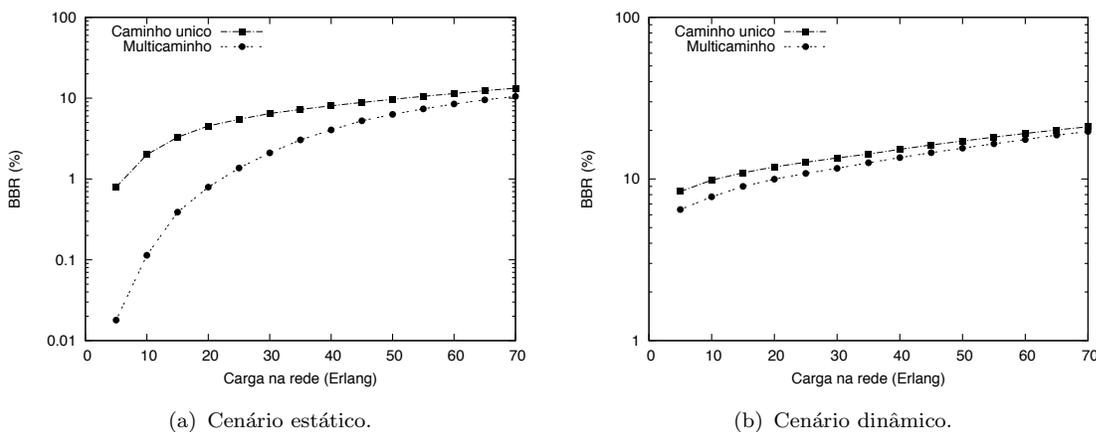


Figura 7.7: BBR dos algoritmos de roteamento multicaminho e caminho único para aplicações em tempo-real.

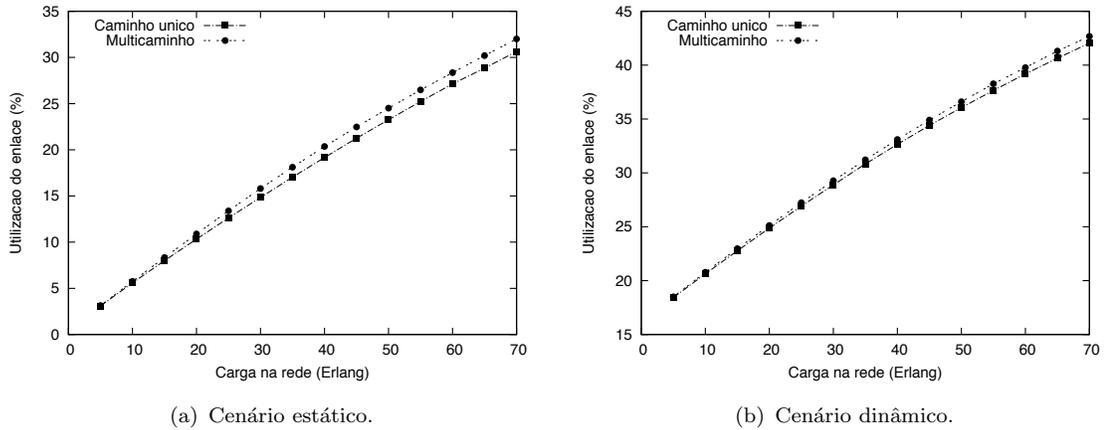


Figura 7.8: Utilização média dos caminhos ópticos dos algoritmos de roteamento multicaminho e caminho único para aplicações em tempo-real.

O desempenho do algoritmo de roteamento multicaminho em relação ao balanceamento do tráfego é evidenciado na Figura 7.9, na qual são mostrados os resultados para o algoritmo considerando diferentes valores para o parâmetro  $\beta$ . Pode-se ver que, no cenário estático, o desempenho do algoritmo multicaminho é inferior ao do algoritmo de caminho único (Fig. 7.8) apenas para  $\beta = 0,7$ , o que significa que mesmo limitando a banda passante alocável pelas requisições interdomínio em mais de 20%, o algoritmo multicaminho é capaz de manter uma vazão maior do que o algoritmo de caminho único. Para o cenário dinâmico, o valor de  $\beta$  precisa ser menor do que 0,9 para que o desempenho do algoritmo multicaminho se iguale ao do algoritmo de caminho único, ou seja, mesmo competindo pelos recursos dos caminhos ópticos, e com alocação parcial da banda passante disponível, ainda assim, o algoritmo multicaminho é capaz de garantir uma maior vazão para o tráfego interdomínio. Na prática, isso implica em uma menor taxa de bloqueio e uma maior vazão para o tráfego interdomínio, bem como a minimização do impacto sobre o tráfego local de cada domínio.

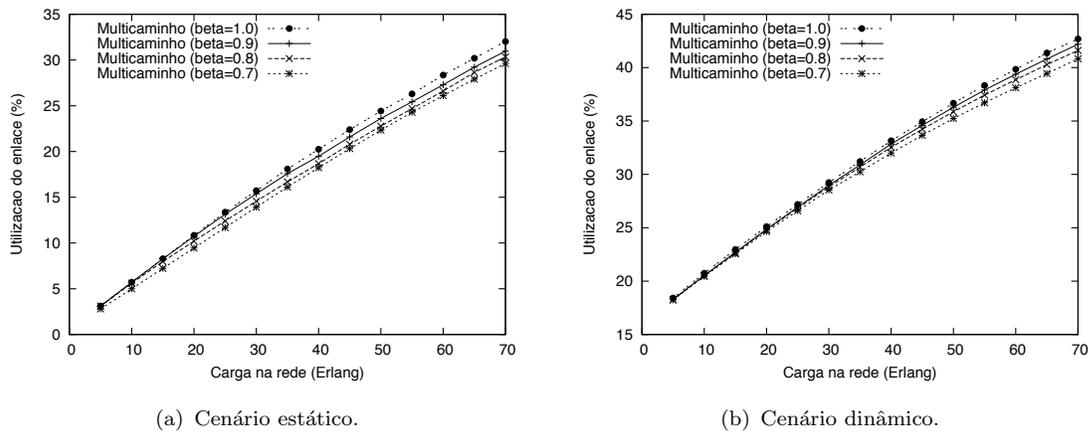


Figura 7.9: Utilização média dos caminhos ópticos do algoritmo de roteamento multicamino utilizando vários valores de  $\beta$  para aplicações em tempo-real.

O custo do algoritmo multicamino é medido através da quantidade de memória requerida no destino para ordenação dos pacotes, o que é causada pelo retardo diferencial entre os caminhos. Nesse estudo, todas as requisições interdomínio servidas pelo algoritmo multicamino utilizaram entre 2 e 3 caminhos. A Figura 7.10 mostra o retardo diferencial médio para o algoritmo multicamino com diferentes valores para o parâmetro  $\beta$ . Pode-se ver que valores menores de  $\beta$  levam a mais divisões do tráfego com maior frequência para o cenário estático, o que resulta em valores maiores do retardo diferencial. Com o aumento da carga da rede a situação se inverte devido a dificuldade em se encontrar caminhos alternativos, o que aumenta o bloqueio para os algoritmos com valores de  $\beta$  menores. Os valores de retardo diferencial para o cenário estático, em comparação com o cenário dinâmico, foram superiores pois no cenário dinâmico a quantidade de recursos disponível é mais escassa, o que impediu o algoritmo de utilizar vários caminhos alternativos, portanto, o roteamento multicamino opera com mais eficiência no cenário estático. A quantidade média de memória requerida no nó de destino, também, foi inferior para o cenário dinâmico, quando comparada ao cenário estático, pela mesma razão (Fig. 7.11). O que é importante notar nesse resultados é que o custo da utilização do algoritmo, representado pela quantidade de memória requerida, para o algoritmo com o parâmetro  $\beta = 1$  permaneceu bastante estável para toda a faixa de carga no cenário estático, o que facilita a sua adoção em uma rede real onde, de fato, existem restrições de recursos. Os resultados para o cenário dinâmico mostram uma variação total e valores absolutos ainda menores, o que é consequência da limitação do uso de múltiplos caminhos devido a escassez de banda passante disponível.

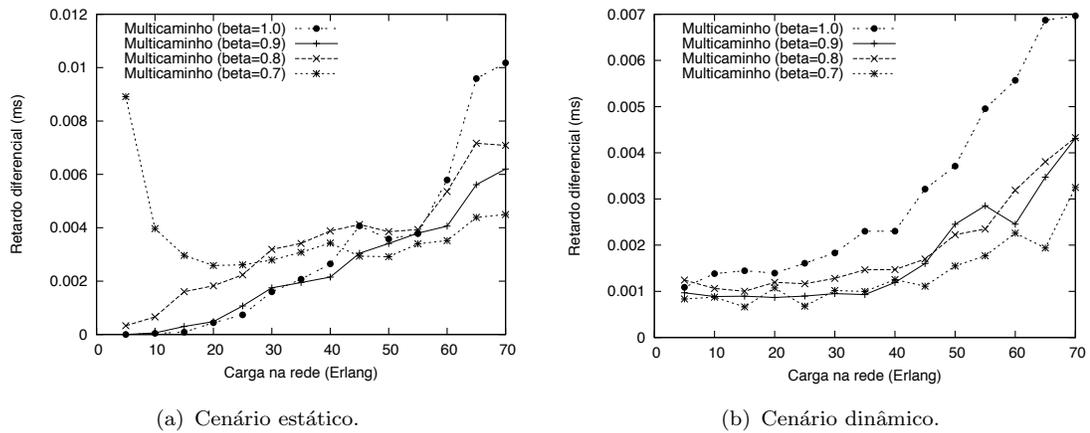


Figura 7.10: Retardo diferencial do algoritmo de roteamento multicaminho utilizando vários valores de  $\beta$  para aplicações em tempo-real.

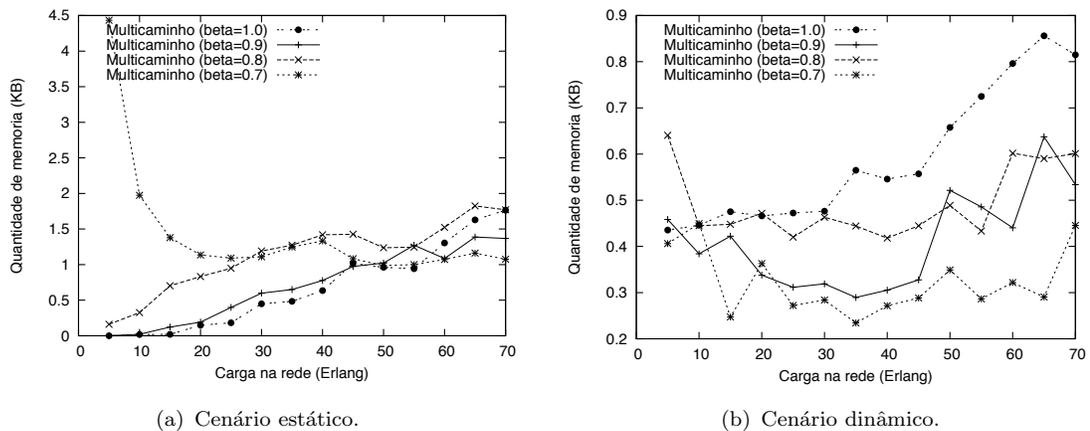


Figura 7.11: Quantidade de memória requerida pelo algoritmo de roteamento multicaminho utilizando vários valores de  $\beta$  para aplicações em tempo-real.

### 7.3.2 Aplicações de transferência de dados

As aplicações de transferência de dados, como a troca de informações entre tarefas em uma grade computacional, não são afetadas pelo retardo diferencial, pois os dados transmitidos não são utilizados em tempo-real. Por outro lado, essas aplicações impõem uma restrição de retardo fim-a-fim. Tal restrição é satisfeita com mais eficiência dependendo da capacidade do algoritmo de roteamento utilizado em encontrar caminhos com maior quantidade de banda passante. Nessa seção, são apresentados os resultados para o algoritmo MRDT (Fig. 7.3) de roteamento multicaminho para aplicações de transferência de dados.

A primeira avaliação diz respeito ao ganho da vazão da rede com a utilização do algoritmo de multicaminho em relação ao algoritmo de caminho único. Como pode ser visto na Figura 7.12, o algoritmo multicaminho é capaz de prover às requisições de conexão interdomínio a banda passante necessária para atender os requisitos de retardo; o mesmo não ocorre com o algoritmo de caminho único. A baixa taxa de bloqueio pode ser observada para ambos os cenários, no caso do algoritmo multicaminho. Quando o tráfego intradomínio é considerado, a taxa de bloqueio aumenta para ambos os algoritmos devido a competição por recursos existente entre os tráfegos inter e intradomínio (Fig. 7.12(b)), mas mesmo assim os resultados do algoritmo multicaminho mantêm-se praticamente 50% menores do que os valores de taxa de bloqueio apresentados pelo algoritmo de caminho único. Em contraste com os resultados para as aplicações em tempo-real, que requerem conexões de duração relativamente longa, quando o roteamento multicaminho é utilizado, uma maior quantidade de banda passante agregada pode ser reservada permitindo que a transmissão da massa de dados possa ser concluída em períodos mais curtos, liberando os recursos dos caminhos ópticos. Portanto, a utilização dos caminhos ópticos é reduzida significativamente quando o roteamento multicaminho é utilizado em ambos os cenários como pode ser visto na Figura 7.13. O algoritmo multicaminho proposto para as aplicações de transferência de dados é capaz de acomodar muito mais requisições de conexão do que o algoritmo de caminho único, e utiliza muito menos os recursos da rede, o que acaba por minimizar o seu impacto no tráfego local dos domínios atravessados pelas conexões interdomínio.

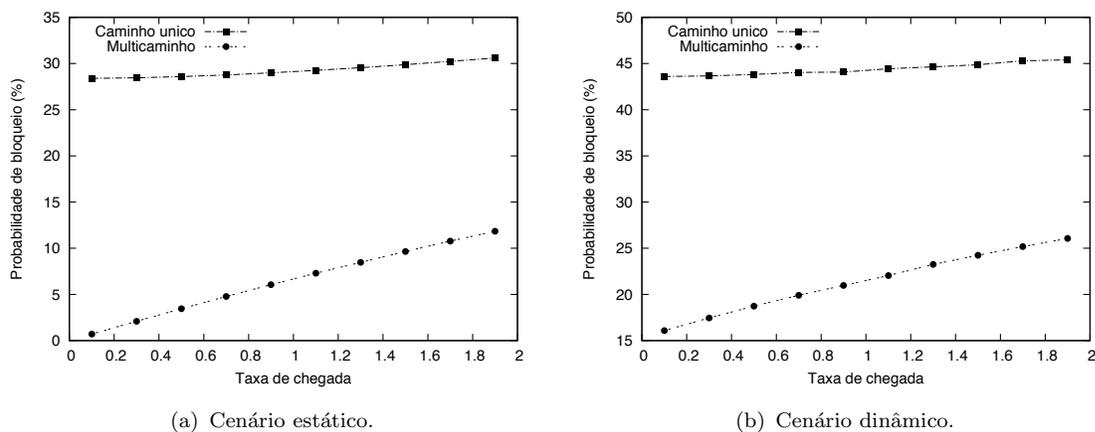


Figura 7.12: Taxa de bloqueio dos algoritmos de roteamento multicaminho e caminho único para aplicações de transferência de dados.

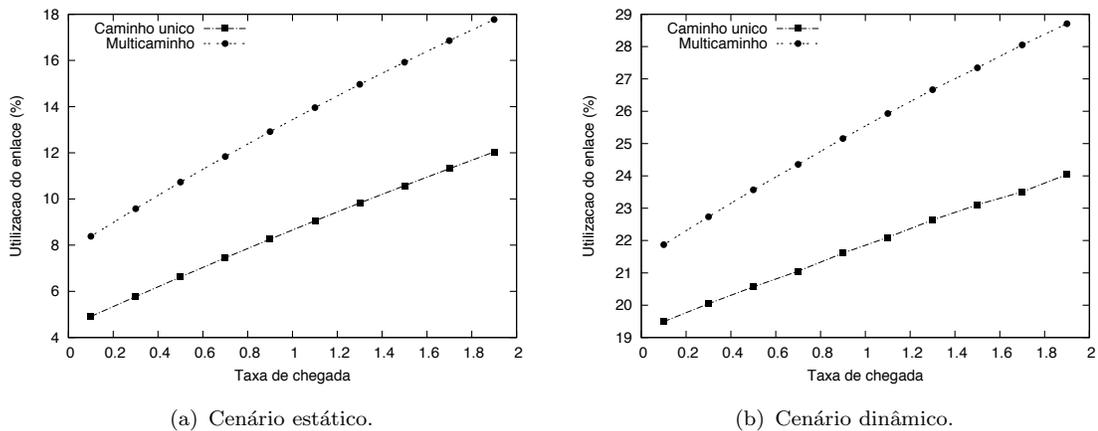
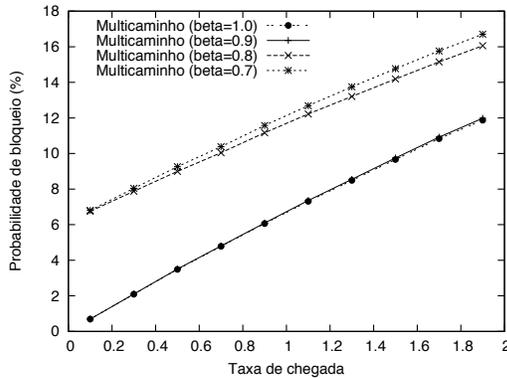


Figura 7.13: Utilização dos caminhos ópticos dos algoritmos de roteamento multicaminho e caminho único para aplicações de transferência de dados.

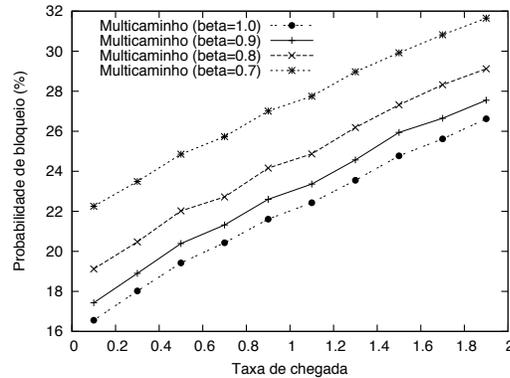
Ao avaliar as possibilidades resultadas do ajuste do valor do parâmetro  $\beta$  para o balanceamento da carga (Figura 7.14(a)), conclui-se que, para o cenário com topologia virtual estática, não houveram diferenças perceptíveis para os valores de  $\beta$  igual a 0,9 ou 1, apenas para  $\beta \leq 0,8$  ocorrem diferenças. O mesmo comportamento pode ser observado para os resultados de utilização média dos caminhos ópticos (Fig. 7.15(a)). Isso se deve ao fato de que no cenário estático não há competição com o tráfego local, existindo mais recursos disponíveis, e portanto a alocação de 90% da banda passante disponível ( $\beta = 0,9$ ) acaba sendo suficiente. Quando o valor de  $\beta$  é definido como 0,7 ou 0,8 os recursos são limitados, o que exige que o algoritmo encontre mais um caminho para atender a requisição de banda, e portanto ocorrem os saltos de taxa de bloqueio e de utilização dos caminhos ópticos observados nas Figuras 7.14(a) e 7.15(a). Todavia, mesmo para o pior dos casos do algoritmo multicaminho ( $\beta = 0,7$ ), a diferença em relação a taxa de bloqueio obtida com o algoritmo de caminho único (Fig. 7.12(a)) é da ordem de 28%.

Quando o tráfego intradomínio é considerado, a disputa pelos recursos aumenta e portanto o valor do parâmetro  $\beta$  passa a ter um impacto maior na alocação de caminhos realizada pelo algoritmo de multicaminhos. Quanto menor o valor de  $\beta$ , maior é a taxa de bloqueio experimentada na rede (Fig. 7.14(b)) e, conseqüentemente, menor é a utilização dos caminhos ópticos (Fig. 7.15(b)). Isso se deve ao fato de o algoritmo ter que buscar mais caminhos alternativos para poder servir a mesma chamada. Mesmo no pior caso, quando  $\beta = 0,7$ , ou seja, quando apenas 70% da banda passante disponível pode ser utilizada pelo algoritmo de multicaminhos, sua taxa de bloqueio para a carga mais alta (2 Erlang) ficou em 32% que é menor que os 44% gerados pelo algoritmo de caminho único. Em resumo, dado que a diminuição do valor do parâmetro  $\beta$  acarreta no aumento da taxa de bloqueio, escolher valores menores para  $\beta$  nem sempre é a melhor opção. O

valor de  $\beta$  deve ser escolhido de forma cuidadosa buscando limiares como o observado nas Figuras 7.14(a) e 7.15(a).

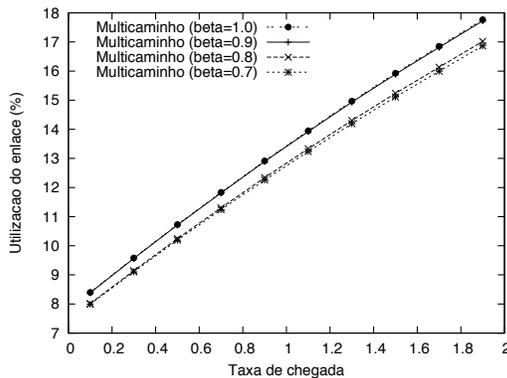


(a) Cenário estático.

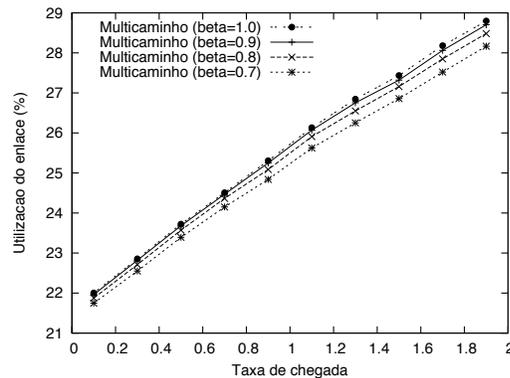


(b) Cenário dinâmico.

Figura 7.14: Taxa de bloqueio do algoritmo de roteamento multicaminho utilizando vários valores de  $\beta$  para aplicações de transferência de dados.



(a) Cenário estático.



(b) Cenário dinâmico.

Figura 7.15: Utilização dos enlaces do algoritmo de roteamento multicaminho utilizando vários valores de  $\beta$  para aplicações de transferência de dados.

## 7.4 Resumo conclusivo

Neste capítulo, apresentou-se um arcabouço para o estabelecimento e provisionamento de conexões interdomínio para redes ópticas WDM com agregação de tráfego. Foram propostos mecanismos para superar os problemas de eficiência e escalabilidade das topologias virtuais com reserva antecipada e utiliza-se o roteamento multicaminho para facilitar a

acomodação das conexões interdomínio, quando a banda passante disponível flutua devido ao tráfego intradomínio.

O mecanismo proposto distingue-se dos mecanismos de roteamento interdomínio existentes ao permitir o roteamento multicaminho no aprovisionamento de serviços interdomínio. O mecanismo pode superar os problemas de eficiência e escalabilidade do cenário estático com topologia virtual obtida através da reserva antecipada de banda passante. No caso do cenário dinâmico, o roteamento multicaminho permite a acomodação da demandas de conexões devido a banda passante agregada provida por múltiplos caminhos, mesmo na presença de tráfego intradomínio.

Os resultados apresentados mostram que os algoritmos multicaminhos propostos superaram a solução tradicional de caminho único em todos os cenários avaliados. O algoritmo especializado em aplicações multimídia de tempo-real foi capaz de reduzir a taxa de bloqueio da rede em até uma ordem grandeza e aumentar a vazão da rede, o requisito de memória no nó de destino foi mantido estável o que viabiliza a sua aplicação em redes reais. O algoritmo voltado para aplicações de transferência de dados conseguiu reduzir a taxa de bloqueio em mais de 50% e manter a taxa de utilização da rede baixa devido a sua capacidade de agregação de banda passante. Ambos os algoritmo possuem um parâmetro  $\beta$  que permite o ajuste do nível de banda passante alocável pelo algoritmo, o que é especialmente interessante no cenário dinâmico, no qual busca-se minimizar o impacto da alocação de recursos interdomínio no tráfego local de cada domínio atravessado.

# Capítulo 8

## Conclusões e Trabalhos Futuros

Esta Tese apresentou um estudo abrangente sobre o problema de agregação de tráfego em redes ópticas WDM. Foram estudados diferentes aspectos do problema de agregação em diferentes contextos de rede.

No estudo conceitual apresentado no capítulo 4, foi proposta a utilização de um algoritmo parametrizado para a coloração mínima dos vértices de um grafo quase-cordal na obtenção de uma solução de baixa complexidade para o problema de alocação de comprimentos de onda em redes ópticas WDM. Mostrou-se que, em um cenário real, a abordagem parametrizada apresenta uma complexidade de tempo que não depende diretamente da complexidade do cenário, e que pode se manter estável apesar do crescimento do tamanho da entrada. Os resultados obtidos abrem novos caminhos para a utilização da teoria da complexidade parametrizada em problemas de RWA em redes ópticas WDM.

No capítulo 5, estudou-se o problema de agregação dinâmica de tráfego, e a deficiência no balanceamento de tráfego foi identificada nas soluções que representam o estado da arte. Uma nova solução de baixa complexidade foi apresentada com o intuito de sanar as deficiências apresentadas na literatura. O Algoritmo proposto foi capaz de balancear o tráfego de forma justa e ainda apresentou valores da taxa de bloqueio até três ordens de grandeza inferiores aos resultados presentes na literatura sem, no entanto, onerar o custo ou a complexidade da solução. Em uma segunda etapa, o mecanismo de expansão dos algoritmos testados foi avaliado, mostrou-se que o impacto na complexidade de tempo dos algoritmos imposto por tal mecanismo pode ser minimizado, dado que o ganho de desempenho de até 20% provido por eles não é tão expressivo se comparado ao seu ganho de complexidade de tempo de até uma ordem de grandeza. Em cenários onde o tempo de resposta é uma questão vital, os resultados mostram que pode-se, até, remover completamente a fase de expansão dos algoritmos e ainda obter resultados satisfatórios.

No capítulo 6, propôs-se uma nova visão para o problema de agregação de tráfego, no qual as demandas por conexões possuem requisições de banda passante superiores a

capacidade de um caminho óptico. São propostos dois algoritmos de RWA com diferentes mecanismos de roteamento, o roteamento por caminho único e o roteamento por múltiplos caminhos. Os resultados obtidos mostram que, mesmo utilizando apenas dois caminhos alternativos, o algoritmo multicaminho foi capaz de reduzir a taxa de bloqueio em mais de uma ordem de grandeza em relação a solução tradicional. Além disso, observou-se que, no caso de falha em um enlace, pelo menos 30% do tráfego servido pelo algoritmo multicaminho não é afetado, o que torna a solução proposta uma ótima opção para ser implementada em cenários de redes confiáveis.

O capítulo 7 analisou o problema de agregação em um cenário de redes ópticas multi-domínio com demandas de tráfego de alta-capacidade e requisitos de QoS. Os algoritmos propostos para diferentes tipos de aplicação foram avaliados tanto em um ambiente de alocação antecipada de recursos, quanto em um ambiente de alocação dinâmica. Os resultados apresentados mostraram que os algoritmos multicaminhos propostos superam a solução tradicional de caminho único em todos os cenários avaliados. O algoritmo especializado em aplicações multimídia de tempo real foi capaz de reduzir a taxa de bloqueio em até uma ordem grandeza e aumentar a vazão da rede. O algoritmo voltado para aplicações sensíveis ao atraso conseguiu reduzir a taxa de bloqueio em mais de 50% e manter a taxa de utilização da rede baixa devido a sua capacidade de agregação de banda passante.

Todos os estudos apresentados nessa Tese tem como característica principal a busca por soluções eficientes para o problema de agregação dinâmica de tráfego. Esse objetivo foi alcançado, tanto pela busca de novas formas de modelar o problema de RWA com baixa complexidade; quanto pela proposição de algoritmos de baixa complexidade; bem como pela proposição de soluções para diversos cenários de redes ópticas WDM, considerando cenários dinâmicos de tráfego de baixa, alta e altíssima capacidade, além de se avaliar as soluções propostas em cenários com uma única rede ou com múltiplos domínios.

A seguir são apresentados resultados preliminares de trabalhos em andamento relacionados a alguns dos temas apresentados nessa Tese. Além disso, são apontados alguns tópicos que merecem investigação futura, mas que ainda não foram considerados pelo autor.

O trabalho realizado no capítulo 4 é a parte inicial de uma pesquisa em andamento para avaliar a potencialidade da coloração parametrizada de grafos quase-cordais na solução de problemas de RWA em redes ópticas WDM. Os resultados apresentados nessa Tese estimularam a continuidade da investigação, o que levou a proposição de um novo algoritmo de roteamento, com o intuito de propor uma solução completa de roteamento e alocação de comprimentos de onda. A primeira versão do algoritmo de roteamento proposto é capaz de calcular rotas que minimizam o tamanho do modulador no grafo auxiliares construído, levando-o a ser quase-cordal independentemente da quantidade de caminhos ópticos que precisam ser estabelecidos. Resultados preliminares mostram que a solução composta pelo

novo algoritmo de roteamento em conjunto com o algoritmo parametrizado de alocação de comprimentos de onda é capaz de fornecer soluções de baixa complexidade. No entanto, a sua aplicação em cenários realistas ainda não é possível dado o fato de que as rotas calculadas pelo algoritmo de roteamento levam a necessidade de um grande número de comprimentos de onda disponíveis na rede, recurso esse que pode não estar disponível em um cenário real.

Como trabalhos futuros para este tema, sugere-se a investigação de modificações a serem feitas nos algoritmos de roteamento para que ele seja capaz de calcular rotas que levem a alocação de comprimentos de onda com baixa complexidade que possam ser estabelecidas em cenários reais. Adicionalmente, pretende-se revisar a implementação de todos os algoritmos com o intuito de diminuir o seu tempo de execução, o que poderá permitir o seu uso prático em cenários dinâmicos de chegadas de chamadas de requisição em lote.

Em relação ao algoritmo de agregação dinâmica de tráfego baseado em zona proposto no capítulo 5, sugere-se, como trabalho futuro, a avaliação de novos modelos de custo visando a especialização do algoritmo para diferentes cenários de redes ópticas, contendo, ou não, conversores de comprimentos de onda; não permitindo, ou limitando, o estabelecimento de caminhos ópticos de múltiplos saltos; considerando múltiplas fibras e OXCs heterogêneos.

A solução de alocação para demandas de altíssima capacidade proposta no capítulo 6, inspirou um estudo sobre a capacidade de proteção parcial provida pelo roteamento multicaminho, e está sendo investigada uma solução para o problema de alocação de recursos para demandas de altíssima capacidade em redes ópticas WDM com proteção parcial, que minimize o impacto no tráfego local (baixa capacidade) da rede. Como trabalho futuro, pode-se estender a PLI proposta no capítulo 6 para que seja capaz de lidar com demandas de granularidades que não sejam múltiplas de um comprimento de onda, o que levaria ao compartilhamento de caminhos ópticos por mais de uma requisição.

Os algoritmos para o estabelecimento de chamadas multidomínio propostos no capítulo 7 estão sendo modificados para suportar aplicações de tempo-real e de larga escala que requerem grades computacionais espalhadas em múltiplos domínios para sua execução. Tal cenário demanda requisitos de QoS como, por exemplo, retardo mínimo para a transmissão de dados entre tarefas dependentes, ou para a migração de tarefas entre hospedeiros localizados em domínios de rede diferentes. Um importante trabalho futuro para o estudo do capítulo 7 é a consideração de cenários de rede multidomínio de topologia virtual dinâmica, ou seja, no qual novos caminhos ópticos possam ser estabelecidos sob demanda para as requisições de chamadas. Nesse caso, é necessário propor algoritmos de RWA para operar em cada domínio separadamente, e também deve-se avaliar a sobrecarga de controle imposta a cada chamada dado o potencial estabelecimento dinâmico de recursos em

todos os domínios atravessados.

# Apêndice A

## WDMSim

Em 2006, com o início da formação do grupo de pesquisa em redes ópticas do Laboratório de Redes de Computadores, novas linhas de trabalho surgiram, entre elas, o estudo de problemas de engenharia de tráfego em redes ópticas WDM e IP/WDM.

A necessidade de uma ferramenta de simulação levou o autor a pesquisar a literatura em busca de soluções existentes para estudar a interação entre a camada IP e a camada óptica. Para tal estudo, é necessário que ambas as camadas estejam implementadas no ambiente de simulação considerado. Várias ferramentas de simulação podem ser encontradas na literatura. Em [78], é feita uma análise de várias delas, a saber, J-Sim [90], OMNeT++ [136], GLASS [62], NS-2 [89] e OPNET [91]. Entre elas, o Network Simulator 2 (NS-2) [89] foi eleito pois, além de ser um ambiente de simulação de código aberto tido como referência na área de simulação de redes IP, possui implementado um módulo MPLS que poderia servir como base para o desenvolvimento de um plano de controle GMPLS. Além disso, em [141] avalia-se o módulo *OWns* [79], criado em 2001, que permite a simulação de redes WDM com o NS-2. Todavia, o *OWns* não promove a integração entre as camadas IP e WDM, possibilitando apenas a simulação de redes WDM transparentes.

A partir do módulo *OWns*, em 2007, o autor desenvolveu um módulo para simulação de redes IP/WDM [48]. Todavia, apesar da possibilidade de avaliação da interface entre as camadas WDM e IP, na prática, as taxas de transmissão que podiam ser simuladas eram bastante limitadas. Isso se devia, em grande parte, ao fato de que a camada óptica implementada (baseada no módulo *OWns*) não realizava a abstração de um circuito óptico de forma eficiente, o que acabava gerando um número elevado de eventos em uma simulação, impactando diretamente no tempo de execução e, principalmente, na quantidade de memória requerida pelo simulador.

No início de 2008, os algoritmos apresentados no capítulo 5 dessa Tese começaram a ser idealizados, trazendo a necessidade do desenvolvimento de um ambiente de simulação no qual os algoritmos de agregação e RWA propostos, pudessem ser implementado e ava-

liados em diferentes cenários de redes ópticas WDM. Foi, então, desenvolvido o simulador WDMSim [33].

O simulador WDMSim é um simulador de eventos discretos para redes ópticas desenvolvido em Java, capaz de simular tráfego com chegadas e partidas de requisições de conexão em uma rede WDM com capacidade de agregação. Para cada chegada, o simulador executa o algoritmo de agregação/RWA avaliado, que é responsável pela aceitação ou bloqueio da chamada. Todas as operações necessárias para a obtenção de informações sobre o estado da rede, a alocação de caminhos ópticos e aceitação ou bloqueio das chamadas são acessíveis através de uma interface simples, o que facilita a adição de novos algoritmos ao simulador.

Recentemente, após a fase de validação e experimentação, o simulador WDMSim foi disponibilizado para a comunidade através do endereço eletrônico:

<http://www.lrc.ic.unicamp.br/wdmsim>

O restante desse apêndice está organizado da seguinte forma: a Seção A.1 apresenta uma breve discussão sobre o projeto do simulador WDMSim; e na Seção A.2 são dados exemplos do uso do simulador.

## A.1 Projeto do simulador WDMSim

O simulador WDMSim pode ser logicamente separado em 4 partes, a configuração do ambiente de simulação, a geração da lista de eventos, a simulação em si, e a geração dos resultados.

### Configuração do ambiente de simulação

A configuração do ambiente de simulação é inteiramente feita através da leitura de vários parâmetros de um arquivo XML, como exemplificado abaixo. A tag `<rwa>` fornece o nome do algoritmo de agregação/RWA que será considerado na simulação, a tag `<traffic>` contém todos os dados relativos ao tráfego que será gerado, e a tag `<physical-topology>` declara a topologia da rede, incluindo todos os nós e enlaces.

```
<wdmsim version="0.1">
```

```
<rwa module="MyRWA"/>
```

```
<traffic calls="10000" load="100" max-rate="192">
```

```
<calls holding-time="1" rate="1" cos="1" weight="1"/>
```

```

<calls holding-time="1" rate="3" cos="1" weight="1"/>
<calls holding-time="1" rate="12" cos="1" weight="1"/>
</traffic>

<physical-topology name="Network" wavelengths="8">
<nodes>
<node id="0" grooming-in-ports="16" grooming-out-ports="16"
wlconverters="4" wlconversion-range="2"/>
<node id="1" grooming-in-ports="16" grooming-out-ports="16"
wlconverters="4" wlconversion-range="2"/>
<node id="2" grooming-in-ports="16" grooming-out-ports="16"
wlconverters="4" wlconversion-range="2"/>
</nodes>

<links>
<link source="0" destination="1" delay="2.5" bandwidth="192" weight="500"/>
<link source="1" destination="0" delay="2.5" bandwidth="192" weight="500"/>
<link source="0" destination="2" delay="3.75" bandwidth="192" weight="750"/>
<link source="2" destination="0" delay="3.75" bandwidth="192" weight="750"/>
<link source="1" destination="2" delay="5" bandwidth="192" weight="1000"/>
<link source="2" destination="1" delay="5" bandwidth="192" weight="1000"/>
</links>
</physical-topology>

</wdmsim>

```

Como pode-se ver no XML acima, o tráfego configurado é composto por 10000 chamadas com taxas de transmissão uniformemente escolhidas entre OC-1, OC-3 e OC-12, sendo que todas possuem um tempo médio de duração de uma unidade de tempo. A carga simulada na rede é de 100 *Erlang*.

O simulador WDMSim aceita a declaração de nós (OXCs) com capacidade parcial de agregação (`grooming-in/out-ports`) e de conversão de comprimentos de onda (`wlconverters` e `wlconversion-range`). A capacidade de transmissão dos comprimentos de onda de um enlace podem ser declaradas em qualquer unidade, no caso, o número 192 se refere a capacidade da portadora OC-192 (10Gbps), sendo que diferentes enlaces podem possuir diferentes capacidades.

## Geração dos eventos da simulação

A partir das informações existentes na tag <traffic> o simulador WDMSim gera os eventos de chegada e partida baseado nas informações da carga da rede, do tempo médio de duração, e da taxa de transmissão das chamadas.

Um fila de prioridade é utilizada para armazenar todos os eventos criados (chegadas e partidas). A ordenação dos elementos dessa fila é feita de acordo com o momento em que os eventos devem ocorrer durante a simulação.

## Simulação

A execução da simulação é feita através da remoção em ordem dos eventos, a partir da fila de eventos, e a passagem do evento para o módulo de controle da simulação. Este módulo então é responsável por executar o algoritmo de agregação/RWA definido repassando a ele o evento. Por sua vez, o algoritmo de agregação/RWA, baseado nas informações de estado da rede e no evento recebido, toma a decisão de aceitar ou bloquear uma chamada, no caso de um evento de chegada, ou simplesmente é informado de uma partida.

O algoritmo possui interfaces para alocar recursos na rede e assim poder criar as condições necessárias para o estabelecimento de uma chamada.

## Avaliação dos resultados da simulação

Durante a simulação todos os eventos são registrados em um arquivo de trace. Além disso, o simulador provê uma interface para a adição de código para o cálculo de estatísticas de interesse diretamente no simulador. Desta forma, permitindo a geração do resultados de forma imediata após o término de uma simulação.

O trace gerado pelo simulador apresenta eventos dos tipos mostrados na Figura A.1.

FORMATO PARA FLOWS

EVENT	TIME	ID	SRC	DST	RATE	DURATION	CoS	LIGHTPATHS
flow-accepted	-	12	1	2	4	10	5	7 8 9
flow-blocked	-	14	3	4	5	11	6	
flow-arrived	1.023	32	5	6	7	4	7	
flow-departed	0.045	21	-	-	-	-	-	

FORMATO PARA LIGHTPATHS

EVENT	ID	SRC	DST	LINK_WAVELENGTH
lightpath-created	3	2	12	6_7_8_9_10_11
lightpath-removed	5	4	16	1_2_3_7

Figura A.1: Tipos de eventos gerados pelo simulador WDMSim.

## Diagrama de classes do simulador

A Figura A.2 mostra o diagrama de classes do WDMsim contendo as principais classes implementadas no simulador.

Destaca-se a classe `MyRWA`, que exemplifica um algoritmo de agregação/RWA, podendo ser um novo algoritmo adicionado pelo usuário. Observa-se que o algoritmo deve implementar a interface `RWA` que o obriga a construir 3 métodos: `simulationInterface`, que provê os apontadores para que o algoritmo acesse as informações das topologias física e virtual, além do plano de controle da rede; o método `flowArrival`, que permite ao plano de controle encaminhar a requisição de estabelecimento de um novo fluxo; e o método `flowDeparture`, que é utilizado pelo plano de controle para informar da partida de um determinado fluxo.

## A.2 Execução do simulador WDMsim

A seguir, é apresentado um pequeno guia para a utilização do simulador WDMsim.

### Como executar o simulador

O simulador deve ser executado a partir da linha de comando da seguinte forma:

```
you@computer:~$ java -jar WDMsim.jar  
Usage: WDMsim simulation_file seed [-trace] [-verbose] [minload maxload step]
```

Os parâmetros obrigatório do simulador são os seguintes:

- `simulation_file`: o arquivo XML contendo os parâmetros da simulação;
- `seed`: apesar do nome, não se trata de uma semente para um gerador de números aleatórios, mas de um número no intervalo  $[1, 25]$  que define um entre 25 diferentes conjuntos de sementes escolhidas internamente pelo simulador de forma a maximizar a qualidade das sequências aleatórias utilizadas. Note que mais do que uma rodada de uma mesma simulação com diferentes sementes é necessário para a geração de resultados com intervalos de confiança.

Os parâmetros opcionais são os seguintes:

- `trace`: define a geração do arquivo de trace;
- `verbose`: define o modo de geração de mensagens na tela sobre os passos da simulação;

- `minload maxload step`: permite a automação de diversas execuções de uma mesma simulação para uma faixa de cargas no intervalo `[minload, maxload]` e incremento `step`.

## Exemplo de uso

```
you@computer:~$ java -jar WDMSim.jar simulation-nsf.xml 1 > results
```

Nesse exemplo, a simulação descrita no arquivo `simulation-nsf.xml` será executada utilizando o primeiro grupo de sementes.

```
you@computer:~$ java -jar WDMSim.jar simulation-nsf.xml 1 10 50 10 > results
```

Nesse exemplo, a simulação descrita no arquivo `simulation-nsf.xml` será executada 5 vezes para as cargas (10, 20, 30, 40 e 50) utilizando o primeiro grupo de sementes.

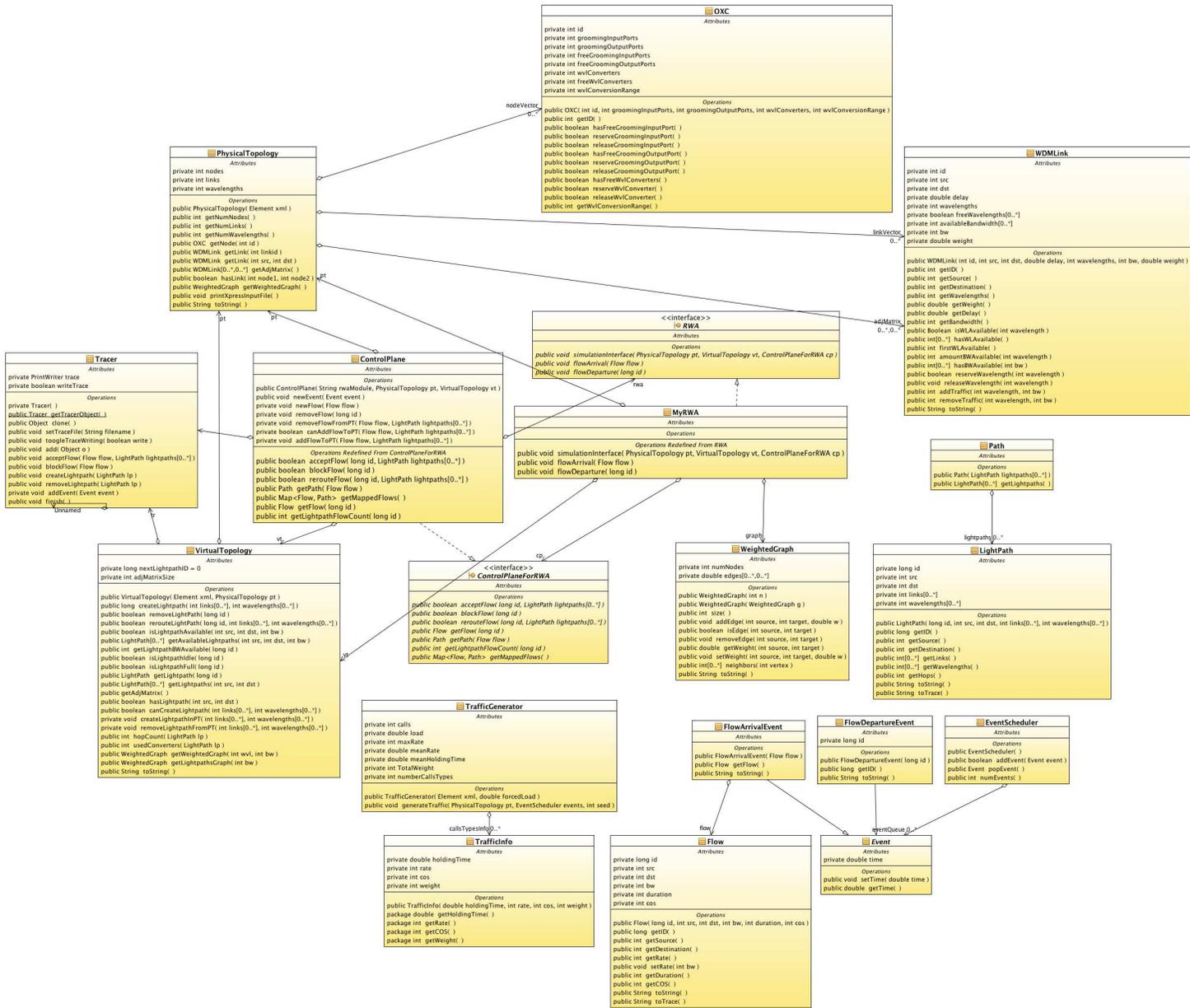


Figura A.2: Diagrama de classes do simulador WDMSim.

# Referências Bibliográficas

- [1] S. Ahuja, T. Korkmaz, and M. Krunz. Minimizing the differential delay for virtually concatenated ethernet over sonet systems. In *International Conference on Computer Communications and Networks*, pages 205–210, 2004.
- [2] D. Banerjee and B. Mukherjee. A practical approach for routing and wavelength assignment in large wavelength-routed optical networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 14(5):903–908, 1996.
- [3] N. Banerjee and S. Sharan. A evolutionary algorithm for solving the single objective static routing and wavelength assignment problem in wdm networks. In *Proceedings of International Conference on Intelligent Sensing and Information Processing*, pages 13–18, 2004.
- [4] Daniel M. Batista, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. Scheduling grid tasks under uncertain demands. In *ACM - Symposium on Applied Computing*, 2008.
- [5] Daniel M. Batista, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. Um escalonador de tarefas dependentes robusto à incertezas nas descrições das aplicações em grades. In *CSBC - WPerformance*, 2008.
- [6] Daniel M. Batista, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. Robust scheduler for grid networks. In *ACM - Symposium on Applied Computing*, 2009.
- [7] R. Berry and E. Modiano. Reducing electronic multiplexing costs in sonet/wdm rings with dynamically changing traffic. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(10):1961–1971, 2000.
- [8] H.L. Bodlaender, R.G. Downey, M.R. Fellows, M.T. Hallett, and H.T. Wareham. Parameterized complexity analysis in computational biology. *Bioinformatics*, 11(1):49–57, 1994.

- [9] Jack Brassil, Abhijit K. Choudhury, and Nicholas F. Maxemchuk. The manhattan street network: a high performance, highly reliable metropolitan area network. *Computer Networks and ISDN Systems*, 26(6–8):841–858, 1994.
- [10] Jesper M. Byskov. Enumerating maximal independent sets with applications to graph colouring. *Operations Research Letters*, 23(6):547–556, 2004.
- [11] Leizhen Cai. Fixed-parameter tractability of graph modification problems for hereditary properties. *Information Processing Letters*, 58(4):171–176, 1996.
- [12] Leizhen Cai. Parameterized complexity of vertex colouring. *Discrete Applied Mathematics*, 127(3):415–429, 2003.
- [13] I. Castineyra, N. Chiappa, and M. Steenstrup. The nimrod routing architecture. In *IETF RFC*, August 1996.
- [14] Isabella Cerutti, Andrea Fumagalli, and Sonal Sheth. Performance versus cost analysis of wdm networks with dynamic traffic grooming capabilities. In *Proceedings of IEEE*, pages 425–430, 2004.
- [15] Marco Cesati. Compendium of parameterized problems. <http://www.sprg.uniroma2.it/home/cesati/research/compendium/>, September 2006.
- [16] M. Chamania, X. Chen, and A. Jukan. An adaptive inter-domain pce framework to improve resource utilization and reduce inter-domain signaling. *Optical Switching and Networking*, 6(4):259–2677, 2009.
- [17] Mohit Chamania and Admela Jukan. A survey of inter-domain peering and provisioning solutions for the next generation optical networks. *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, 11:33 – 51, 2009.
- [18] Bin Chen, S.K. Bose, and Wen-De Zhong. Priority enabled dynamic traffic grooming. *IEEE Communications Letters*, 9(4):366–368, 2005.
- [19] Bin Chen, Wen-De Zhong, and S.K. Bose. A path inflation control strategy for dynamic traffic grooming in ip/mps over wdm network. *IEEE Communications Letters*, 8(11):680–682, 2004.
- [20] Xiaomin Chen, Mohit Chamania, Admela Jukan, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. On the benefits of multipath routing for distributed data-intensive applications with high bandwidth requirements and multidomain reach. In *IEEE Conference on Communication Networks and Services Research*, 2009.

- [21] Xiaomin Chen, Mohit Chamania, Admela Jukan, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. Qos-constrained multi-path routing for high-end network applications. In *IEEE High-Speed Networks Workshop*, 2009.
- [22] Xiaomin Chen, Admela Jukan, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. A multipath routing mechanism in optical networks with extremely high bandwidth requests. In *IEEE Global Communications Conference*, 2009.
- [23] A. Chiu and E. Modiano. Traffic grooming algorithms for reducing electronic multiplexing costs in wdm ring networks. *IEEE Journal on Lightwave Technology*, 18(1):2–12, 2000.
- [24] I. Chlamtac, A. Ganz, and G. Karmi. Lightpath communications: An approach to high-bandwidth optical wans. *IEEE Transactions on Communications*, July 1992.
- [25] R.Lo Cigno, E.Salvadori, and Z.Zsoka. Elastic traffic effects on wdm grooming algorithms. In *Proceedings of Globecom*, 2004.
- [26] T. Cinkler and L.Gyarmati. Mpp: Optimal multi-path routing with protection. In *IEEE International Conference on Communications*, pages 165–169, 2008.
- [27] C.Zhao and J.Q.Hu. Traffic grooming for wdm rings with dynamic traffic. manuscript, 2003.
- [28] Ewa Deelman. Clouds: An opportunity for scientific applications? (keynote in the 2008 Cracow Grid Workshops), 2008.
- [29] Ewa Deelman, Gurmeet Singh, Mei-Hui Su, James Blythe, Yolanda Gil, Carl Kesselman, Gaurang Mehta, Karan Vahi, G. Bruce Berriman, John Good, Anastasia Laity, Joseph C. Jacob, and Daniel S. Katz. Pegasus: A framework for mapping complex scientific workflows onto distributed systems. *Scientific Programming Journal*, 13(3):219–237, 2005.
- [30] D.Gao, Y. Shu, S.Liu, and O.W.W.Yang. Delay-based adaptive load balancing in mpls networks. In *IEEE International Conference on Communications*, volume 2, pages 1184–1188, 2002.
- [31] Elias A. Doumith and Maurice Gagnaire. Impact of traffic predictability on wdm exc/oxc network performance. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 25(5):895–904, 2007.
- [32] Rod G. Downey and M.R. Fellows. *Parameterized Complexity*. Monographs in Computer Science. Springer, 1999.

- [33] André C. Drummond. Wdmsim (<http://www.lrc.ic.unicamp.br/wdmsim>), 2010.
- [34] André C. Drummond and Fonseca Nelson L. S. da;. Um algoritmo rápido, eficiente e justo para agregação dinâmica de tráfego em redes wdm. *Revista Brasileira de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos*, 2009.
- [35] André C. Drummond and Fonseca Nelson L. S. da;. Fairness in zone-based algorithms for dynamic traffic grooming in wdm mesh networks. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, 2010.
- [36] André C. Drummond and Nelson L. S. da Fonseca. A fixed-parameter tractable approach for the wavelength assignment problem in transparent networks. *IEEE Communications Letters*, 12(7):523–525, July 2008.
- [37] André C. Drummond and Nelson L. S. da Fonseca. Um algoritmo tratável por parâmetro-fixo para a alocação de comprimentos de onda em redes wdm. In *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos*, pages 163–173, Rio de Janeiro, Brasil, 2008.
- [38] André C. Drummond and Nelson L. S. da Fonseca. Fair and efficient dynamic traffic grooming algorithm for wdm mesh networks. In *IEEE Global Communications Conference*, 2009.
- [39] André C. Drummond and Nelson L. S. da Fonseca. On-line dynamic traffic grooming algorithms for wdm mesh networks. In *IEEE International Conference on Communications*, pages 1–5, 2009.
- [40] André C. Drummond and Nelson L. S. da Fonseca. Um algoritmo eficiente e justo para agregação dinâmica de tráfego em redes wdm. In *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos*, pages 17–30, 2009.
- [41] André C. Drummond, Nelson L. S. da Fonseca, and Mike Devetsikiotis. A comparison of measurement-based equivalent bandwidth estimators. In *Proceedings of IEEE Globecom 2004 - CAMAD Workshop*, pages 320–326, Dallas, Texas, 2004.
- [42] André C. Drummond, Nelson L. S. da Fonseca, and Mike Devetsikiotis. Técnicas fuzzy na otimização de recursos em redes auto-ajustáveis. In *anais XXV Congresso da SBC - IV Wperformance*, pages 2964–2983, São Leopoldo, RS, Brasil, 2005.
- [43] André C. Drummond, Nelson L. S. da Fonseca, and Mike Devetsikiotis. Uma avaliação de estimadores de banda passante baseados em medições. In *anais XXV Congresso da SBC - IV Wperformance*, pages 2946–2963, São Leopoldo, RS, Brasil, 2005.

- [44] André C. Drummond, Nelson L. S. da Fonseca, and Mike Devetsikiotis. Bandwidth allocation in self-sizing networks under uncertain constraints. In *IEEE International Conference on Communications*, pages 681–686, Istanbul, Turkey, 2006.
- [45] André C. Drummond, Nelson L. S. da Fonseca, and Mike Devetsikiotis. A multiobjective fuzzy bandwidth partitioning model for self-sizing networks. *European Journal of Operational Research*, 191(3):1161–1174, 2008.
- [46] André C. Drummond, Nelson L. S. da Fonseca, and Russel Gyurek. A fixed-parameter tractable algorithm for the wavelength assignment in wdm mesh networks. In *IEEE International Conference on Communications*, pages 181–185, Beijing, China, 2008.
- [47] André C. Drummond and Nelson L. S. da; Fonseca. On the effectiveness of expansion mechanisms in zone-based dynamic traffic grooming algorithms. In *IEEE International Conference on Communications*, 2010.
- [48] André C. Drummond, Renato T. R. Silva, Sávio R. A. S. ROSA, and Nelson L. S. da Fonseca. Ip over wdm module for the ns-2 simulator. In *CAMAD - IEEE International Conference on Communications*, pages 207–211, Beijing, China, 2008.
- [49] Rudra Dutta, Ahmed E. Kamal, and George N. Rouskas. *Traffic Grooming for Optical Networks: Foundations, Techniques and Frontiers*. Springer, 2008.
- [50] Rudra Dutta and George N. Rouskas. Traffic grooming in wdm networks: Past and future. *IEEE Network*, pages 46–56, November/December 2002.
- [51] EK.M.F. Elsayed. Dynamic routing, wavelength, and fibre selection algorithms for multifiber wdm grooming networks. In *Proceedings of EE Communications*, volume 152, pages 119–27, 2005.
- [52] David Eppstein. Small maximal independent sets and faster exact graph colouring. *J. Graph Algorithms & Applications*, 7(2):131–140, 2003.
- [53] Thomas Erlebach and Stamatis Stefanakos. Wavelength conversion in networks of bounded treewidth. Technical report, Institut für Technische Informatik und Kommunikationsnetze Computer Engineering and Networks Laboratory, 2002.
- [54] Jing Fang and Arun K. Somani. IP traffic grooming over wdm optical networks. In *Proceedings of IFIP/IEEE 9th conference on Optical Network Design and Modeling*, pages 393–402, Milan, Italy, February 2005.

- [55] F. Farahmand, Xiaodong Huang, and J.P. Jue. Efficient online traffic grooming algorithms in wdm mesh networks with drop-and-continue node architecture. In *Proceedings of the First International Conference on Broadband Networks*, pages 180–189, 2004.
- [56] Jörg Flum and Martin Grohe. *Parameterized Complexity Theory*. Springer, 2006.
- [57] IGUATEMI EDUARDO DA FONSECA. *Uma Abordagem para Aproveitamento e Diferenciação de QoS Óptico na Presença de FWM em Redes Ópticas Transparentes*. PhD thesis, FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS, 2005.
- [58] D. Gao, Y. Shu, S. Liu, and O.W.W. Yang. Delay-based adaptive load balancing in mpls networks. In *IEEE International Conference on Communications*, volume 2, pages 1184–1188, 2002.
- [59] O. Gerstel, R. Ramaswami, and G.H. Sasaki. Cost-effective traffic grooming in wdm rings. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 8(5):618–630, 2000.
- [60] Martin Grohe. The parameterized complexity of database queries. In *ACM - Symposium on Principles of Database Systems*, pages 82–92, 2001.
- [61] Rongxi He, Haibo Wen, and Lemin Li. Fairness-based dynamic traffic grooming in wdm mesh networks. In *Proceedings of IEEE 10th Asia-Pacific Conference on Communications and 5th International Symposium on Multi-Dimensional Mobile Communications*, pages 602–606, 2004.
- [62] Internetworking Technologies Group NIST High Speed Network Technologies Group. Glass (<http://www-x.antd.nist.gov/glass/>), 1998.
- [63] P.-H. Ho and H. T. Mouftah. Towards optimal routing of lightpaths in dynamic wdm networks. In *IEEE ISCC*, pages 672–677, June/July 2003.
- [64] Quang-Dzung Ho and Man-Seop Lee. Practical dynamic traffic grooming in large wdm mesh networks. In *Proceedings of the Second International IEEE/Create-Net Workshop on Traffic Grooming*, pages 271–273, 2005.
- [65] Quang-Dzung Ho and Man-Seop Lee. Time-efficient near-optimal wavelength assignment in dynamically-reconfigurable wdm networks. In *Proceedings of IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing*, pages 453–456, 2005.

- [66] Quang-Dzung Ho and Man-Seop Lee. Time-efficient optimal wavelength assignment in optical wdm networks with conversion capability. *IEEE Communications Letters*, 10(3):198–200, 2006.
- [67] Quang-Dzung Ho and Man-Seop Lee. A zone-based approach for scalable dynamic traffic grooming in large wdm mesh networks. *IEEE Journal of Lightwave Technology*, 25(1):261–270, 2007.
- [68] Shanguo Huang, Yu Deng, Pei Luo, Bin Li, and Wanyi Gu. A new dynamic inter-domain routing and grooming algorithms under dedicated protection in intelligent optical networks. *Dynamics of Continuous, Discrete and Impulsive Systems*, 15(4b):589–604, March 2008.
- [69] Shu Huang and Rudra Dutta. Research problems in dynamic traffic grooming in optical networks. In *Proceedings of BROADNETS*, pages –, San José, California, October 2004.
- [70] Shu Huang, Rudra Dutta, and George N. Rouskas. Traffic grooming in path, star, and tree networks: Complexity, bounds, and algorithms. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 24(4):66–82, 2006.
- [71] Xiaodong Huang, F. Farahmand, and J.P. Jue. An algorithm for traffic grooming in wdm mesh networks with dynamically changing light-trees. In *Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference*, volume 17, pages 1813–1817, 2004.
- [72] I.Cidon, R.Rom, and Y. Shavitt. Analysis of multi-path routing. *IEEE/ACM TRANSACTIONS ON NETWORKING*, 7(6):885–896, December 1999.
- [73] Arunita Jaekel, Ataul Bari, Ying Chen, and Subir Bandyopadhyay. New techniques for efficient traffic grooming in wdm mesh networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications and Networks*, pages 303–308, 2007.
- [74] Raj Jain. *The Art of Computer Systems Performance Analysis: Techniques for Experimental Design, Measurement, Simulation and Modeling*. John Wiley & Sons, 1991.
- [75] B. Jaumard, C. Meyer, and B. Thiongane. Comparison of ilp formulations for the rwa problem. *Optical Switching and Networking*, pages 157–172, 2007.
- [76] Ramesh Kandula and Galen Sasaki. Grooming of dynamic tributary traffic in wdm rings with rearrangements. In *Proceedings of the 39th Annual Allerton Conference on Communication, Control, and Computing*, pages –, Monitcello IL, October 2001.

- [77] H.T. Kaur and et al. Bananas: An evolutionary framework for explicit and multi-path routing in the internet. In *Future Directions in Network Architecture*, 2003.
- [78] Janusz Korniak and Pawel Rózycki. Gmpls - simulation tools. In *Proceedings of the 1st Conference Tools of Information Technology*, pages 20–25, September 2006.
- [79] DAWN Networking Research Laboratory. Optical wdm network simulator (<http://dawn.cs.umbc.edu/owns/>), 2007.
- [80] E. L. Lawler. A note on the complexity of the chromatic number problem. *Inf. Process. Lett.*, 5(3):66–67, 1976.
- [81] Huan Liu and F.A. Tobagi. Traffic grooming in wdm sonet upsr rings with multiple line speeds. In *Proceedings of IEEE INFOCOM*, pages 718–729, 2005.
- [82] Qing Liu, Chongyang Xie, Tannous Frangieh, Nasir Ghani, Ashwin Gumaste, Nageswara S. V. Rao, and Tom Lehman. Inter-domain routing scalability in optical dwdm networks. In *ICCCN*, pages 1–7. IEEE, 2008.
- [83] Harsha V. Madhyastha and C. Siva Ram Murthy. Efficient dynamic traffic grooming in service-differentiated wdm mesh networks. *Computer Communications*, 45:221–235, 2004.
- [84] S. Mao, SS. Panwar, and Hou Y.T. On minimizing end-to-end delay with optimal traffic partitioning. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 55(2):681–690, 2006.
- [85] N. Maxemchuk. Routing in the manhattan street network. *IEEE Transactions on Communications*, 35(5):503–512, 1987.
- [86] Clara Meusburger and Dominic A. Schupke. Method to ensure a feasible wavelength assignment within the routing-only problem for transparent wdm networks. In *Proceedings of International Conference on Transparent Optical Networks*, pages 117–120, Rome, Italy, July 2007.
- [87] K. Mosharaf, J. Talim, and I. Lambadaris. A markov decision process model for dynamic wavelength allocation in all-optical wdm networks. In *Proceedings of IEEE GLOBECOM2003*, volume 5, pages –, December 2003.
- [88] P. Narvaez and K. Y. Siu. Efficient algorithms for multi-path link state routing. In *ISCOM*, Kaohsiung, Taiwan, 1999.
- [89] NS. Network simulator (<http://nsgam.isi.edu/nsgam/index.php>), 2007.

- [90] Hung-ying Tyan Ohio State University. J-sim network simulator (<http://www.j-sim.org>), 2007.
- [91] Inc. OPNET Technologies. Opnet (<http://www.opnet.com>), 2007.
- [92] Dash Optimization. Xpress-mp suite (<http://www.dashoptimization.com/>), 2010.
- [93] Francesco Palmieri, Ugo Fiore, and Sergio Ricciardi. Spark: A smart parametric online rwa algorithm. *Journal of Communications and Networks*, 9(4):368–376, 2007.
- [94] P. Pan, E. Hahne, and H. Schulzrinne. The border gateway reservation protocol (bgp) for tree-based aggregation of inter-domain reservations. *Journal of Communications and Networks*, 2000.
- [95] P.Sharma, J. Brassil S.Lee, and K. G. Shin. Aggregating bandwidth for multihomed mobile collaborative communities. *IEEE TRANSACTIONS ON MOBILE COMPUTING*, 6(3):280–296, March 2007.
- [96] Dantas R., Mariz D., Sadok D., Kamienski D., and A. Costa. Algoritmos para posicionamento de conversores em redes ópticas. In *SBRC - Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos*, May 2005.
- [97] S. Rai, O. Deshpande, C. Ou, C. Martel, and B. Mukherjee. Reliable multipath provisioning for high-capacity backbone mesh networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 15:803–225, August 2007.
- [98] B. Ramamurthy and B. Mukherjee. Wavelength conversion in wdm networking. *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, 16(7):1061–1073, September 1998.
- [99] R. Ramamurthy and B Mukherjee. Fixed-alternate routing and wavelength conversion in wavelength-routed optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 10(3):351–367, 2002.
- [100] S. Ramasubramanian and A.K. Somani. Analysis of optical networks with heterogeneous grooming architectures. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 12(5):931–943, 2004.
- [101] A. Rasala and G. Wilfong. Strictly non-blocking wdm cross-connects for heterogeneous networks. In *Proceedings of Thirty Second Annual ACM Symposium on Theory of Computing*, pages 514–23, 2000.

- [102] Sávio Rosa, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. Desempenho de algoritmos de proteção por caminho compartilhado sensíveis às limitações da camada física em redes wdm. In *CSBC - WPerformance*, 2009.
- [103] Sávio Rosa, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. Lightpath establishment in wdm networks with best effort shared path protection in impaired-transmissions. In *IEEE International Conference on Communications*, 2009.
- [104] Sávio Rosa, André C. Drummond, and Nelson L. S. da; Fonseca. Performance of shared path protection mechanism under physical impairments in wdm networks. In *IEEE International Conference on Optical Networking Design and Modeling*, 2009.
- [105] Sávio Rosa, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. Algoritmo para a provisão de confiabilidade diferenciada em redes ópticas sensíveis às limitações da camada física. In *SBRC - Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos*, 2010.
- [106] Sávio Rosa, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. Path protection wdm networks with impaired-transmission. *Photonic Network Communications*, 19:305–318, 2010.
- [107] Sávio Rosa, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. Shared path protection with differentiated reliability in transmission impaired wdm networks. In *IEEE International Conference on Communications*, 2010.
- [108] Frank Ruskey and Andrzej Proskurowski. Generating binary trees by transpositions. *Journal Algorithms*, 11:266–283, 1990.
- [109] Tarek Saad, Junaid Israr, Siva Sivabalan, and Hussein T. Mouftah. An evaluation for pce selection schemes for inter-domain path computation. In *Transparent Optical Networks, 2007. ICTON '07. 9th International Conference on*, 2007.
- [110] R. Sabella, P. Iovanna, G. Oriolo, and P. D'Aprile. Strategy for dynamic routing and grooming of data flows into lightpaths in new generation network based on the gmpls paradigm. *Photonic Network Communications*, 7(2):131–144, 2004.
- [111] Juliana de Santi, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. Agregação dinâmica de fluxos com duração conhecida em redes wdm através de balanceamento de tráfego. In *CSBC - WPerformance*, 2010.
- [112] Juliana de Santi, André C. Drummond, and Nelson L. S. da Fonseca. Load balancing for holding-time-aware dynamic traffic grooming. In *IEEE Global Communications Conference*, 2010.

- [113] G. Sasaki and O. Gerstel. Minimal cost wdm sonet rings that guarantee no blocking. *Optical Networks Magazine*, 4:–, October 2000.
- [114] Galen Sasaki and Tao Lin. A minimal cost wdm network for incremental traffic. In *Proceedings of IEEE ITW*, pages 5–7, Kruger National Park, South Africa, June 1999.
- [115] V. Sharma and E. A. Varvarigos. Limited wavelength translation in all-optical wdm mesh networks. In *IEEE International Conference on Computer Communications*, pages 893–901, 1998.
- [116] B. Mukherjee S.Huang and C. Martel. Survivable multipath provisioning with differential delay constraint in telecom mesh networks. In *IEEE International Conference on Computer Communications*, pages 191–195, 2008.
- [117] Renato T. R. Silva, André C. Drummond, Admela Jukan, and Nelson L. S. da Fonseca. Algoritmo para roteamento e agregação de tráfego inter-domínio em redes wdm. In *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos*, 2010.
- [118] Klaus Simon. A note on lexicographic breadth first search for chordal graphs. Technical report, Institut für Technische Informatik, 1994.
- [119] K. Sivaraman and R. Krishnaswamy. Algorithms for routing and wavelength assignment based on solutions of lp-relaxation. *IEEE Communications Letters*, pages 435–437, 2001.
- [120] R. Sofia, R. Guerin, and P. Veiga. A shared-segment inter-domain control aggregation protocol. In *High Performance Switching and Routing*, 2003.
- [121] N. Srinivas and C. Siva Ram Murthy. Design and dimensioning of a wdm mesh network to groom dynamically varying traffic. *Photonic Network Communications*, 7(2):179–191, 2004.
- [122] R. Srinivasan and A.K. Somani. A generalized framework for analyzing time-space switched optical networks. In *Proceedings of IEEE INFOCOM*, volume 1, pages 179–188, 2001.
- [123] R. Srinivasan and A.K. Somani. Dynamic routing in wdm grooming networks. *Photonic Network Communications*, 5(2):123–135, 2003.

- [124] R. Srinivasan and Arun K. Somani. Analysis of multi-rate traffic in wdm grooming networks. In *Proceedings of Eleventh International Conference on Computer Communications and Networks*, pages 296–301, 2002.
- [125] R. Srinivasan and Arun K. Somani. Request-specific routing in wdm grooming networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Communications*, volume 5, pages 2876–2880, 2002.
- [126] A. Srivastava, S. Acharya, M. Alicherry, B. Gupta, and P. Risbood. Differential delay aware routing for ethernet over sonet/sdh. In *IEEE International Conference on Computer Communications*, pages 1117–1127, 2005.
- [127] Anurag Srivastava and Abhinav Srivastava. Flow aware differential delay routing for next-generation ethernet over sonet/sdh. In *IEEE International Conference on Communications*, pages 140–145, 2006.
- [128] H. Suzuki and F. A. Tobagi. Fat bandwidth reservation scheme with multi-link and multi-path routing in atm networks. In *IEEE International Conference on Computer Communications*, 1992.
- [129] Robert E. Tarjan and Mihalis Yannakakis. Simple linear-time algorithms to test chordality of graphs, test acyclicity of hypergraphs, and selectively reduce acyclic hypergraphs. *SIAM Journal on Computing*, 13(3):566–579, 1984.
- [130] Robert E. Tarjan and Mihalis Yannakakis. Addendum: Simple linear-time algorithms to test chordality of graphs, test acyclicity of hypergraphs, and selectively reduce acyclic hypergraphs. *SIAM Journal on Computing*, 14(1):554–255, 1985.
- [131] Ian J. Taylor, Ewa Deelman, Dennis B. Gannon, and Matthew Shields. *Workflows for e-Science. Scientific Workflows for Grids*. Springer, 2007.
- [132] TeraGrid. Teragrid (<https://www.teragrid.org/>), 2010.
- [133] Thanh-Thao Nguyen Thi, Trung Tran Minh, Quang-Dzung Hos, and Man-Seop Lee. A time and cost efficient dynamic traffic grooming algorithm for optical mesh networks. In *Proceedings of the Second International IEEE/Create-Net Workshop on Traffic Grooming*, pages 315–320, 2005.
- [134] S. Thiagarajan and A.K. Somani. Capacity fairness of wdm networks with grooming capabilities. In *Proceedings of Ithe SPIE - The International Society for Optical Engineering*, pages 191–201, 2000.

- [135] Massimo Tornatore, Andrea Baruffaldi, Hongyue Zhu, Biswanath Mukherjee, and Achille Pattavina. Holding-time-aware dynamic traffic grooming. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 26(3):28–35, 2008.
- [136] Andrés Varga. Omnet++ (<http://www.omnetpp.org>), 2007.
- [137] J.-P. Vasseur, R. Zhang, N. Bitar, and JL. Le Roux. A backward-recursive pce-based computation (brpc) procedure to compute shortest constrained inter-domain traffic engineering label switched paths. <http://tools.ietf.org/html/rfc5441>, 2009.
- [138] S. Vutukury and J.J. Garcia-Luna-Aceves. A simple approximation to minimum-delay routing. In *SIGCOMM*, September 1999.
- [139] Bin Wang, Tianjian Li, Xubin Luo, and Yuqi Fan. Traffic grooming under a sliding scheduled traffic model in wdm optical networks. In *Proceedings of Opticomm*, October 2004.
- [140] A.N. Washington and H.G. Perros. Call blocking probabilities in a traffic groomed tandem optical network. *Journal of Computer Networks*, 45:–, 2004.
- [141] Bo Wen, Nilesh M. Bhide, Ramakrishna K. Shenai, and Krishna M. Sivalingam. Optical wavelength division multiplexing (wdm) network simulator (owns): Architecture and performance studies. *Optical Network Magazine Special Issue on Simulation, CAD, and Measurement of Optical Networks*, pages 16–23, 2001.
- [142] C. Xin and C. Qiao. Performance analysis of multi-hop traffic grooming in mesh wdm optical networks. In *Proceedings of International Conference on Computer Communications and Networks*, pages 237–242, 2003.
- [143] C. Xin, C. Qiao, and S. Dixit. Analysis of single-hop traffic grooming in mesh wdm optical networks. In *Proceedings of Opticomm*, pages 91–101, October 2003.
- [144] Chunsheng Xin. Blocking analysis of dynamic traffic grooming in mesh wdm optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 15(3):721–733, 2007.
- [145] Chunsheng Xin. Dynamic traffic grooming in optical networks with wavelength conversion. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 25(9):50–57, 2007.
- [146] W. Xu and J. Rexford. Miro: Multi-path interdomain routing. In *ACM SIGCOMM*, pages 171–182, September 2006.
- [147] Yong Xu, Shen-Chu Xu, and Bo-Xi Wu. Strictly nonblocking grooming of dynamic traffic in unidirectional sonet/wdm rings using genetic algorithms. *Computer Networks*, 41(2):227–245, 2003.

- [148] X.Yu, G.Feng, K.L.Gay, and C.K.Siew. An integrated design of multipath routing with failure survivability in mpls networks. *IEICE Transactions on Communications*, E90-B(4):856–865, 2007.
- [149] Wang Yao and B. Ramamurthy. Constrained dynamic traffic grooming in wdm mesh networks with link bundled auxiliary graph model. In *Proceedings of IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing*, pages 287–291, 2004.
- [150] Wang Yao and Byrav Ramamurthy. A link bundled auxiliary graph model for constrained dynamic traffic grooming in wdm mesh networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 23(8):1542–1555, 2005.
- [151] H. Zang, J. P. Jue, and B. Mukherjee. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical wdm networks. *Optical Network Magazine*, 1:47,60, 2000.
- [152] Shu Zhang and B. Ramamurthy. Dynamic traffic grooming algorithms for reconfigurable sonet over wdm networks. *CIEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 21(7):1165–1172, September 2003.
- [153] Hongyue Zhu, Hui Zang, Keyao Zhu, and B. Mukherjee. Dynamic traffic grooming in wdm mesh networks using a novel graph model. *Optical Networks Magazine*, 4(3):65–75, 2003.
- [154] Keyao Zhu and Biswanath Mukherjee. On-line approaches for provisioning connections of different bandwidth granularities in wdm mesh networks. In *Proceedings of OFC*, pages 549–551, 2002.
- [155] Keyao Zhu and Biswanath Mukherjee. A review of traffic grooming in wdm optical networks: Architectures and challenges. *Optical Network Magazine*, 4(2):55–64, 2003.
- [156] Keyao Zhu, Hongyue Zhu, and Biswanath Mukherjee. Traffic engineering in multigranularity heterogeneous optical wdm mesh networks through dynamic traffic grooming. *IEEE Network*, pages 8–15, March/April 2003.