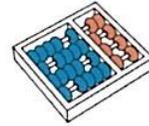


Juliana de Santi

**“Agregação Dinâmica de Tráfego com Especificações de Tempo
e Roteamento Multicaminho em Redes Ópticas WDM”**

CAMPINAS

2015



Universidade Estadual de Campinas
Instituto de Computação

Juliana de Santi

**“Agregação Dinâmica de Tráfego com Especificações de Tempo
e Roteamento Multicaminho em Redes Ópticas WDM”**

Orientador(a): Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca

Tese de Doutorado apresentada ao Programa de
Pós-Graduação em Ciência da Computação do Instituto de Computação da
Universidade Estadual de Campinas para obtenção do título de Doutor em
Ciência da Computação.

ESTE EXEMPLAR CORRESPONDE À VERSÃO
FINAL DA TESE DEFENDIDA POR JULIANA
DE SANTI, SOB ORIENTAÇÃO DE PROF.
DR. NELSON LUIS SALDANHA DA FON-
SECA.

A handwritten signature in black ink, appearing to read "Nelson Luis Saldanha da Fonseca".

Assinatura do Orientador(a)

CAMPINAS

2015

iii

Ficha catalográfica
Universidade Estadual de Campinas
Biblioteca do Instituto de Matemática, Estatística e Computação Científica
Maria Fabiana Bezerra Muller - CRB 8/6162

Santi, Juliana de, 1982-
Sa59a Agregação dinâmica de tráfego com especificações de tempo e roteamento multicaminho em redes ópticas WDM / Juliana de Santi. – Campinas, SP : [s.n.], 2015.

Orientador: Nelson Luis Saldanha da Fonseca.
Tese (doutorado) – Universidade Estadual de Campinas, Instituto de Computação.

1. Agregação de tráfego. 2. Roteamento multicaminho. 3. Energia - Consumo. 4. Sistemas WDM. 5. Redes ópticas. I. Fonseca, Nelson Luis Saldanha da, 1961-. II. Universidade Estadual de Campinas. Instituto de Computação. III. Título.

Informações para Biblioteca Digital

Título em outro idioma: Dynamic traffic grooming with timing specifications and multipath routing in WDM optical networks

Palavras-chave em inglês:

Traffic grooming
Multi path routing
Energy consumption
WDM systems
Optical networks

Área de concentração: Ciência da Computação

Titulação: Doutora em Ciência da Computação

Banca examinadora:

Nelson Luis Saldanha da Fonseca [Orientador]
Joaquim Ferreira Martins Filho
Luis Henrique Maciel Kosmowski Costa
Edmundo Roberto Mauro Madeira
Fábio Luiz Usberti

Data de defesa: 25-05-2015

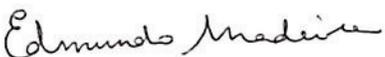
Programa de Pós-Graduação: Ciência da Computação

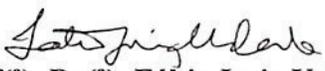
TERMO DE APROVAÇÃO

Defesa de Tese de Doutorado em Ciência da Computação, apresentada pelo(a) Doutorando(a) **Juliana de Santi**, aprovado(a) em **25 de maio de 2015**, pela Banca examinadora composta pelos Professores Doutores:


Prof^(a). Dr^(a). **Joaquim Ferreira Martins Filho**
Titular


Prof^(a). Dr^(a). **Luis Henrique Maciel Kosmalski Costa**
Titular


Prof^(a). Dr^(a). **Edmundo Roberto Mauro Madeira**
Titular


Prof^(a). Dr^(a). **Fábio Luiz Usberti**
Titular


Prof^(a). Dr^(a). **Nelson Luis Saldanha da Fonseca**
Presidente(a)

Agregação Dinâmica de Tráfego com Especificações de Tempo e Roteamento Multicaminho em Redes Ópticas WDM

Juliana de Santi¹

25 de Maio de 2015

Banca Examinadora:

- Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca (*Orientador*)
- Prof. Dr. Edmundo Roberto Mauro Madeira
Instituto de Computação - UNICAMP
- Prof. Dr. Fábio Luiz Usberti
Instituto de Computação - UNICAMP
- Prof. Dr. Joaquim Ferreira Martins Filho
Departamento de Eletrônica e Sistemas - UFPE
- Prof. Dr. Luís Henrique Maciel Kosmalski Costa
Departamento de Eletrônica e de Computação - UFRJ
- Prof. Dr. Flávio Keidi Miyazawa
Instituto de Computação - UNICAMP (*Suplente*)
- Prof. Dr. Luiz Fernando Bittencourt
Instituto de Computação - UNICAMP (*Suplente*)
- Dr. Marcos Rogério Salvador
Lenovo Innovation Center Brazil (*Suplente*)

¹Suporte financeiro: CAPES 2008, CNPq (processo 141246/2009-0) 2009-2012, FAPESP

Resumo

As redes ópticas com multiplexação por comprimento de onda (WDM) permitem a transmissão de grande volume de dados através de múltiplos canais com capacidade de transmissão de vários Gbps. Entretanto, as demandas por banda passante dos fluxos IPs são significativamente inferior à capacidade disponível em cada canal WDM. Para lidar com esta disparidade e utilizar de forma eficiente a banda disponível, é necessária a transmissão simultânea de vários fluxos em um caminho óptico, chamado de agregação de tráfego. Especificações de qualidade de serviço dos fluxos devem, também, ser consideradas nas decisões de agregação de tráfego. Ademais, aplicações emergentes podem demandar largura de banda superior à capacidade de um comprimento de onda, sendo necessário utilizar vários caminhos ópticos (roteamento multicaminho) para aprovisionar tais fluxos. Além disso, a expansão da infraestrutura e utilização das redes WDM têm elevado o consumo de energia, causando impactos econômicos e ambientais. Estas questões têm desafiado e motivado pesquisadores a encontrar alternativas para aprimorar as transmissões nas redes ópticas WDM, o que inclui a agregação de tráfego e o roteamento multicaminho.

Nesta tese, abordam-se diversos problemas em agregação de tráfego e roteamento multicaminho em redes ópticas WDM. Foram desenvolvidos e validados algoritmos pelo menos tão eficientes quanto algoritmos existentes na literatura. Propõe-se um algoritmo de agregação de tráfego que considera a duração das conexões e a banda disponível. Para atender demandas superiores à capacidade de um comprimento de onda, desenvolveu-se um algoritmo que considera a duração do fluxo, divide-o em subfluxos e os transmite em múltiplos canais. Para este algoritmo, foi proposta uma versão aproximada visando reduzir o tempo de resolução do problema. Introduziu-se, também, um algoritmo que indica a postergação do momento de início da transmissão das conexões a fim de agregar lotes de conexões. Para reduzir o consumo de energia, foram desenvolvidas duas estratégias, de roteamento multicaminho e rerroteamento, que levam em consideração o consumo de energia das operações envolvidas na transmissão da conexão.

Abstract

The wavelength division multiplexing (WDM) optical networks allow the transmission of large volume of data through multiple channels with several Gbps of transmission capacity. However, the demands for bandwidth of IP flows are significantly lower than the available capacity in each WDM channel. To address this disparity and make efficient use of the available bandwidth, it is necessary to transmit simultaneously multiple streams in lightpath, called traffic grooming. The quality of service specifications inherent to connections should also be considered in the traffic aggregation decisions. Moreover, emerging applications can request bandwidth greater than the capacity of a wavelength, which require several lightpaths (multipath routing) to establish such connections. In addition, infrastructure expansion and use of WDM networks have increased the energy consumption, leading to economic and environmental concerns. These issues have challenged and motivated researchers to find alternatives to enhance transmissions in WDM optical networks, which includes the traffic grooming and multipath routing.

This thesis addresses several problems in traffic grooming and multipath routing in WDM optical networks. For each problem algorithms were developed and validated that are at least as efficient as existing algorithms in the literature. It was proposed a traffic grooming algorithm that considers the duration of connections and the available bandwidth along the path. In order to establish connections demanding bandwidth greater than the capacity of a wavelength, it was proposed an algorithm that considers the duration of a connection and divides this connection in to substreams and transmits them on multiple wavelengths. For this algorithm, it was proposed an approximate version to reduce the run time. Moreover, it was introduced an algorithm which postpones the time to establish the connections and aggregates batch connections. In order to reduce the energy consumption, two strategies, multipath routing and rerouting, were developed that take into account the energy consumption of each operation involved in the connection transmission.

*“Se vi mais longe, foi porque me apoiei
sobre os ombros de gigantes.”*

Isaac Newton

*Para Rodrigo,
Jacir e Jovelina.*

Agradecimentos

Com esta Tese uma etapa muito importante da minha vida é finalizada. Agradeço a todos que contribuíram de alguma forma para que este momento fosse possível.

Agradeço a Deus pela vida, oportunidades, desafios e realizações.

A meus pais Jacir P. de Santi e Jovelina G. de Santi porque me amaram, ensinaram e apoiaram em todas as situações.

A meu marido Rodrigo Minetto pelo amor, compreensão e aprendizado.

A meu orientador Prof. Nelson Fonseca por orientar e compartilhar durante 10 anos seu conhecimento e experiências de pesquisa, que foram fundamentais para minha formação.

A meu irmão Jeferson e minha afilhada Maria Eduarda pela família que formamos.

A Jovino e Doraci Minetto pela acolhida e carinho no retorno para Curitiba.

A Sara, Ariane, Johny, Veridiane, Angelita, Marcos, Rosane, Gildo e Fabrícia pela nova família que me proporcionaram.

Aos grandes amigos da velha-guarda do LRC: Ju, Baiano, André, Jorge, Daniel Batista, Manzato, Bit, Neumar, Carlão, Flávio, Luciano, César Chaves, Pedro H. e Walisson, pelas discussões técnicas e pelo papo zueira. A galera mais nova, com os quais aprendi e gargalhei muito. Em especial, muito obrigada ao pessoal do suporte pela garantia do acesso remoto ao laboratório.

A todos os meus amigos e colegas de pós-graduação. Em especial a Pilar, Evandro, Roberto, Leyza, Fábio Dorini, Adilson, Edna, Fábio Faria, Dutra, Tizzei, Sacchi pelas boas conversas.

Aos professores e funcionários do Instituto de Computação, pela disponibilidade em auxiliar sempre que necessário.

A CAPES, CNPQ e FAPESP pelo suporte financeiro.

Acrônimos

ADM	Add-Drop Multiplexer
AM	Amplificador de sinal
ARVTE	Alternative Routing With Virtual Topology Expansion
ATM	Asynchronous Transfer Mode
BBR	Bandwidth Blocking Ratio
CE	Comutação Eletrônica
CO	Comutação Óptica
CWDM	Coarse Wavelength Division Multiplexing
DD	Differential Delay
DWDM	Dense Wavelength Division Multiplexing
EARA	Energy-Aware Rerouting Algorithm
EARA-Sorted	Energy-Aware Rerouting with Sorted Flows Algorithm
EBM	Energy and Bandwidth aware Multipath Grooming
ECB	Energy Consumption per Accepted Bandwidth
EDFA	Erbium Doped Fibre Amplifier
EM	Energy-aware Multipath Grooming Algorithm
EO	Conversão Elétro-Óptico
FOMH	Fixed-order multi-hop grooming
GA	Grafo Auxiliar
Gbps	Gigabits per second
GHG	Green House Gas
GHz	GigaHertz
HTA	Holding-Time-Aware
HTBalancing	Holding-Time and Traffic Balancing
IP	Internet Protocol
ISP	Internet Service Provider

ITU	International Telecommunication Union
LBR	Load Balanced Rerouting
LRR	Least Resources Rerouting
LS	Load sharing
LSP	Label Switched Path
LTE	Line Terminating Equipment
MILP	Mixed Integer Linear Program
MPLS	Multi-Protocol Label Switching
MPHTBalancing	MultiPath Holding-Time and Traffic Balancing
mW	Milli Watt
nm	nanômetro
OC	Optical Carrier
DOCS	Dynamic Optical Circuit Switched
OE	Conversão Óptico-Elétrico
OEO	Conversão Óptico-Eléctro-Óptico
OSPF	Open Shortest Path First
OXC	Optical Cross-Connect
PIRTS	Power-efficient Integrated Routing with Traffic Splitting
PLI	Programação Linear Inteira
PQI	Programação Quadrática Inteira
QoS	Quality-of-Service
RIP	Routing Information Protocol
rps	requests per second
RX	Transponder Receptor
RWA	Routing and Wavelength Assignment
SADM	SONET Add-Drop Multiplexer
SLA	Service Level Agreements
SLS	Service Level Specification
TX	Transponder Transmissor
W	Watt
WDM	Wavelength Division Multiplexing
ZWNE	Zone Based With Neighbor Expansion

Sumário

Resumo	ix
Abstract	xi
Dedicatória	xiii
Agradecimentos	xv
1 Introdução	1
1.1 Contribuições	5
1.2 Publicações	6
1.3 Organização da Tese	8
2 Redes ópticas com multiplexação por comprimento de onda	9
2.1 A tecnologia WDM	9
2.2 Arquiteturas de nós ópticos	11
2.3 Classificação das redes ópticas	15
2.3.1 Redes ópticas transparentes	16
2.4 O Problema de Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda	18
2.4.1 Formulação do problema	20
2.4.2 O problema de roteamento	22
2.4.3 O problema de alocação de comprimento de onda	24
2.5 O Problema de Agregação de Tráfego	27
2.6 O Problema de Agregação Dinâmica de Tráfego	29
2.7 Agregação dinâmica de tráfego com restrições temporais	31
2.7.1 Quantidades de Interesse	35

2.7.2	Restrições	36
2.7.3	Objetivos para o Problema de Agregação de Tráfego	38
2.8	Roteamento Multicaminho	39
2.8.1	Esquemas de roteamento multicaminhos	39
2.8.2	Vantagens e desvantagens do roteamento multicaminho	40
2.9	Rerroteamento	41
2.10	Consumo de Energia	43
2.10.1	Desligamento seletivo de dispositivos	45
2.10.2	Projeto de rede energeticamente eficiente	45
2.10.3	Encaminhamento de pacotes para o consumo eficiente de energia	47
2.10.4	Roteamento verde	48
2.11	Síntese do capítulo	49
3	Agregação dinâmica de tráfego com duração conhecida	51
3.1	Trabalhos relacionados	52
3.2	O algoritmo HTA	53
3.3	O Algoritmo “Holding Time and Traffic Balancing”	56
3.4	Resultados numéricos	60
3.5	Síntese do capítulo	70
4	Roteamento multicaminho para agregar tráfego com duração conhecida	73
4.1	Trabalhos relacionados	76
4.2	Agregação de tráfego baseada em roteamento multicaminho	77
4.2.1	Formulação multicaminho	78
4.2.2	Formulação de caminho único	80
4.2.3	Custo computacional	82
4.3	Relaxação do algoritmo MPHTBalancing	83
4.4	Resultados numéricos	84
4.4.1	Resultados para a heurística baseada em relaxação	94
4.5	Síntese do capítulo	98
5	Agregação de lotes de conexões com prazo para a finalização da trans-	
	missão	99

5.1	Trabalhos relacionados	101
5.2	Algoritmo para agregação dinâmica de lotes de conexões	102
5.3	Resultados numéricos	105
5.4	Síntese do capítulo	112
6	Roteamento multicaminho e agregação para o consumo eficiente de energia	115
6.1	Trabalhos relacionados	116
6.2	Modelo de consumo de energia	118
6.3	Agregação multicaminho para o consumo eficiente de energia	120
6.3.1	Algoritmo para agregação em caminho único	123
6.4	Resultados numéricos	123
6.5	Síntese do capítulo	133
7	Desalocação de caminhos ciente do consumo de energia em redes WDM	135
7.1	Trabalhos relacionados	136
7.2	Modelo de consumo de energia	138
7.3	Algoritmos de roteamento para o consumo eficiente de energia	139
7.3.1	Algoritmos de roteamento EARA e EARA-Sorted	140
7.3.2	Algoritmo de roteamento para agregação de tráfego ciente do consumo de energia	142
7.4	Resultados numéricos	142
7.5	Síntese do capítulo	155
8	Considerações Finais e Perspectivas Futuras	157
	Referências Bibliográficas	161

Lista de Tabelas

2.1	Parâmetros para SLA óptico [94].	33
4.1	Comparação do MPHTBalancing e sua heurística baseada em relaxação linear para a topologia USA.	96
4.2	Comparação do MPHTBalancing e sua heurística baseada em relaxação linear para a topologia Grid.	96
4.3	Comparação do MPHTBalancing e sua heurística baseada em relaxação linear para a topologia NSF.	97
4.4	Comparação do MPHTBalancing e sua heurística baseada em relaxação linear para a topologia Pan-European.	97
7.1	Bloqueio de chamadas de conexão em função da banda passante solicitada na topologia NSF.	150
7.2	Bloqueio de chamadas de conexão em função da banda passante solicitada na topologia USA.	155

Lista de Figuras

2.1	Tecnologias WDM: CWDM e DWDM.	10
2.2	Arquitetura SADM - <i>SONET Add-Drop-Multiplexer</i>	12
2.3	Arquitetura OADM - <i>Optical Add/Drop Multiplexer</i>	12
2.4	Arquitetura ROADM - <i>Reconfigurable Optical Add/Drop Multiplexer</i>	13
2.5	OXC - <i>Optical Cross-Connect</i>	14
2.6	Rede óptica: relação entre camada física e camada virtual.	18
2.7	Subproblemas para o problema de agregação de tráfego [68].	29
2.8	Classificação de serviços oferecidos em redes ópticas [56].	32
2.9	Roteamento multicaminhos: interferência entre caminhos.	40
2.10	Crescimento do consumo de energia nas redes de telecomunicações [29, 83].	44
3.1	HTA: custo de utilização de caminhos ópticos (modificado de [123]).	55
3.2	Exemplo de desbalanceamento de carga.	57
3.3	Topologias consideradas nos experimentos.	61
3.4	Análise do parâmetro α - BBR do HTBalancing em função da carga na topologia NSF.	63
3.5	BBR do HTBalancing, HTA e AWLHTA em função da carga na topologia NSF.	64
3.6	BBR média de cada par origem-destino sob cargas de 115 <i>Erlangs</i> na topologia NSF.	65
3.7	BBR do HTBalancing, HTA e AWLHTA em função da carga na topologia Pan-European.	66
3.8	BBR média de cada par origem-destino sob cargas de 115 <i>Erlangs</i> na topologia Pan-European.	67

3.9	BBR do HTBalancing, HTA e AWLHTA em função da carga na topologia USA.	68
3.10	BBR média de cada par origem-destino sob cargas de 130 <i>Erlangs</i> na topologia USA.	68
3.11	BBR do HTBalancing, HTA e AWLHTA em função da carga na topologia Grid.	69
3.12	BBR média de cada par origem-destino sob cargas de 135 <i>Erlangs</i> na topologia Grid.	69
4.1	Exemplo de agregação multicaminho. R demandando 6 Gbps é atendida utilizando a capacidade residual dos caminhos ópticos P_1 e P_2 , através da agregação de tráfego.	74
4.2	BBR em função da carga na topologia USA.	86
4.3	Distribuição da BBR sob cargas de 90 <i>Erlangs</i> na topologia USA.	87
4.4	BBR em função da carga na topologia NSF.	88
4.5	Distribuição da BBR sob cargas de 90 <i>Erlangs</i> na topologia NSF.	89
4.6	BBR em função da carga na topologia Grid.	90
4.7	Distribuição da BBR sob cargas de 90 <i>Erlangs</i> na topologia Grid.	91
4.8	BBR em função da carga na topologia Pan-European.	91
4.9	Distribuição da BBR sob cargas de 90 <i>Erlangs</i> na topologia Pan-European.	92
4.10	Número médio de caminhos estabelecidos por chamada aceita em função da carga na rede.	93
4.11	Atraso diferencial médio entre os caminhos escolhidos pela solução MPHT-Balancing em função da carga na rede.	95
5.1	Probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função da taxa de chegada de conexões na topologia NSF.	107
5.2	Distribuição da probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão para cada par origem-destino para taxa de chegada de 100 <i>rps</i> na topologia NSF.	107
5.3	Bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função do tamanho do arquivo para taxa de chegada de 100 <i>rps</i> na topologia NSF.	108

5.4	Fração de <i>bytes</i> não provisionados em função da taxa de chegada na topologia NSF.	109
5.5	Probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função da taxa de chegada de conexões na topologia USA.	110
5.6	Distribuição da probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão para cada par origem destino sob taxa de chegada de 100 <i>rps</i> na topologia USA.	111
5.7	Bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função do tamanho do arquivo para taxa de chegada de 100 <i>rps</i> na topologia USA.	112
5.8	Fração de <i>bytes</i> não provisionadas em função da taxa de chegada na topologia USA.	113
6.1	Exemplo de consumo de energia para caminhos ópticos e fluxos IP/MPLS [106].	119
6.2	Número de conexões provisionadas em múltiplos caminhos em função carga na topologia NSF.	125
6.3	ECB para diferentes valores de k em função da carga na topologia NSF.	127
6.4	ECB em função da carga na topologia NSF.	127
6.5	BBR em função da carga na topologia NSF.	128
6.6	Número médio de caminhos ópticos usados por conexão provisionada em função da carga na topologia NSF.	129
6.7	Número de conexões provisionadas em múltiplos caminhos em função da carga na topologia NSF.	130
6.8	ECB em função da carga na topologia USA.	131
6.9	BBR em função da carga na topologia USA.	131
6.10	Número médio de caminhos ópticos usados por conexão provisionada em função da carga na topologia USA.	132
6.11	Índice de justiça de Jain em função da carga na topologia NSF.	133
6.12	Índice de justiça de Jain em função da carga na topologia USA.	133
7.1	Análise de limiar - ECB em função da carga na topologia NSF.	144
7.2	Análise de limiar - BBR em função da carga na topologia NSF.	145
7.3	ECB em função da carga na topologia NSF.	146

7.4	Número médio de estabelecimento de caminhos ópticos em função da carga na topologia NSF.	147
7.5	Número médio de adiamento de desalocação de caminhos ópticos em função da carga na topologia NSF.	148
7.6	Número médio de saltos dos caminhos ópticos em função da carga na topologia NSF.	148
7.7	Número médio de ativações de roteamento e número médio de fluxos roteados por ativação em função da carga na topologia NSF.	149
7.8	ECB em função da carga na topologia USA.	151
7.9	BBR em função da carga na topologia USA.	151
7.10	Número médio de estabelecimento de caminhos ópticos em função da carga na topologia USA.	152
7.11	Número médio de adiamento de desalocação de caminhos ópticos em função na carga na topologia USA.	153
7.12	Número médio de saltos dos caminhos ópticos em função da carga na topologia USA.	154
7.13	Número médio de ativações de roteamento e número médio de fluxos roteados por ativação em função da carga na topologia USA.	155

Capítulo 1

Introdução

A Internet interconecta uma variedade de dispositivos e permite a implantação de uma infinidade de serviços e aplicações que geram grande quantidade de dados. A Internet é uma interconexão de rede de computadores que originou-se na década de 60 da rede ARPANET [82]. Quatro computadores distribuídos na Universidade da Califórnia (Honeywell DDP 516), na UC Santa Barbara (IBM 360/75), no Stanford Research Institute (SDS-940 computer) e na Universidade de Utah (DEC PDP-10) formaram a primeira rede de computadores com o objetivo de compartilhar recursos computacionais e fornecer acesso remoto [90]. Essa rede foi posteriormente conectada a outras redes dando origem à atual Internet.

Embora investigações datem de 1956, o primeiro sistema comercial de cabos de fibra óptica foi posto em operação na Alemanha, entre Frankfurt e Oberursel, em 1973 [70]. A interligação dos sistemas de comunicação através de fibra óptica resolveu problemas de interferência eletromagnética, limitações de distância e banda passante do cabeamento de cobre, até então utilizado para a comunicação das redes de computadores. Visando a padronização de diferentes sistemas de transmissão óptica, criou-se em 1984 o padrão SONET (*Synchronous Optical Networking*) [28]. Ainda na década de 80, surgiu a tecnologia de multiplexação por comprimento de onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM) [96, 146], que permitiu a utilização de dois comprimentos de onda na mesma fibra óptica. A tecnologia WDM evoluiu podendo suportar mais de uma centena de comprimentos de onda em uma mesma fibra óptica.

Os primeiros sistemas WDM eram estruturados em anéis que interligavam hospedei-

ros em universidades, empresas e instituições em uma cidade. Esta configuração ficou conhecida como a primeira geração das redes ópticas, que possuíam grande capacidade de banda e transmissão óptica ponto-a-ponto. Podemos considerar como exemplo para esta infraestrutura, a conexão de roteadores IP a comutadores ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) que transmitiam células ATM de 53 *bytes* através de interfaces SONET [146]. Enquanto os comutadores ATM eram necessários para integrar voz e dados, as interfaces SONET eram responsáveis por combinar fluxos ATM (OC-3) em fluxos SONET (OC-48) bem como prover proteção.

A evolução da tecnologia dos roteadores IP inclui a capacidade de ofertar qualidade de serviço (QoS) bem como maiores taxas de transmissão. Com a introdução do protocolo MPLS (*Multi-protocol Label Switching* [55]) a camada ATM tornou-se desnecessária e, por volta de 1996, o tráfego IP começou a ser transmitido diretamente sobre a camada SONET. Em 1999, fabricantes de roteadores anunciaram o desenvolvimento de interfaces de alta velocidade (OC-192) capazes de prover proteção e restauração. Com o surgimento da tecnologia 10 Giga Ethernet, a utilização da camada SONET deixou de ser necessária, dando, assim, origem às arquiteturas “IP sobre WDM” [146].

O surgimento de comutadores *Optical Cross-Connects* (OXC) introduziu aos nós ópticos a capacidade de efetuar a comutação de comprimentos de onda entre fibras ópticas e, em alguns casos, a conversão entre comprimentos de onda. Isto levou ao surgimento das redes transparentes/*Single Hop*, as quais permitem que um fluxo atravessasse a rede sem a necessidade de comutação eletrônica nos nós intermediários. Existe, ainda, uma abordagem intermediária entre as redes de primeira geração e as redes *Single Hop* denominada *Multi Hop*, na qual alguns nós intermediários de um caminho na rede podem efetuar a comutação eletrônica quando necessário.

Para efetuar comutação no tempo, de comprimento de onda e no espaço, foi proposto o MLPS generalizado (GMPLS - *Generalized Multi-Protocol Label Switching* [55]). O GMPLS é responsável por prover a estrutura necessária para permitir a interligação entre as camadas IP e WDM. Em redes GMPLS, pacotes que entram em um domínio recebem um rótulo em um *Label Edge Router* (LER) sendo, então, transmitidos em caminhos denominados de *Label Switch Path* (LSP), nos quais cada *Label Switch Router* (LSR) decide o encaminhamento do pacote baseado apenas no 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 o pacote.

É notório que a tecnologia WDM inaugurou uma nova era na perspectiva de disponibilidade de recursos para as redes de comunicações. Atualmente, o estado da arte desta tecnologia suporta, comercialmente, transmissões com largura de banda de 100 Gbps por comprimento de onda [36] e 400 Gbps em laboratório. Impulsionadas pela grande disponibilidade de banda, novas aplicações foram implantadas na Internet e, conseqüentemente, a quantidade de dados gerados aumentou. Estima-se que o número de dispositivos conectados à rede IP será aproximadamente duas vezes maior do que a população mundial em 2018 e, conseqüentemente, a quantidade de tráfego IP gerado por ano triplicará nos próximos 5 anos, chegando a 1.6 *Zettabytes* por ano em 2018 [118].

O tráfego gerado na Internet é composto por fluxos que possuem demandas de banda passante heterogêneas. A banda passante exigida pela maioria dos fluxos IP geralmente não passa de centenas de *megabits* por segundo (*subwavelengths*). Assim, a quantidade de largura de banda requisitada pelas aplicações é muito menor que a capacidade de um comprimento de onda. Por outro lado, o surgimento de novos serviços, tais como os das aplicações multimídia, aplicações em Grade e e-ciência, demanda altas taxas de transmissão e conseqüentemente alta capacidade (*superwavelengths*), o que requer mecanismos especiais para atender estas conexões de forma eficiente. Além disso, outro desafio decorrente da explosão da Internet é o consumo de energia gerado pela utilização da infraestrutura de redes de comunicação.

Para lidar com a grande disparidade entre a capacidade de um comprimento de onda e a baixa demanda de banda dos fluxos IP, é necessário a agregação de várias conexões com baixo requisito de banda passante para o uso eficiente da capacidade de um comprimento de onda. Todavia, para o encaminhamento de tráfego, há a necessidade de comutadores eletrônicos, cujo custo é significativamente superior ao custo dos comutadores ópticos. A redução do custo com dispositivos de conversão opto-eletrônica é mais uma razão para a agregação de fluxos com baixo requisitos de banda passante. Assim sendo, desenvolveu-se a técnica denominada agregação de tráfego (*Traffic Grooming*).

Em cenários estáticos, as demandas de tráfego, conhecidas a priori, são modeladas através de uma matriz de tráfego. Estes cenários são comuns em núcleos de redes de computadores, nos quais existe um alto nível de agregação. Ademais, as redes de núcleo são, comumente, projetadas de forma a satisfazer a taxa de pico das chamadas.

No entanto, com a expansão do uso da tecnologia WDM para as redes metropolitanas (MANs - *Metropolitan Area Network*), as demandas de tráfego são mais dinâmicas e precisam ser tratadas como uma função de tempo, necessitando, assim, de técnicas de agregação dinâmica de tráfego. Além disso, os mecanismos devem atender tanto conexões de baixa velocidade quanto conexões de alta capacidade, o que pode ser alcançado através da divisão do fluxo em subfluxos que são agregados através de múltiplos caminhos.

Por sua vez, os requisitos de qualidade de serviço (QoS) dos fluxos são especificados em contratos denominados *Service Level Agreements* (SLAs) entre os usuários e os provedores de serviços [56]. Alguns SLAs possibilitam o conhecimento de informações de tempo relacionadas às conexões, informações essas que podem ser usadas em estratégias para aumentar a eficiência da utilização dos recursos ópticos, dando, assim, origem à abordagem de agregação dinâmica de tráfego com especificações de tempo.

O consumo de recursos das redes WDM é um ponto chave para o aprimoramento da eficiência energética da Internet [105]. Assim, investigações de técnicas tais como a agregação de tráfego, o roteamento multicaminho e o rerroteamento de tráfego são essenciais para reduzir os custos decorrentes do consumo de energia das redes de comunicação.

O objetivo desta Tese é propor soluções visando a redução do bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão, o melhoramento da utilização dos recursos e o provisãoamento para o consumo eficiente de energia em redes WDM em malha, considerando diferentes cenários de carga e topologias. Para tal, os problemas de agregação de tráfego, roteamento multicaminho e consumo eficiente de energia são investigados.

Investiga-se, primeiramente, o impacto do desbalanceamento de carga sobre a capacidade de aceitação de requisições para estabelecimento de conexões. A solução proposta envolve agregação dinâmica de tráfego bem como informações sobre o tempo de duração da conexão (*holding-time*) e a disponibilidade de banda nos caminhos ópticos.

Em seguida, estuda-se o problema de balanceamento de tráfego com duração conhecida para cenários que geram tanto demandas de baixa velocidade quanto demandas de alta capacidade. Para resolver o problema, roteamento multicaminho é empregado e a escolha dos caminhos ópticos usados para a agregação dos subfluxos da conexão original é formulado como uma Programação Linear Inteira (PLI), que leva em consideração o tempo de duração da conexão e a banda residual, banda disponível para utilização, dos caminhos ópticos. Dado que a solução da PLI pode demandar tempos de execução altos,

propôs-se, também, uma versão aproximada para o algoritmo ótimo.

Essa Tese introduz, também, uma investigação original que aborda o problema de agregação de tráfego como um problema de agregação dinâmica de lotes de conexões. A geração dos lotes bem como a decisão do momento do escalonamento do lote consideram informações sobre o tempo máximo pré-estabelecido para a finalização da conexão.

Aborda-se também, nesta Tese, o problema de consumo eficiente de energia nas redes WDM. Na primeira abordagem, são propostos dois algoritmos que utilizam a técnica de roteamento multicaminho de forma a utilizar os caminhos ópticos já estabelecidos e, assim, evitar o estabelecimento de novos caminhos ópticos que são os responsáveis por grande parte do consumo de energia. Um dos algoritmos propostos utiliza como critério de escolha de caminhos ópticos apenas o consumo de energia gerado pelas operações necessárias para a transmissão dos dados; o outro emprega como critério, além do consumo gerado pelas operações, a banda residual mínima nos caminhos ópticos que fazem parte da solução.

A segunda abordagem para o problema de consumo eficiente de energia utiliza a técnica de rerroteamento de conexões. A solução proposta baseia-se na prevenção da desalocação de caminhos ópticos para evitar a necessidade de reestabelecimento de caminhos ópticos a curto prazo. São propostos dois algoritmos de rerroteamento que são ativados quando a desalocação do caminho óptico está prestes a acontecer e há carga elevada em algum caminho óptico entre o mesmo par origem-destino do caminho prestes a ser desaloçado. O primeiro algoritmo proposto considera apenas o consumo de energia gerado pelas operações necessárias para a transmissão na escolha dos caminhos ópticos para os quais rerrotear as conexões; o segundo algoritmo considera também a taxa de transmissão das conexões a serem rerroteadas como critério de rerroteamento.

Este capítulo está organizado da seguinte forma: a Seção 1.1 destaca as contribuições desta Tese; na Seção 1.2, as publicações derivadas desta Tese são listadas. Por fim, a Seção 1.3 apresenta a organização dos demais capítulos desta Tese.

1.1 Contribuições

A seguir, são listadas as contribuições desta Tese para o avanço do conhecimento sobre redes ópticas WDM:

- Um algoritmo baseado no tempo de duração da conexão e na disponibilidade de

banda passante nos caminhos ópticos para a solução do problema de agregação dinâmica de tráfego capaz de balancear o tráfego na rede de forma justa;

- Um algoritmo multicaminho ciente do tempo de duração da conexão para o problema de agregação de tráfego;
- Extensão do algoritmo multicaminho considerando a necessidade de redução do tempo de execução;
- Um algoritmo baseado no tempo máximo para a finalização das conexões para a agregação de lotes de conexão;
- Algoritmos de agregação multicaminho para a solução do problema de consumo eficiente de energia em redes WDM;
- Estratégias de roteamento de conexões agregadas a fim de adiar a desalocação de caminhos ópticos e reorganizar a rede para redução do consumo energético.

1.2 Publicações

Foram documentados os resultados desta Tese nos seguintes artigos:

1. SANTI, J.; DRUMMOND, A. C.; FONSECA, N. L. S.; CHEN, X.. Holding-Time-Aware Dynamic Traffic Grooming Algorithms based on Multipath Routing for WDM Optical Networks. In: Optical Switching and Networking, vol. 26, p. 21-35, April, 2015. [45].
2. SANTI, J.; FONSECA, N. L. S.. Energy-aware de-allocation of lightpaths in WDM networks. In Proc. IEEE Global Telecommunications Conference - GLOBECOM, 2014, p. 2627-2632, Austin - US [39].
3. SANTI, J.; FONSECA, N. L. S.. Dynamic Energy-aware Multipath Grooming. In Proc. IEEE Global Telecommunications Conference - GLOBECOM, 2013, p. 2538-2542, DOI: 10.1109/GLOCOM.2013.6831456, Atlanta - US [38].
4. SANTI, J.; FONSECA, N. S.; FIGUEIREDO, G. B.. Algorithm for traffic grooming of batches of deadline-driven requests. In Proc. IEEE International Conference

- on Communications - ICC, 2013, p. 2267-2271, DOI: 10.1109/ICC.2013.6654866, Budapest - HU [40].
5. SANTI, J. ; FONSECA, N. S.. Adoção de roteamento por múltiplos caminhos e agregação de tráfego em redes WDM para o consumo eficiente de energia. In Proc. Congresso da Sociedade Brasileira de Computação - Wperformance, 2013, p. 1-14, Maceió - BR [37].
 6. SANTI, J.; DRUMMOND, A. C.; FONSECA, N. L. S.; CHEN, X.; Junkan, A.. Leveraging Multipath Routing and Traffic Grooming for an Efficient Load Balancing in Optical Networks. In Proc. IEEE International Conference on Communications - ICC , 2012, p. 2989-2993, DOI: 10.1109/ICC.2012.6364052, Ottawa - CA [43].
 7. SANTI, J.; DRUMMOND, A. C; FONSECA, N. L. S.. Roteamento em Múltiplas Rotas com Agregação Dinâmica de Fluxos com Duração Conhecida em Redes WDM. In Proc. Congresso da Sociedade Brasileira de Computação - Wperformance, 2011, p. 1-14, Natal - BR [42].
 8. SANTI, J.; DRUMMOND, A. C.; FONSECA, N. S.; Junkan, A.. Load Balancing for Holding-Time-Aware Dynamic Traffic Grooming. In Proc. IEEE Global Telecommunications Conference - GLOBECOM, 2010, p. 1-5, DOI: 10.1109/GLOBECOM.2010.5684023, Miami - US [44].
 9. SANTI, J.; DRUMMOND, A. C.; FONSECA, N. S.. Agregação Dinâmica de Fluxos com Duração Conhecida em Redes WDM através de Balanceamento de Tráfego. In: Congresso da Sociedade Brasileira de Computação - Wperformance, 2010, p. 1-14, Belo Horizonte - BR [41].

Ademais, os seguintes artigos receberam premiações:

- Melhor artigo do “Transmission, Access, and Optical Systems Technical Committee” - IEEE Globecom 2014 com o artigo “Energy-Aware De-allocation of Lightpaths in WDM Networks”.
- Menção honrosa do CSBC-WPerformance 2013 para o artigo “Adoção de roteamento por múltiplos caminhos e agregação de tráfego em redes WDM para o consumo eficiente de energia”, Sociedade Brasileira de Computação (SBC).

1.3 Organização da Tese

As investigações apresentadas nesta Tese tem como foco o desenvolvimento de soluções eficientes para a utilização das redes WDM em malha.

O Capítulo 2 revisa conceitos em redes WDM, tais como arquiteturas de nós ópticos, o problema de roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA), os problemas de agregação de tráfego estática, agregação de tráfego dinâmica, agregação dinâmica de tráfego com considerações de tempo, roteamento multicaminho, rerroteamento e o consumo de energia em redes ópticas.

O Capítulo 3 propõe um algoritmo para agregação de tráfego balanceada bem como a distribuição justa dos recursos. A agregação baseia-se na informação sobre a duração da conexão e na disponibilidade de banda passante dos caminhos ópticos.

O Capítulo 4 discute o balanceamento de conexões de alta capacidade e baixa velocidade. O mecanismo proposto utiliza uma PLI para determinar os caminhos ópticos escolhidos para a transmissão dos subfluxos da conexão. Um algoritmo baseado na técnica de relaxação linear também é proposto.

O Capítulo 5 aborda o problema de agregação de tráfego sob a perspectiva de agregação de lotes de conexões, gerados a partir da informação sobre o prazo pré-determinado para a finalização da transmissão das conexões.

O Capítulo 6 discute o problema de consumo eficiente de energia. São propostos dois algoritmos de roteamento multicaminho que baseiam suas decisões na energia gasta na transmissão e na disponibilidade mínima de banda passante nos caminhos ópticos.

O Capítulo 7 trata do consumo eficiente de energia, utilizando rerroteamento de conexões. São propostos dois algoritmos de rerroteamento que visam postergar a desalocação dos caminhos ópticos. A tomada de decisão sobre quais conexões devem ser rerroteadas é baseada puramente no consumo de energia, ou no consumo de energia e na taxa de transmissão das conexões.

Por fim, as considerações finais e as perspectivas futuras são apresentadas no Capítulo 8.

Capítulo 2

Redes ópticas com multiplexação por comprimento de onda

Neste capítulo, apresentam-se os conceitos relacionados à tecnologia de multiplexação por comprimento de onda (WDM) e as arquiteturas de nós existentes para as redes ópticas WDM. O problema de alocação e roteamento de comprimento de ondas (RWA), e os problemas de agregação estática, agregação dinâmica e agregação dinâmica com informações de tempo sobre as requisições para estabelecimento de conexão são descritos. Ademais, são apresentados conceitos relacionados ao roteamento multicaminho, ao rerroteamento de conexões e ao consumo de energia em redes WDM.

2.1 A tecnologia WDM

A tecnologia de multiplexação por comprimento de onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM) otimiza a utilização dos recursos ópticos pois permite que uma mesma fibra óptica seja compartilhada por vários feixes de luz (comprimentos de onda) diferentes. Os diferentes comprimentos de onda são obtidos através da divisão do espectro de transmissão óptica em canais sem sobreposição. Cada comprimento de onda corresponde a um canal de transmissão independente e, assim, em uma única fibra óptica há vários canais transmitindo diferentes fluxos de dados simultaneamente.

Existem, basicamente, duas variações da tecnologia WDM: *Dense Wavelength Division Multiplexing* (DWDM) e o *Coarse Wavelength Division Multiplexing* (CWDM). A

diferença básica entre as variações DWDM e CWDM é a densidade de comprimentos de onda multiplexados em uma única fibra. A tecnologia CWDM apresenta 18 canais (Figura 2.1), com espaçamento de $20nm$ entre os canais (baixa densidade), na faixa entre $1271nm$ e $1611nm$ do espectro de transmissão óptica [73]. Por outro lado, a tecnologia DWDM é caracterizada por menor espaçamento entre canais, levando a alta densidade de comprimentos de onda em um enlace de fibra óptica. Para a tecnologia DWDM, o espaçamento pode ser fixo de $12.5GHz$ ($0.1nm$), $25GHz$ ($0.2nm$), $50GHz$ ($0.4nm$), $100GHz$ ($0.8nm$) ou maiores em múltiplos de $100GHz$, nas bandas C (Figura 2.1), L e S [74]. A tecnologia DWDM permite, ainda, espaçamento flexível entre os canais. Os sistemas DWDM são utilizados principalmente em redes de longa distância de alta capacidade (WAN - *Wide Area Network*) enquanto que os sistemas CWDM, mais simples e baratos, são usados tipicamente em redes metropolitanas.

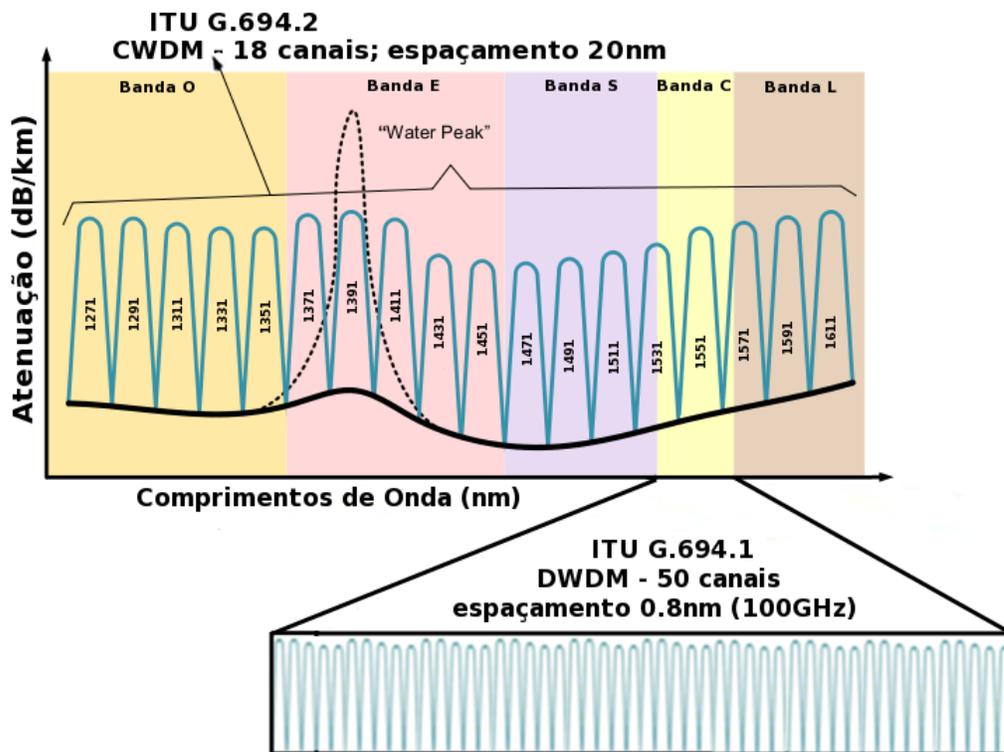


Figura 2.1: Tecnologias WDM: CWDM e DWDM.

2.2 Arquiteturas de nós ópticos

Os nós de uma rede são os responsáveis por comutar os fluxos de dados. Assim, a forma como o tráfego é encaminhado pelos canais é determinada pelos dispositivos disponíveis nestes nós. Ao chegar ou partir de um nó/dispositivo, o tráfego é descrito pela tupla (fibra óptica, comprimento de onda, intervalo de tempo) [68]. Idealmente, um nó deveria comutar fluxos de dados independente da fibra, do comprimento de onda e do intervalo de tempo. Entretanto, tal solução deve considerar restrição de custo e escalabilidade. As arquiteturas desenvolvidas até então, na prática possuem capacidade de comutação inferior àquela do modelo ideal devido a imperfeições do meio.

As redes de comutação óptica são compostas, tradicionalmente, por dispositivos ópticos e dispositivos eletrônicos. Enquanto os dispositivos ópticos operam no nível de comprimento de onda, os dispositivos eletrônicos manipulam *bytes* e pacotes como sinais elétricos/digitais. Para que estes sinais sejam multiplexados para uma portadora, dispositivos multiplexadores (MUX) e demultiplexadores (DEMUX) são necessários nos emissores e receptores, respectivamente. Um dispositivo com capacidade MUX/DEMUX, que comuta sinais para outros dispositivos no mesmo nó e que passa outros sinais através de multiplexadores para a saída de sinais é denominado *Add-Drop Multiplexer* (ADM). Se, além disso, houver a capacidade de escolher a porta de saída para um sinal, o equipamento é chamado *Cross-connect* (XC).

Para que as conexões com baixa demanda de banda sejam agregadas nos canais ópticos há a necessidade de terminar os sinais ópticos usando dispositivos de terminação de linha (*Line Terminating Equipment* - LTE) e, por meio de transceptores¹, convertê-los em sinais elétricos que possam ser tratados por dispositivos lógicos eletrônicos para serem, posteriormente, convertidos novamente para sinais ópticos e inseridos nos canais ópticos. Esta operação é denominada conversão Óptico-Elétrico-Óptico (O-E-O), e apresenta um custo elevado devido ao grande número de receptores e transmissores, que são dispositivos de custo considerável, necessários em cada nó. Este custo pode ser reduzido através da comutação exclusivamente no domínio óptico, possibilitada pelo desenvolvimento de dispositivos OXCs, que serão descritos na sequência desta seção. Neste caso, transceptores são necessários apenas para sinais que têm o dispositivo como nó de origem ou destino.

As redes SONET/SDH em anel fazem parte da primeira geração de redes ópticas e

¹Dispositivo que combina receptor e transmissor.

ainda são importantes na infraestrutura de redes atuais. O dispositivo padrão de uma rede SONET/SDH em anel, com um único canal por fibra óptica, é o SONET *Add-Drop-Multiplexer* (SADM) com capacidade de comutação de tráfego por intervalos de tempo. Para cada comprimento de onda e para cada nó é necessário um SADM para iniciar e terminar caminhos ópticos (Figura 2.2). Assim, para redes SONET em malha, que apresentam múltiplos canais de entrada e saída, as fibras são interconectadas por *Digital Cross-Connects* (DXCs ou DCCs), que possuem a capacidade de escolher a porta de saída para um determinado sinal.

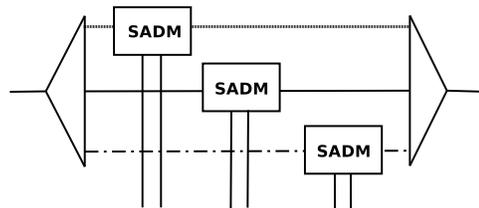


Figura 2.2: Arquitetura SADM - *SONET Add-Drop-Multiplexer*.

Em redes WDM, vários comprimentos de onda então presentes em cada fibra e as conexões de baixa velocidade são multiplexadas por intervalo de tempo em cada comprimento de onda. Anéis WDM utilizam *Optical Add-Drop Multiplexer* (OADMs), que permitem que alguns caminhos ópticos passem diretamente sem sofrer conversão O-E-O, enquanto pode iniciar e terminar outros caminhos ópticos através de dispositivos SADM (Figura 2.3). É possível regenerar o sinal de um caminho em diferentes comprimentos de

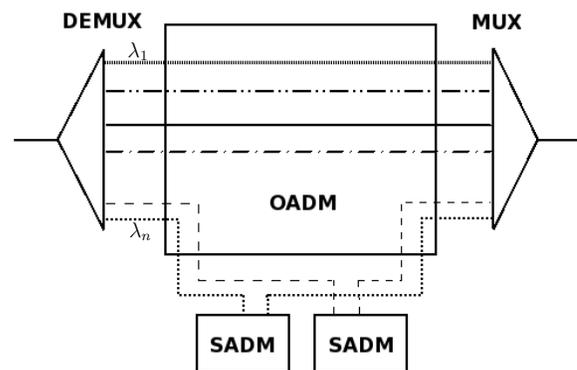


Figura 2.3: Arquitetura OADM - *Optical Add/Drop Multiplexer*.

onda, processo denominado conversão de comprimento de onda. Os OADMs não reali-

zam conversão de comprimento de onda e os caminhos ópticos que os atravessam devem atender a restrição de continuidade de comprimento de onda (*wavelength-continuity constraint*), garantindo que o mesmo comprimento de onda seja utilizado em todos os enlaces nos quais o caminho óptico passar. Para iniciar/terminar cada caminho em cada comprimento de onda, um SADM realiza processamento eletrônico. Uma vez que o custo da conversão O-E-O, ou seja o custo de transmissores e receptores, é o principal responsável pelo custo da rede, o número de SADMs disponíveis em um OADM é, normalmente, o objetivo a ser minimizado em problemas de agregação de tráfego. Este problema é denominado *ADM constrained grooming* [115]. Esta restrição pode ser relaxada se uma matriz de comutação (*digital switching fabric*) estiver disponível de forma que o tráfego adicionado/terminado por SADMs possa ser rearranjado e reinjetado em outros SADMs resultando, assim, em um nó comutador com maior capacidade.

Diferentemente dos OADMs, que possuem SADM dedicados para alguns comprimentos de onda, os OADMs Reconfiguráveis (ROADMs - *Reconfigurable Optical Add/Drop Multiplexer*) introduzem maior flexibilidade ao permitirem a seleção dinâmica dos comprimentos de onda a serem adicionados, descartados ou passados diretamente (Figura 2.4). Semelhantes aos ROADMS, os dispositivos *Optical Cross Connects* (OXC) possuem a capacidade de acomodar fibras de entrada/saída de vários nós (Figura 2.5).

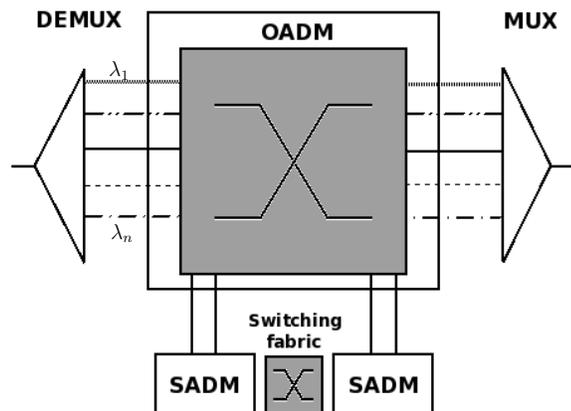


Figura 2.4: Arquitetura ROADM - *Reconfigurable Optical Add/Drop Multiplexer*.

A tecnologia OXC é subdividida em quatro classes, de acordo com sua capacidade de comutação, descritas a seguir em ordem crescente de flexibilidade, custo e complexidade [52]:

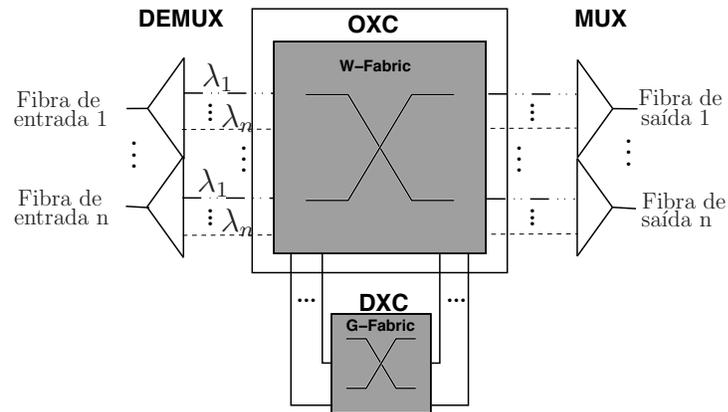


Figura 2.5: OXC - *Optical Cross-Connect*.

- *Fiber Switch Cross-Connects* (FXC): comuta todos os comprimentos de uma fibra de entrada para uma fibra de saída;
- *Wavelength-Band Cross-Connect* (WBXC): caminhos ópticos com a mesma origem e destino e que tem comprimentos de onda adjacentes no espectro de transmissão são agrupados em bandas (*band*) e comutados em conjunto. São mais flexíveis do que os FXCs, mas apresentam maior complexidade e, conseqüentemente, maior custo;
- *Wavelength Selective Cross-Connect* (WSXC): comuta um subconjunto de comprimentos de onda de uma fibra de entrada para qualquer fibra de saída;
- *Wavelength Interchanging Cross-Connect* (WIXC): é um WSXC com capacidade de conversão de comprimento de onda. Esta flexibilidade melhora a conectividade e a capacidade de aceitar requisições para estabelecimento de conexão.

Um OXC, em geral, possui duas matrizes de comutação: a matriz de comutação de comprimentos de onda (W-Fabric²) que efetua a comutação no nível do comprimento de onda, e a matriz de agregação (G-Fabric³) que comuta o tráfego no nível de intervalo de tempo (Figura 2.5) [150].

Uma outra arquitetura de nó disponível comercialmente é o *Optical Add-Drop Switch* (OADX) [33], que resulta da integração de um OADM e um OXC, logo, pode ser utilizado em redes em malha.

² *Wavelength Switch Fabric.*

³ *Grooming Fabric.*

Usados como componentes de outros dispositivos ópticos, os conversores de comprimento de onda eliminam a restrição de comprimento de onda e melhoram a capacidade de utilização dos recursos ao permitirem que diferentes comprimentos de onda sejam utilizados ao longo dos enlaces de um caminho óptico. A capacidade dos conversores de comprimentos de onda é definida de acordo com a faixa de comprimentos de onda associados às portas de entrada e saída do conversor, e é classificada conforme segue [146]:

- Sem conversão de comprimento de onda: um comprimento de onda λ_i em uma porta de entrada é sempre passado para o mesmo comprimento de onda λ_i em uma porta de saída;
- Conversão fixa: um comprimento de onda λ_i em uma porta de entrada é sempre convertido para um outro comprimento de onda λ_j em uma porta de saída;
- Conversão limitada: um comprimento de onda λ_i em uma porta de entrada pode ser convertido para qualquer comprimento de onda de um conjunto de comprimentos de onda $(\lambda_k, \lambda_l, \lambda_m)$ em uma porta de saída;
- Conversão total: um comprimento de onda λ_i em uma porta de entrada pode ser convertido para qualquer $(\lambda_1, \dots, \lambda_n)$ comprimento de onda em uma porta de saída. A conversão total remove a restrição de continuidade de comprimentos de onda, permitindo que um caminho óptico seja estabelecido utilizando diferentes comprimentos de onda através dos enlaces utilizados na rota deste caminho. Com a prevenção de conversão total, o problema de RWA torna-se o clássico problema de roteamento, ou seja, encontrar uma rota possível para cada conexão na rede.

Dependendo da arquitetura do nó, o nó pode trabalhar no nível da fibra, no nível de comprimento de onda ou de intervalo de tempo, e em cada um desses níveis o nó pode ter um tipo de comutação completa ou limitada.

2.3 Classificação das redes ópticas

Uma rede óptica é composta por fibras ópticas interconectadas por nós com arquiteturas específicas. Através dos nós, as conexões de usuários finais, que geram sinais eletrônicos, devem ser processadas e transmitidas através das fibras ópticas. A existência de sinais

no domínio óptico e no domínio eletrônico faz com que os nós realizem comutação em diferentes domínios.

Algumas arquiteturas de nós realizam comutação exclusivamente no domínio eletrônico, exigindo que o sinal óptico seja retirado da fibra, convertido para o domínio eletrônico, comutado e então convertido novamente para o domínio óptico para ser transmitido pela fibra óptica. Para a conversão de sinais, ou regeneração ópto-elétron-óptica(OEO), entre os meios eletrônico e óptico é necessária a utilização de muitos receptores e transmissores, dispositivos caros que elevam o custo da rede.

Em nós com OXCs, a comutação pode ser realizada exclusivamente no domínio óptico, havendo a obrigatoriedade de comutação eletrônica apenas para os sinais que tem o OXC como nó de origem ou destino. Ao realizar comutação óptica é possível reduzir o uso de transmissores e receptores, o que diminui custos e torna vantajosa a utilização destes dispositivos.

Em função do domínio (óptico ou eletrônico) no qual o nó realiza a comutação de sinais, as redes ópticas podem ser classificadas em três categorias [107]:

- Opacas: cada nó requer um conversor OEO que converte um sinal óptico de uma porta de entrada, o sinal regenerado é comutado no domínio eletrônico e, então, converte-se o sinal para o domínio óptico e o encaminha para uma porta de saída;
- Transparentes ou redes *all-optical*: nestas redes não há conversão OEO nos nós intermediários (os que não são nós de origem e destino do caminho), nos quais a comutação é exclusivamente no domínio óptico;
- Translúcidas: visando agregar a agilidade das redes ópticas transparentes com a qualidade do sinal óptico provida pelas redes opacas, nas redes translúcidas parte dos nós realizam comutação no domínio eletrônico e parte dos nós realizam comutação no domínio óptico.

2.3.1 Redes ópticas transparentes

As redes ópticas WDM podem ser classificadas em opacas, translúcidas ou transparentes. As redes ópticas opacas demandam a conversão ópto-elétrica e elétron-óptica em cada nó da rede e, conseqüentemente, inserem atrasos de processamento e aumentam o custo devido

à grande quantidade de conversores OEO. Por outro lado, ao realizar o processamento no domínio óptico, as redes ópticas transparentes eliminam a necessidade de conversores OEO e o custo de uma comutação de alta velocidade em meio eletrônico.

As redes ópticas transparentes representam a principal infraestrutura nos *backbones* dos provedores de serviços de telecomunicações. Estas redes podem realizar comutação no meio óptico através das tecnologias de Comutação de circuitos ópticos (*Optical Circuit Switching* - OCS), Comutação de pacotes ópticos (*Optical Packet Switching* - OPS) e Comutação de rajadas ópticas (*Optical Burst Switching* - OBS). Dentre estas tecnologias, a comutação OCS é a que apresenta maior maturidade e caracteriza-se pela reserva de recursos (comprimentos de onda) na fase de estabelecimento do caminho óptico (*lightpath*).

Um caminho óptico é uma conexão fim a fim entre dois nós terminais, sobre um comprimento de onda em cada enlace de fibra intermediário na rota entre os nós terminais. A menos que os nós possuam conversor de comprimento de onda, o caminho deve respeitar a “restrição de continuidade de comprimento de onda” usando o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces desde de sua origem até o seu destino. Ademais, diferentes caminhos ópticos podem usar o mesmo comprimento de onda desde que não compartilhem enlaces de fibra.

Uma rede óptica é representada pela composição entre camada virtual, com caminhos ópticos e nós, e camada física, com nós e fibras ópticas (Figura 2.6). Os caminhos da camada virtual são estabelecidos sob demanda entre dois nós quaisquer. Um caminho pode ser estabelecido entre dois nós (por exemplo entre “c-g”) mesmo não havendo a disponibilidade de um enlace físico entre estes nós na topologia física. Neste caso, a rota entre os dois nós será composta por nós intermediários na camada física (por exemplo C-F-G). Encontrar uma rota para as demandas na camada virtual e alocar um comprimento de onda através dos enlaces físicos é denominado o problema de “roteamento e alocação de comprimento de onda” ou problema de RWA (*Routing and Wavelength Assignment*).

Uma vez estabelecido, o caminho óptico permanece ativo enquanto houver transmissão de tráfego no canal. Durante o tempo em que estiver ativo, o caminho óptico ocupa um comprimento de onda específico em cada enlace da rota origem-destino, sendo liberado somente quando o caminho é finalizado. Ademais, um comprimento de onda pode ser alocado somente a um caminho no mesmo enlace. Assim, a alocação de caminhos ópticos sobre a rede óptica diminui o número de comprimentos de onda disponíveis e,

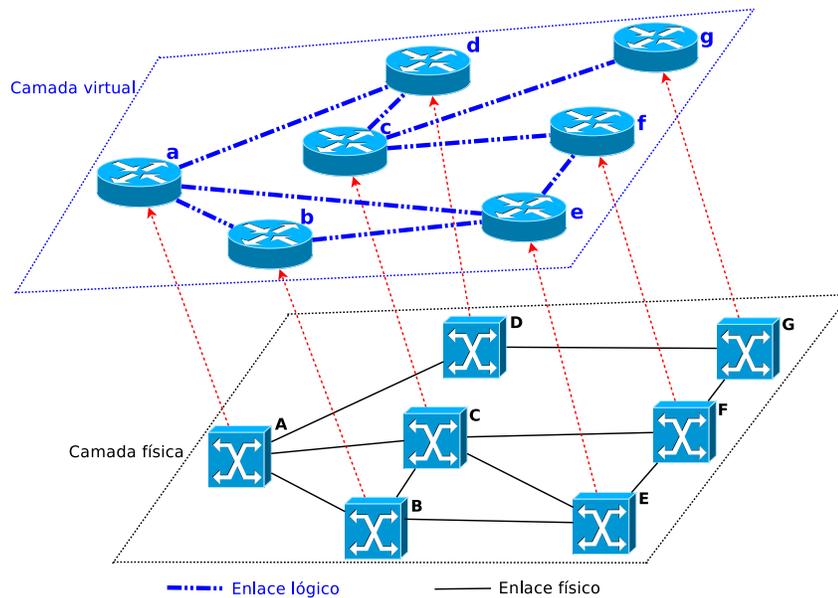


Figura 2.6: Rede óptica: relação entre camada física e camada virtual.

consequentemente, reduz as chances de alocação de um novo caminho devido à falta de recursos.

2.4 O Problema de Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda

Em uma rede de multiplexação por comprimento de onda, a transmissão de uma conexão entre dois nós é feita através de caminhos ópticos. Para estabelecer um caminho óptico, é necessário selecionar os enlaces físicos através de uma rota entre origem e destino (*routing*) e, posteriormente, reservar um comprimento de onda em cada um dos enlaces (*wavelength assignment*). Esta reserva mantém toda a largura de banda do caminho óptico pelo período de duração da conexão, e quando o caminho óptico for desfeito, os comprimentos de onda que o compõem tornam-se disponíveis. Este problema é denominado Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda (*Routing and Wavelength Assignment - RWA*) e é fundamental para as redes WDM.

Quando os nós da rede não são equipados com conversores de comprimento de onda, o caminho óptico deve utilizar o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces da

rota especificada, o que é conhecido como restrição de continuidade de comprimento de onda. Esta restrição limita a utilização eficiente dos canais WDM. Como a utilização de conversores representam custo adicional, o que se faz na prática é prover um conversão parcial, na qual parte dos comprimentos de onda podem ser convertidos. As implicações dos diferentes níveis de conversão de comprimento de onda são abordadas em [104]. Ademais, para o estabelecimento de um caminho óptico, deve-se respeitar a restrição de comprimento de onda distinta, o que determina que todos os caminhos ópticos usando um mesmo enlace devem ter diferentes comprimentos de onda associados.

O objetivo do problema de RWA é otimizar a combinação de rotas e comprimentos de onda para cada caminho óptico a ser estabelecido de forma que mais conexões possam ser aceitas e a utilização de recursos da rede seja reduzida. Existe uma grande quantidade de algoritmos para resolver este problema, que podem ser classificados em duas grandes categorias em função do tipo da conexão a ser atendida:

- **Estático:** todas as requisições para estabelecimento de conexão são conhecidas a priori. O roteamento e a alocação dos comprimentos de onda são realizados de forma *offline*. O objetivo do RWA estático consiste em atender as demandas requisitadas e reduzir a quantidade de recursos utilizados para atender estas conexões.
- **Dinâmico:** não há conhecimento prévio sobre as conexões e nem sobre o instante que chegarão na rede. Os caminhos ópticos são estabelecidos à medida que as requisições chegam à rede, e as conexões devem ser atendidas no instante da solicitação. Quando não há mais dados a serem transmitidos, o caminho óptico é encerrado e os recursos utilizados são liberados para uso por outras conexões. O constante estabelecimento e liberação de caminhos ópticos leva a alterações aleatórias na topologia virtual da rede e a cada vez que uma conexão é solicitada, o algoritmo de RWA deve ser executado *online* para determinar se é possível aceitar a conexão.

Em [27], foi provado a NP-completude do problema de RWA através da sua equivalência ao problema de coloração em grafos. Soluções ótimas para o problema podem ser encontradas através de formulação das restrições em programação linear inteira (PLI) [77, 103], entretanto a complexidade da PLI não permite que se obtenha uma solução escalável. Para amenizar a complexidade computacional de uma formulação PLI, técnicas de aproximação, tal como a técnica de arredondamento randômico [9], podem ser

empregadas, embora ao custo de não se poder obter resultado ótimo em redes de grande porte. Uma alternativa amplamente utilizada para contornar a complexidade da PLI é a utilização de heurísticas, considerando várias restrições e objetivos, para se chegar a soluções subótimas do problema. Em geral, o problema de RWA é subdividido em problema de roteamento, para obter uma rota capaz de interligar a origem ao destino, e problema de alocação de comprimento de onda, para encontrar um comprimento de onda livre em todos os enlaces que compõem a rota selecionada. A forma como as heurísticas são utilizadas na resolução destes subproblemas pode ter grande impacto na utilização dos recursos da rede e na taxa de bloqueio de conexões.

Na sequência, apresenta-se uma formulação do problema com suas restrições representadas por programação linear inteira, e as heurísticas para a resolução dos subproblemas de roteamento e de alocação de comprimento de onda.

2.4.1 Formulação do problema

Uma solução ótima para o problema RWA pode ser obtida através de programação linear inteira (PLI). Devido a questões de escalabilidade, esta solução é aceitável somente quando a rede é relativamente pequena, como por exemplo os *backbones*. Soluções baseadas em PLI também são viáveis como *benchmark* para o desenvolvimento de heurísticas.

A seguir, descreve-se a formulação PLI para o problema de RWA estático conforme apresentado em [77].

Seja a topologia de rede representada pelo grafo $G = (V, E)$, na qual V é o conjunto de nós $\{v_1, v_2, v_3, \dots, v_n\}$ e E é o conjunto de enlaces $\{e_1, e_2, e_3, \dots, e_m\}$; e_i representa um enlace de fibra interligando dois nós v_i a v_j . Uma matriz de tráfego T , previamente conhecida, é dada por elementos $T_{i,j}$ que representam o número de conexões requisitadas entre os nós v_i e v_j . Os requisitos das conexões são representados por K , e 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 λ_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 λ_i possui a mesma capacidade de transmissão.

O problema de RWA pode ser formalmente descrito como o problema de encontrar uma rota p e um comprimento de onda λ disponíveis, de forma que dois caminhos ópticos distintos que compartilham um enlace na rede óptica não tenham um comprimento de

onda em comum.

O objetivo desta formulação é maximizar o número de caminhos ópticos a fim de atender o maior número possível de conexões requisitadas.

Para representar, matematicamente, a PLI, considera-se o conjunto de variáveis a seguir:

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

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

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

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

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

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

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

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

sujeito a:

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

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

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

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

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

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

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

As equações 2.8 a 2.10 garantem a restrição de continuidade de comprimento de onda. A equação 2.11 garante a restrição de comprimento de onda distinta, não permitindo 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 O problema de roteamento

A formulação do problema de RWA através de PLI é interessante por prover soluções ótimas. Entretanto, a complexidade computacional é alta dado que se trata de um problema NP-Completo, o que se torna ainda mais crítico ao se considerar o estabelecimento dinâmico de caminhos ópticos, no qual cada nova requisição de estabelecimento de conexão exige uma solução do problema RWA. Desta forma, heurísticas são utilizadas para obter soluções que são subótimas, mas com menor complexidade computacional.

A seguir, são apresentadas três heurísticas largamente utilizadas para o subproblema de roteamento [119, 142].

Roteamento Fixo (*Fixed Routing*)

O mais simples dos métodos de roteamento, o Roteamento Fixo escolhe sempre a mesma rota pré-determinada para cada requisição para estabelecimento de conexão entre um par origem-destino independentemente do estado da rede. Um exemplo desta abordagem é o roteamento fixo de menor caminho, utilizada em algoritmos de roteamento tais como Dijkstra's ou Bellman-Ford. Apesar da simplicidade, a utilização de uma única rota faz com que uma requisição de estabelecimento de conexão seja bloqueada se os recursos ao longo desta rota estiverem ocupados, o que pode levar a um valor de probabilidade de bloqueio demasiadamente elevado. Ademais, com o uso de um única rota pré-determinada, nenhuma rota alternativa estará disponível para o reencaminhamento do tráfego em caso de falha.

Roteamento Fixo Alternativo (*Fixed-Alternate Routing*)

O Roteamento Fixo Alternativo considera múltiplas rotas. Cada nó da rede mantém uma tabela de roteamento com uma lista ordenada com um certo número de rotas fixas pré-determinadas para cada destino do nó. Uma lista de rotas ordenada por ordem crescente pode considerar, por exemplo, a distância entre origem-destino, o número de segmentos de enlaces de fibra (*hops*), penalidades por restrições físicas⁴, tais como atenuação, dispersão e efeitos não lineares [146], ou consumo de energia. A primeira rota da lista para um par origem-destino é denominada rota primária. Uma rota alternativa para o par origem-destino é qualquer rota que não compartilhe enlaces (disjunta) com a rota primária. Quando há uma requisição para estabelecimento de conexão, o nó origem tenta estabelecer a conexão na sequência das rotas listadas na tabela até que um comprimento de onda válido seja encontrado. Se nenhuma rota da tabela estiver disponível, ou seja, não há comprimento de onda disponível para estabelecer o caminho, a conexão é bloqueada. Um exemplo de utilização desta abordagem é o algoritmo *k-shortest path* [53], onde *k* rotas candidatas entre um par origem-destino são calculadas e ordenadas pela distância física ou número de saltos (*Hops*). Comparado ao algoritmo de Roteamento Fixo, o Roteamento Fixo Alternativo não só reduz significativamente os bloqueio de conexões, mas também oferece a possibilidade de tolerância a falhas [79], pois a proteção da conexão contra falhas no enlace pode ser feita tomando-se os caminhos alternativos disjuntos ao caminho

⁴*Physical impairments.*

principal em relação ao enlace e escolhendo um deles como reserva (*backup*).

Roteamento Adaptativo (*Adaptive Routing*)

Diferentemente do Roteamento Fixo e do Roteamento Fixo Alternativo, nos quais os caminhos são pré-determinados, o Roteamento Adaptativo calcula dinamicamente um caminho para cada requisição para estabelecimento de conexão levando em consideração o estado da rede. O estado da rede é determinado por todos os caminhos ópticos ativos na rede. O Roteamento Adaptativo é capaz de atingir baixa probabilidade de bloqueio de conexões comparado ao Roteamento Fixo e ao Roteamento Fixo Alternativo. Entretanto, sua complexidade computacional é maior uma vez que o estado da rede precisa ser averiguado para rotear cada requisição para estabelecimento de conexão. Ademais, há a necessidade de protocolos de controle e gerenciamento para a atualização contínua das tabelas de roteamento dos nós. Um exemplo de Roteamento adaptativo é o *Least-Congested-Path* (LCP) [20], no qual a rota menos congestionada entre um conjunto de rotas pré-determinadas é selecionada na chegada de uma requisição para estabelecimento de conexão. O congestionamento de uma rota é determinado pelo enlace com o maior número de comprimentos de onda ocupados ao longo da rota.

2.4.3 O problema de alocação de comprimento de onda

Em ambientes dinâmicos, o instante da chegada de requisições para estabelecimento de conexão é uma variável aleatória. Várias heurísticas tem sido propostas para resolver o subproblema de alocação de comprimento de onda e podem ser aplicadas, também, para o problema estático e combinado com qualquer esquema de roteamento. Nesta subseção, apresentam-se as heurísticas de alocação de comprimento de onda mais conhecidas [119, 142].

Aleatória (*Random - (R)*)

Verifica-se, primeiramente, o conjunto de comprimentos de onda disponíveis para a rota em questão e uma distribuição de probabilidade uniforme é definida nesse conjunto. O comprimento de onda é então selecionado aleatoriamente.

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

Neste método, os comprimentos de onda são enumerados $(\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_n)$ e é realizada uma busca sequencial, do menor para o maior número, até que algum comprimento de onda disponível seja encontrado ou a rota não possa ser aceita. Esta forma de alocação mantém os primeiros comprimentos de onda muito mais carregados que os últimos.

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

Esta abordagem seleciona o comprimento de onda menos usado na rede com o objetivo de balancear a carga entre todos os comprimentos de onda. Seu desempenho é pior do que os métodos Aleatório e *First-Fit*, bloqueando um grande número de requisições para estabelecimento de conexão e demandando maior desempenho computacional devido a necessidade de se manter a ordem de utilização dos comprimentos de onda.

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

O algoritmo *Most-Used* seleciona o comprimento de onda mais utilizado na rede e, assim como o algoritmo *Least-Used*, leva a concentração da carga em alguns comprimentos de onda. Seu desempenho é superior aos métodos de alocação de comprimento de onda apresentados anteriormente, mas sua demanda computacional é maior devido a necessidade de se manter a ordem de utilização dos comprimentos de onda.

Produto Mínimo (*Min-Product* - (MP))

Esta abordagem é utilizada no contexto de múltiplas fibras, tornando-se equivalente ao método *First-Fit* em redes com uma única fibra. A ideia do *Min-Product* é agrupar os comprimentos de onda com o objetivo de reduzir o número de fibras utilizadas na rede.

Supondo a existência de 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 reduzir o número de fibras, deve-se alocá-lo para o novo caminho óptico.

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

Este método foi projetado para ser utilizado em redes com múltiplas fibras por enlace, mas pode, também, ser utilizado para cenários com uma única fibra. No LL, seleciona-se o comprimento de onda w com a maior capacidade residual, ou seja, a quantidade de banda disponível para utilização, no enlace mais carregado ao longo da rota.

Para a escolha do comprimento de onda w , a seguinte condição deve ser satisfeita:

$$\max_{w \in SW} \min_{l \in SL} (M_l - D_{lw}), \quad (2.15)$$

onde SW é o conjunto de comprimentos de onda disponíveis na rota p ; SL é o conjunto de enlaces que formam a rota p ; M_l é o número de fibras no enlace l ; D_{lw} é o número de fibras para as quais o comprimento de onda w é usado no enlace l .

Na expressão 2.15, $M_l - D_{lw}$ representa o número de fibras nas quais o comprimento de onda w está disponível no enlace l , que representa a capacidade residual desse comprimento de onda. O método calcula, inicialmente, a capacidade residual mínima de cada comprimento de onda nos enlaces de uma conexão e, então, seleciona o comprimento de onda que aumenta essa capacidade residual. 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 o *Least-Loaded* produza resultados eficientes em termos de probabilidade de bloqueio.

Soma Máxima (*Max-Sum* - ($M\Sigma$))

Este é um método projetado para redes com múltiplas fibras, mas pode, também, ser utilizado em redes com apenas uma fibra. O $M\Sigma$ tem como objetivo aumentar a capacidade das rotas remanescentes após o estabelecimento de cada conexão. Neste método, todos os possíveis caminhos ópticos são considerados, o que requer uma rota pré-selecionada para cada conexão e, conseqüentemente, o conhecimento antecipado da matriz de tráfego, que deve se manter estável por um intervalo de tempo.

Considere-se ψ um estado da rede que especifica caminhos ópticos existentes nesta rede. A capacidade do enlace l no comprimento de onda w e no estado ψ , $r(\psi, l, w)$ é definida como o número de fibras nas quais o comprimento de onda w está livre no enlace l , ou seja,

$$r(\psi, l, w) = M_l - D(\psi)_{lw},$$

onde M_l é o número de fibras no enlace l e $D(\psi)_{lw}$ é o número de fibras para as quais o comprimento de onda w é usado no enlace l e no estado ψ .

A capacidade de uma rota p , no comprimento de onda w , é o número de fibras nas quais este comprimento de onda w está disponível no enlace mais congestionado ao longo da rota:

$$r(\psi, p, w) = \min_{l \in SL} r(\psi, l, w).$$

A capacidade de uma rota p no estado ψ é definida como a soma das capacidades de rota em todos os comprimentos de onda:

$$R(\psi, p) = \sum_{w=1}^W \min_{l \in SL} r(\psi, l, w).$$

Seja $\psi'(w)$ o próximo estado da rede caso o comprimento de onda w seja alocado à conexão. O método $M\Sigma$ escolhe o comprimento de onda que maximiza a seguinte quantidade:

$$\sum_{p \in P} R(\psi'(w), l),$$

onde P é o conjunto de todas as rotas potenciais para a conexão solicitada no presente estado da rede (ψ).

Após o estabelecimento do caminho óptico para uma determinada conexão, o estado da rede será atualizado e uma nova requisição para estabelecimento de conexão poderá ser processada.

2.5 O Problema de Agregação de Tráfego

O problema de agregação de tráfego consiste em compartilhar a banda passante de um caminho óptico entre vários fluxos de diferentes origens e destinos, visando maior eficiência na utilização da banda passante disponibilizada nas redes WDM. Se a multiplexação e demultiplexação de fluxos de tráfego com baixa demanda de banda são realizadas somente nas bordas da rede (i.e., nos LSRs) e o tráfego agregado atravessa a rede GMPLS

de forma transparente, o problema de agregação é equivalente ao problema RWA. Entretanto, devido às restrições do número de comprimentos de onda e do número de transmissores/receptores ópticos em cada LSR, é difícil estabelecer caminhos ópticos entre todos os pares de LSRs. Por conseguinte, consideram-se redes ópticas com nós translúcidos ou opacos nos quais o tráfego de saída em caminhos ópticos é eletronicamente comutado/agregado em novos caminhos ópticos que seguem em direção ao nó de destino. A introdução de algum grau de comutação eletrônica é vantajosa por aumentar, significativamente, o grau de conectividade entre os LSRs de borda e, ao mesmo tempo, reduzir de forma considerável o número de comprimentos de onda necessários para uma certa demanda de tráfego. Em contrapartida, aumentam-se os custos da rede devido à utilização de dispositivos de alto custo, como transmissores/receptores ópticos e comutadores eletrônicos. Dadas estas considerações, o problema de agregação é conceitualmente decomposto em três subproblemas [51]:

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

A esquematização da utilização destes subproblemas para a resolução do problema de agregação de tráfego é representada na Figura 2.7.

De forma generalizada, o problema de agregação pode ser formulado da seguinte forma: dada uma configuração de rede (topologia física, número de transmissores/receptores em cada nó, número de comprimentos de onda em cada fibra) e o conjunto de requisições para estabelecimento de conexão com diferentes requisitos de banda passante (granularidades), o problema de agregação consiste em determinar como estabelecer caminhos ópticos para satisfazer todas as requisições para estabelecimento de conexão, levando-se em consideração que uma ou mais conexões podem ser multiplexadas no mesmo caminho óptico.

Denominada agregação estática, esta abordagem considera demandas de tráfego que não variam significativamente ao longo do tempo e podem ser representadas de forma

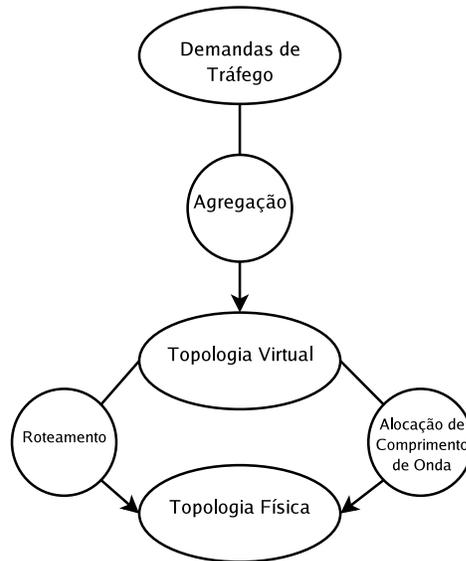


Figura 2.7: Subproblemas para o problema de agregação de tráfego [68].

satisfatória por uma matriz estática de demandas de tráfego. A abordagem estática é um problema de otimização e tem como objetivo principal a redução do custo global da rede baseada na matriz de tráfego.

O problema de agregação estática é, tipicamente, modelado como um problema de Programação Linear Inteira (PLI) cujo objetivo é 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.

2.6 O Problema de Agregação Dinâmica de Tráfego

Além da abordagem estática, a resolução do problema de agregação em redes WDM envolve, também, abordagens que consideram tráfego de natureza dinâmica.

Na abordagem dinâmica, são consideradas requisições para estabelecimento de conexão cujo momento de início e tempo de duração não são conhecidos a priori e, consequentemente, as soluções para o problema de agregação dinâmica, que é subdividido nos mesmos subproblemas da agregação estática (Figura 2.7), devem variar com o tempo para satisfazer a natureza dinâmica do tráfego.

A natureza da mudança do tráfego pode não ser completamente imprevisível. Podem

haver situações em que a variação do tráfego é completamente determinística e pode ser capturada e utilizada pelo projeto do modelo de agregação. Para estes casos, é possível formular um problema de programação matemática considerando que as entradas do problema representam o estado do sistema em um determinado período de interesse.

Em outro extremo, incertezas podem ser características essenciais do modelo de tráfego e o problema deve ser visto como o problema de fornecer 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 (PDM) [67], 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 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 , e t_i define um instante no tempo em que 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: Dependendo da camada que será afetada, as ações tomadas pelo algoritmo de controle da rede podem ser classificadas como:

- Camada de Controle de Admissão de Conexões (CAC): 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 a 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. Similarmente, quando uma chamada é encerrada, caminhos ópticos são encerrados.

Caso a interrupção de fluxos de tráfego correntes seja permitida, as ações podem incluir

rerroteamento 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.

Se por um lado a agregação estática considera essencialmente a redução de custos da rede como objetivo, a agregação dinâmica considera como foco principal a redução dos recursos utilizados para atender cada demanda, o que implica na redução da probabilidade de bloqueio de chamadas futuras (aumentar o ganho) não deixando, entretanto, de considerar as questões de redução de custos globais da rede. A probabilidade de bloqueio não é especialmente relevante para o caso de agregação estática pois com um bom planejamento é esperado que todas as demandas da matriz de tráfego sejam transmitidas sobre a rede. De forma similar, considerações sobre justiça não são relevantes para o problema estático, mas podem ser importantes para a agregação dinâmica.

Outra diferença em relação a abordagem de agregação de tráfego estática é a complexidade da solução de agregação. No caso estático, soluções computacionalmente complexas são aceitáveis, uma vez que tais soluções são computadas de forma *off-line*, com uma estimativa de tráfego válida por um período de tempo razoável. Para a agregação dinâmica, as soluções precisam ser calculadas de forma *on-line*, e recalculadas em escalas normais de tempo da rede, o que demanda algoritmos com baixa complexidade computacional.

2.7 Agregação dinâmica de tráfego com restrições temporais

A maturidade da tecnologia WDM tem levado à implantação destas redes não somente em redes de longa distância (WAN) mas também em redes metropolitanas (MAN) e redes locais (LAN), com demandas de tráfego heterogêneas. Desta forma, a agregação dinâmica de tráfego é ainda mais importante para a otimização das redes WDM a medida que a agregação de tráfego é necessária do núcleo da rede até a rede de acesso dos usuários finais, onde as demandas de tráfego são, comumente, menores do que a capacidade de um caminho óptico.

Com a proximidade e a grande disponibilidade de banda provida pelas redes WDM, o nível de exigência do usuário aumentou e o seu interesse não mais está em apenas ter sua demanda atendida, mas engloba, também, um conjunto estrito de requisitos a ser satisfeito, o que permite aos operadores oferecerem serviços diferenciados. A Figura 2.8

apresenta diferentes tipos de serviços oferecidos em redes ópticas, enfatizando [56]: grau de variabilidade de banda passante, grau de automatização no estabelecimento de conexão, e grau de visibilidade do usuário com relação aos recursos a ele alocados. No serviço de linha dedicada, a banda passante não sofre alterações frequentes e há baixa tolerância à automatização de conexão. No caso de banda pré-provisionada, há variação de banda passante, mas o provedor do serviço possui informações que lhe permitem pré-provisionar os recursos. O serviço de banda passante sob demanda é mais restritivo para o provedor, dado que o provisionamento deve ser realizado em tempo real e sem conhecimento prévio da variação da demanda de requisições para o estabelecimento de conexão. Neste caso, um alto nível de automatização é necessário. Uma rede óptica virtual privada (*Optical Virtual Private Network (O-VPN)*) é um serviço multiponto-para-multiponto, no qual o usuário tem alguma visibilidade do recurso alocado e, possivelmente, a oportunidade de, parcialmente, gerenciá-lo diretamente.

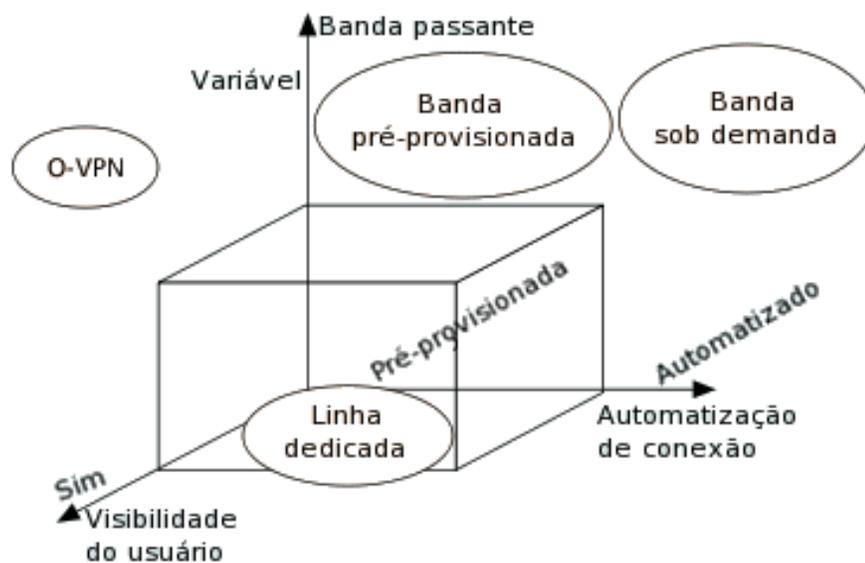


Figura 2.8: Classificação de serviços oferecidos em redes ópticas [56].

A diferenciação de serviços é uma oportunidade valiosa para provedores de serviços para aumentar receitas com a venda de serviços com valor agregado a partir da sua infraestrutura. Um *Service Level Agreement (SLA)* é um contrato formal entre um provedor de serviços e o assinante/usuário que contém especificações técnicas, termos e condições

do serviço, bem como as penalidades decorrentes do não cumprimento do contrato. As especificações técnicas derivadas do SLA dão origem ao *Service Level Specifications* (SLSs), que é composto por um conjunto de parâmetros técnicos e seus valores para definir o serviço a ser oferecido para um fluxo de tráfego na rede. Embora não exista um padrão que defina o conteúdo de um SLA, na Tabela 2.7 são apresentados alguns parâmetros de SLS descritos em [94], com base em [34, 56], que podem ser considerados em um SLA óptico (O-SLA). Além destes parâmetros, diferentes classes de serviço, denominadas, prêmio, ouro, prata e bronze, com diferentes especificações foram propostas por Fawaz et al. [56]. Estas métricas de SLA auxiliam o usuário a selecionar uma classe de serviços apropriada para suas exigências, assim como beneficiam os provedores de serviço ao possibilitar o gerenciamento eficiente de seus recursos de rede.

SLA óptico		
SLS óptico		
Limite do serviço		Identificador do fluxo
Conformidade de tráfego		Vazão
Escalonamento do serviço		Tempo de estabelecimento
Estabilidade de roteamento	Diferenciação de rota	Tratamento de excesso
Garantias de desempenho do serviço	Disponibilidade e resiliência do serviço	Inatividade média
Atraso	Tempo de recuperação	Confidencialidade
Serviço fora de critérios		Distância
(Tempo de recuperação)/(Degradação de desempenho)		

Termos acordados

Tabela 2.1: Parâmetros para SLA óptico [94].

Dentre as várias especificações, o SLA torna possível o conhecimento do tempo de duração das demandas (*holding-time*) e o tempo máximo para a finalização da transmissão (*deadline*) das demandas. Logo, além de considerar tráfego de natureza estática e tráfego de natureza dinâmica, a resolução do problema de agregação de tráfego pode abranger, também, as demandas de tráfego com duração conhecida e as demandas que especificam o tempo máximo para a finalização da transmissão.

Para as requisições com duração conhecida, o momento da chegada da solicitação é imprevisível, mas, no momento da sua chegada, é possível determinar o momento do

término da demanda através da informação sobre a sua duração e, conseqüentemente, o tempo durante o qual o recurso estará ocupado por esta requisição. Aplicações que geram demandas com duração conhecida, tais como a distribuição de vídeos de eventos esportivos, justificam a necessidade de mecanismos com capacidade de utilizar esta informação para melhorar o provisionamento dos canais ópticos.

A agregação de tráfego de conexões com duração conhecida, introduzida no algoritmo Holding-Time-Aware (HTA) [121, 122, 123], consiste em agregar requisições explorando a informação sobre o tempo de duração das conexões e o tempo de vida dos caminhos ópticos e será detalhada nos trabalhos correlatos da Seção 3.1. Ademais, esta informação tem sido explorada para o aprimoramento de compartilhamento de recursos de *backup* em redes tolerantes a falhas [2] e para roteamento dinâmico [88].

Outro requisito comum nos SLAs é o tempo máximo para a finalização da transmissão da conexão (*deadline*), i.e., o início da transmissão e sua taxa de transmissão são flexíveis, porém devem respeitar o tempo máximo para a finalização da conexão. O momento de solicitação de conexão destas requisições é desconhecido, o que caracteriza sua natureza dinâmica. A informação sobre o tempo máximo para a finalização da transmissão é comum em aplicações tais como e-ciência [120] e grades [60], cujas requisições são denominadas requisições guiadas por tempo máximo para a finalização da transmissão (*deadline-driven requests*).

Quando a informação sobre o tempo máximo para a finalização da transmissão está disponível, o estabelecimento de uma conexão pode ser postergado até o tempo no qual a conexão deve ser transmitida na taxa máxima disponível para atender ao requisito de tempo máximo de finalização (*deadline*). Desta forma, se não houver disponibilidade de banda passante no momento da requisição da conexão, o estabelecimento da conexão pode ser postergado prevenindo-se, assim, o bloqueio de conexões. No estudo em [5], a informação sobre o tempo máximo para a finalização da transmissão é considerada para provisionar conexões com taxa de transmissão fixa e com taxa de transmissão adaptativa.

As abordagens de agregação que consideram conexões com duração conhecida e conexões com tempo máximo para a finalização da transmissão são, também, abordagens dinâmicas e, como tal, o objetivo principal é a redução da probabilidade de bloqueio de conexões.

2.7.1 Quantidades de Interesse

Para a resolução do problema de agregação dinâmica de tráfego são dados como entrada a matriz de tráfego em função do tempo, a disponibilidade de recursos da rede, o número de comprimentos de onda disponíveis na fibra e a arquitetura de nós. A solução do problema fornece como saída a topologia virtual, o roteamento e alocação de comprimentos de onda para cada caminho óptico na topologia virtual mapeado na topologia física, e o roteamento das demandas de tráfego nos caminhos ópticos.

As entradas e saídas para a formulação e a resolução do problema de agregação dinâmica de tráfego são definidas a seguir [68].

Variáveis de entrada:

- N : conjunto de nós;
- A : conjunto de enlaces de fibra direcionados na topologia física;
- S : conjunto de demandas de conexão para os pares origem-destino na 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 λ_s se, no tempo t , a demanda de tráfego s tem origem no nó n e valor λ_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 origem, nem destino da demanda s . λ_s , para todo s , e a capacidade C de um comprimento de onda estão em uma unidade básica de transmissão;
- W : o número de comprimentos de onda disponíveis em cada enlace de fibra;
- $P_{|N| \times |A|} = [p_n^{(a)}]$: matriz da topologia física, onde $p_n^{(a)}$ é 1 se o enlace de 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 e usa o comprimento de onda w , -1 se for destinado ao nó n e usa o comprimento de onda w , e 0 caso contrário;

- $R_{|A| \times |L| \times |W|} = [r_{a,w}^{(l)}(t)]$: representa como a topologia virtual é roteada sobre a 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 sobre o enlace de fibra a no tempo t , e 0 caso contrário;
- $G_{|L| \times |S|} = [g_l^{(s)}(t)]$: indica como as demandas de tráfego são roteadas na topologia virtual, onde $g_l^{(s)}(t)$ é λ_s se a demanda de tráfego s atravessa o caminho óptico l no tempo t , e 0 caso contrário

2.7.2 Restrições

As restrições existentes no problema de agregação dinâmica de tráfego podem ser agrupadas em classes, de acordo com as quantidades consideradas [68].

1. 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 uma formulação PLI [66]. Uma abordagem para este problema é considerar os valores de pico de cada componente de tráfego para todo o conjunto de matrizes. Todavia, utilizar a matriz com valores de pico pode gerar desperdício de recursos da rede [114];
 - As demandas de tráfego são atendidas em janelas de tempo [7]. 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 Δt ;
 - 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

SADMs (*SONET Add-Drop Multiplexer*) disponíveis em um nó. Considere que $SADM_n$ é o número de SADMs no nó n , então as matrizes de tráfego devem satisfazer:

$$\max \left(\sum_{s:\lambda_n^s 0} \lambda_n^s(t), \sum_{s:\lambda_n^s 0} -\lambda_n^s(t) \right) \leq SADM_n \cdot C \quad \forall n. \quad (2.16)$$

- Restrições na arquitetura de nós: a capacidade de processamento OEO em um nó é restringida pelo número de LTEs (SADMs ou transceptores) no nó. Esta restrição é diferente da restrição (2.16) pois a quantidade máxima de tráfego adicionada/removida em um nó é o limitante inferior da quantidade de processamento OEO, ou seja, demandas de tráfego que transpassem um nó intermediário podem adicionar uma carga extra para o processamento OEO, caso sejam processadas de forma OEO. Isto é definido por:

$$\max \left(\sum_{l:v_{n,w}^{(l)} 0} v_{n,w}^{(l)}(t), \sum_{l:v_{n,w}^{(l)} 0} -v_{n,w}^{(l)}(t) \leq SADM_n \quad \forall n \right). \quad (2.17)$$

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.

- Restrições no problema 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:

$$P_{|N| \times |A|} R_{|A| \times |L| \times |W|} = V_{|N| \times |L| \times |W|}. \quad (2.18)$$

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

$$\sum_l r_{a,w}^{(l)}(t) \leq 1 \quad \forall a, w. \quad (2.19)$$

- Restrições de roteamento de tráfego: a topologia virtual é a soma da topologia

virtual em camadas de comprimentos de onda, i.e.:

$$V_{|N|\times|L|} = \sum_w V_{|N|\times|L|\times|W|}. \quad (2.20)$$

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

$$V_{|N|\times|L|} G_{|L|\times|S|} = \Lambda_{|N|\times|S|}. \quad (2.21)$$

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

$$\sum_s g_l^{(s)}(t) \leq C \quad \forall l. \quad (2.22)$$

2.7.3 Objetivos para o Problema de Agregação de Tráfego

A formulação/resolução do problema de agregação de tráfego tem como objetivos a redução de custos no provisionamento e operação da rede, e a otimização dos benefícios da rede. Tais objetivos podem ser definidos tanto como funções de custo em uma formulação estática, ou como funções de recompensa em uma formulação de decisão. Alguns dos principais objetivos considerados na literatura são [68]:

- Reduzir o custo da rede:
 - Número de portas nos nós da rede (conversores, LTEs, comprimentos de onda);
 - Quantidade de processamento OEO;
- Potencializar o desempenho, provendo melhor serviço ou melhor utilização dos recursos da rede:
 - Reduzir a probabilidade de bloqueio;
 - Reduzir o tempo de provisionamento;
 - Reduzir a interrupção para o tráfego corrente;
 - Aumentar a equidade (i.e., demandas de tráfego com diferentes requisitos de banda passante devem possuir aproximadamente a mesma probabilidade de bloqueio).

2.8 Roteamento Multicaminho

O roteamento multicaminho (*multipath routing*) tem como objetivo explorar os recursos da rede física subjacente através da utilização de múltiplos caminhos entre os pares origem-destino [35]. O roteamento multicaminho tem o potencial de agregar a banda passante de vários caminhos, permitindo a rede suportar taxas de transferência de dados maiores do que no tradicional roteamento por um único caminho (*singlepath routing*) [117]. Pesquisas tem sido desenvolvidas para utilizar algoritmos tais como *Routing Information Protocol* (RIP) e o *Open Shortest Path First* (OSPF) para fornecer roteamento multicaminho [99, 129, 130]. Uma vasta quantidade de trabalhos tem sido desenvolvida considerando dois importantes aspectos para os algoritmos multicaminho: computação de múltiplos caminhos livres de laços (*loops*) e a distribuição (*splitting*) do tráfego através destes múltiplos caminhos. Algoritmos de roteamento multicaminho centralizados podem ser usados em redes MPLS para definir o estabelecimento de caminhos comutados por rótulos (*Label Switched Path* - LSP). Os algoritmos de distribuição (*splitting*) de tráfego podem ser usados para distribuir o tráfego através dos múltiplos caminhos nos dois casos.

2.8.1 Esquemas de roteamento multicaminhos

Deve-se, primeiramente, calcular um conjunto de caminhos para prover comunicação entre um par origem-destino. Duas características que podem ser consideradas para determinar um conjunto de caminhos são a quantidade de caminhos e a independência entre caminhos. A quantidade de caminhos é o número de caminhos disponíveis entre os nós de origem e destino. Quando maior este número, maiores são as chances de distribuição de carga. Ademais, conjuntos com caminhos de comprimento uniforme são preferíveis àqueles com alta variabilidade de tamanho, pois caminhos com comprimentos semelhantes reduzem o retardo diferencial (*differential delay*) [1], que é a diferença entre o retardo de transmissão entre os caminhos utilizados. Quanto maior o retardo diferencial maior a desordem dos pacotes que chegam no nó destino. A segunda característica de um conjunto de caminhos é a independência entre caminhos, conforme ilustrada na Figura 2.9. Considere um conjunto com dois caminhos $P_1 = (a, b, c, d)$ e $P_2 = (a, f, c, d)$ e outro conjunto com dois caminhos $P_3 = (a, b, c, d)$ e $P_4 = (a, f, e, d)$. Enquanto no primeiro conjunto o enlace (c, d) é compartilhado entre os caminhos P_1 e P_2 , no segundo conjunto, os caminhos P_3 e P_4 não

compartilham enlaces, i.e., são independentes entre si, o que leva a melhor utilização dos recursos e menor probabilidade de congestionamento.

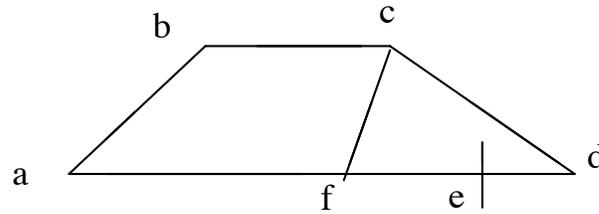


Figura 2.9: Roteamento multicaminhos: interferência entre caminhos.

2.8.2 Vantagens e desvantagens do roteamento multicaminho

O roteamento multicaminho possui diversas vantagens, dentre estas o aprimoramento da capacidade de utilização banda passante residual, balanceamento de carga, qualidade de serviço (QoS), etc.

O roteamento multicaminho aumenta a probabilidade de provisionamento de conexões de alta capacidade que demandam banda passante superior à capacidade de um único canal de transmissão.

O objetivo principal do balanceamento de carga é melhorar a utilização dos recursos disponíveis de forma a reduzir o risco de congestionamento na rede. Espera-se, também, que a distribuição do tráfego possa reduzir o atraso fim-a-fim e a perda de pacotes. Entretanto, o atraso de propagação pode ser aumentado caso as rotas utilizadas sejam mal escolhidas.

No roteamento com qualidade de serviço, os fluxos são roteados em função das informações sobre disponibilidade de recursos e os requisitos de QoS (atraso fim-a-fim, variação do atraso, taxa de perda de pacotes, etc.) dos fluxos. A troca destas informações é essencial para otimizar o desempenho da rede. Caminhos concorrentes em múltiplos caminhos podem ser usados para satisfazer os requisitos de QoS de múltiplos fluxos.

Embora apresente benefícios, o roteamento multicaminho apresenta maior complexidade e algumas questões devem ser abordadas de forma que seu potencial possa ser plenamente explorado em redes operacionais. Algumas destas questões e desafios são destacados a seguir.

A frequente atualização de mensagens de roteamento pode levar a instabilidades na rede devido a oscilações de roteamento e, conseqüentemente, degradar o desempenho da rede. O roteamento multicaminho representa maior dificuldade, uma vez que o tráfego precisa ser dividido em vários caminhos sem comprometer a estabilidade.

A determinação de múltiplas rotas aumenta a complexidade, a escalabilidade e o custo (*overhead*) do roteamento quando comparado com o roteamento de rota única.

Ao utilizar múltiplas rotas, o roteamento multicaminho precisa considerar a diferença de atraso (atraso diferencial) encontrado por subfluxos encaminhados por diferentes caminhos entre a origem e o destino, o que a leva à necessidade de reordenação de dados do fluxo e conseqüente degradação do serviço.

2.9 Rerroteamento

Originalmente introduzido no projeto de redes de telefonia comutadas por circuito [62], o rerroteamento é uma estratégia de otimização de redes e consiste na ação de mudar um caminho óptico ou uma conexão de uma rota para outra rota sem alterar sua origem e seu destino. O rerroteamento tem sido utilizado, também, em redes WDM [3, 4, 30, 87, 132, 133, 134, 140].

Com o aumento da carga na rede e a natureza dinâmica do tráfego, o estabelecimento de caminhos ópticos e conexões previamente realizados por algoritmos de roteamento podem não mais representar uma boa escolha. Ademais, na agregação de tráfego tradicional, uma vez estabelecida, a rota da conexão não será alterada. Neste caso, os recursos da rede podem apresentar um custo elevado (caminhos longos) ou, pior ainda, há recursos, mas estes não podem ser empregados para atender requisições para estabelecimento de conexão devido à forma como estão distribuídos através da rede (há banda suficiente, mas esta está distribuída em vários caminhos; ou devido a restrição de comprimento de onda um caminho não pode ser estabelecido). Para otimizar a alocação de recursos a rede precisa ser reorganizada, o que pode ser feito através da técnica de rerroteamento.

Os algoritmos de rerroteamento podem ser classificados da seguinte forma:

- Rerroteamento em nível de caminho [3, 4, 30, 133, 134, 140]: significa que um caminho óptico existente será reestabelecido em algum outro comprimento de onda disponível. Para rerrotear um caminho óptico, todos os fluxos de tráfego transpor-

tados por este caminho precisam ser rerroteados. O comprimento de onda liberado no rerroteamento pode, então, ser utilizado para o estabelecimento de um outro caminho óptico, que de outra forma não poderia ser estabelecido devido a restrição de comprimento de onda. O rerroteamento em nível de caminho também é vantajoso a medida que pode-se fazer a busca por rotas que reduzam o número de saltos no caminho óptico. Algoritmos de rerroteamento de caminhos são simples, pois precisam somente da informação sobre os caminhos ópticos na rede para decidir quais caminhos serão rerroteados e quais serão os novos caminhos.

- Rerroteamento em nível de conexão [87, 132, 140]: um fluxo pode ser rerroteado do seu caminho óptico atual para algum outro caminho óptico que tenha banda passante suficiente para atendê-lo. O rerroteamento de conexões é benéfico para a liberação de recursos de caminhos críticos. Um caminho óptico é definido como sendo crítico se ele tem banda suficiente para atender uma requisição para estabelecimento de conexão, que precisa necessariamente passar por este caminho, somente depois que uma conexão a ele agregada terminar sua transmissão [140]. Assim, o rerroteamento pode ser utilizado para mudar a rota de conexões para as quais este caminho não é crítico e disponibilizar o recurso para aquelas requisições para as quais é um caminho crítico. O rerroteamento em nível de conexão é mais complexo do que o rerroteamento em nível de caminhos, pois precisa de informações sobre as conexões e os caminhos ópticos usados para rerroteá-las para outros caminhos. Ademais, devido à baixa granularidade do rerroteamento realizado, apresenta maior flexibilidade para encontrar caminhos candidatos a receber as conexões a serem rerroteadas.
- Rerroteamento passivo [3, 30, 134]: o rerroteamento é realizado somente quando o procedimento padrão de estabelecimento de conexão falha e é incapaz de acomodar a demanda. Neste caso, o rerroteamento é realizado na tentativa de reorganizar a rede e liberar recursos para acomodar a requisição para estabelecimento de conexão solicitada.
- Rerroteamento ativo [4, 87, 132, 133]: o rerroteamento é realizado intencionalmente para um caminho mais adequado para atingir, por exemplo, melhor balanceamento de carga. A periodicidade do rerroteamento ativo é relacionada a eventos na rede, tais como término de uma conexão, mudanças no estado da rede, finalização do

prazo de um temporizador, etc.

A otimização da alocação de recursos da rede através do rerroteamento tem como objetivos a redução de probabilidade de bloqueio de requisições para o estabelecimento de conexão, o balanceamento de carga e a sobrevivência da rede (*Survivability*) através da recuperação de falha de nós ou enlaces [84].

2.10 Consumo de Energia

As redes de computadores tem transformado a sociedade e provido meios práticos para reduzir a necessidade de deslocamento o que reduz o impacto humano na natureza, como por exemplo, através de aplicações para vídeo conferência e e-comércio, as quais reduzem a necessidade de deslocamento físico. Tal facilidade tem impulsionado o surgimento de novas aplicações e o crescimento no número de usuários, o que tem levado a um grande crescimento do tráfego na Internet. Ademais, a tendência é que o crescimento do tráfego seja ainda mais rápido nos próximos anos [118]. Quanto maior a quantidade de tráfego, maior é o número de dispositivos de rede sendo utilizados, aumentando, assim, o consumo de energia e a emissão de gases de efeito estufa (*Green House Gas* - GHG). Se o consumo de energia continuar a crescer em taxas alarmantes (como evidenciado na Figura 2.10), a escassez de energia representará um obstáculo para a expansão das redes no futuro. Assim, além de otimizar os recursos (banda passante, custos, etc.), é indispensável o desenvolvimento de soluções eficientes para reduzir o consumo de energia e que mantenham as funcionalidades dos serviços permitindo, assim, o crescimento sustentável das redes de telecomunicações.

Além de sua ampla utilização como infraestrutura da Internet, devido ao baixo consumo de energia das suas operações, a tecnologia WDM tem grande potencial para melhorar a eficiência energética das redes de comunicações [105], o que tem mobilizado grupos de pesquisa e motivado a investigação para o consumo eficiente de energia nas redes WDM [71].

A redução do consumo de energia em redes ópticas pode ser tratada em quatro níveis: componente, transmissão, rede e aplicação. Componentes altamente integrados de processamento óptico tais como *buffers* ópticos, malhas de comutação (*switching fabrics*) e conversores de comprimento de onda tem sido desenvolvidos para reduzir o consumo de

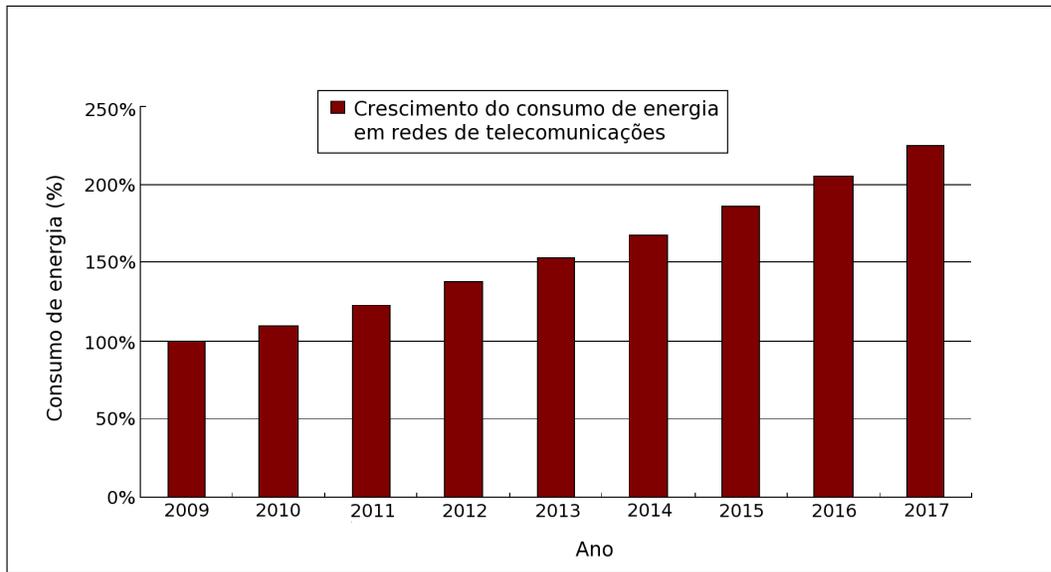


Figura 2.10: Crescimento do consumo de energia nas redes de telecomunicações [29, 83].

energia [124, 125]. No nível de transmissão, o aprimoramento da eficiência energética está relacionado a fibras com baixa atenuação e baixa dispersão, e ao melhoramento de transmissores/receptores ópticos [126]. Em nível de rede, mecanismos de alocação de recursos, roteamento verde, etc. [29] são investigações para o consumo eficiente de energia. No nível de aplicações, mecanismos de conectividade de rede com consumo eficiente tais como “Proxying” [78] e abordagens verdes para computação em nuvem [46] tem sido propostos.

As pesquisas relacionadas ao aprimoramento da eficiência energética em redes ópticas WDM podem ser classificadas em duas categorias [29]: projeto de rede energeticamente eficiente e operação de rede energeticamente eficiente.

O projeto de rede energeticamente eficiente engloba o desenvolvimento de arquiteturas e protocolos para melhorar a utilização da rede e reduzir o consumo de energia por *bit* transmitido. O encaminhamento de pacotes considerando o consumo de energia e protocolos de roteamento verde fazem parte da categoria de projeto. Na operação da rede, medidas tais como o desligamento (*turning off*) seletivo de dispositivos da rede e a alocação de recursos sob demanda podem melhorar a eficiência do consumo de energia.

Em uma rede WDM, os principais consumidores de energia são os dispositivos de transmissão e comutação tais como roteadores, OXCs, amplificadores e transceptores. Fabricantes destes dispositivos tem trabalhado para aprimorá-los e torná-los mais efici-

entes no consumo de energia. Entretanto, para que uma rede seja efetiva na redução do consumo de energia é necessário investigar e aprimorar as arquiteturas e a operacionalização destas redes. As abordagens para reduzir o consumo de energia podem ser subdivididas em quatro categorias: *(i)* desligamento seletivo de equipamentos da rede; *(ii)* projeto de rede energeticamente eficiente; *(iii)* encaminhamento eficiente de pacotes IP; *(iv)* roteamento verde.

2.10.1 Desligamento seletivo de dispositivos

Uma abordagem importante para economizar energia consiste em seletivamente desligar os dispositivos ociosos da rede quando a carga de tráfego é reduzida (por exemplo, no período noturno), enquanto mantém o funcionamento essencial da rede de forma a suportar o transporte de tráfego residual [29]. No geral, existe grande redundância na rede e alguns nós podem ser completamente desligados quando eles não são utilizados como fonte ou destino de tráfego, e quando não são nós de passagem usados para a manutenção da conectividade essencial da rede. Neste contexto, um nó pode ser desligado *(i)* somente quando ele está totalmente sem uso, *(ii)* quando o tráfego fica abaixo de um limiar, havendo a necessidade de rerroteamento do tráfego residual, e *(iii)* após roteamento proativo do tráfego ao longo de outras rotas, a fim de evitar interrupções de tráfego. As três abordagens demandam controle, gerenciamento e operações adicionais na rede.

De forma similar, os enlaces de rede podem ser desligados quando não há tráfego sendo transmitido neles, quando o tráfego está abaixo de um limiar, ou quando é possível rerrotear o tráfego [29]. Entretanto, a maioria dos elementos da rede não podem ser simplesmente desligados sem afetar o desempenho da rede. Desligar um nó intermediário pode fazer com que conexões sejam rerroteadas para rotas mais longas, as quais podem não ser aceitáveis por várias razões: congestionamento, retardo extra, etc. Assim, a possibilidade de desligar nós e enlaces deve ser cuidadosamente avaliada em relação a conectividade da rede e as restrições de qualidade de serviço.

2.10.2 Projeto de rede energeticamente eficiente

Outra forma de se atingir eficiência energética é projetar redes com tais propriedades. Em [108], o projeto de uma rede IP-sobre-WDM leva em consideração a redução conjunta

de roteadores IP, amplificadores EDFAs (*Erbium Doped Fibre Amplifier*) e transceptores. Ademais, mostra-se que diferentes esquemas de agregação de tráfego tem impacto significativo no projeto de rede energeticamente eficiente. Heurísticas para reduzir o consumo de energia consideram duas possíveis implementações, i.e., caminhos ópticos com e sem *bypass* óptico. No *bypass* óptico, o tráfego não destinado para o nó IP permanece na camada óptica, sem passar pela camada IP, o que previne o custo relacionado à conversão do domínio óptico para o domínio eletrônico e operações eletrônicas. Isto permite reduzir a carga do roteador e o consumo de energia associado [128]. Em [127], uma análise mais extensiva mostra que a quantidade de energia salva depende do grau da malha na rede, a razão da demanda média sobre a taxa do canal, e o tamanho médio do enlace físico. Maior economia é atingida para a combinação de demandas próximas (mas menores) a taxa de transmissão do canal, malhas esparsas (nós com grau 3), e enlaces não muito longos.

Diferentes configurações de cartões de linha (*line cards*) e chassis, i.e., diferentes níveis de agrupamento, resultam em consumo de energia distintos. Chassis com maior nível de agrupamento tem menor consumo de energia por *bit* transferido do que aqueles com baixo nível de agrupamento. Além disso, um chassi que possui cartões de velocidade maior tende a ter menor consumo de energia por *bit* do que aquele que possui cartões de velocidade mais baixa [19], portanto, a reconfiguração de cartões de linha e chassis pode ser uma forma de redução no consumo de energia.

No projeto da rede, que tradicionalmente objetiva a redução de custos de infraestrutura ou a otimização do desempenho, o consumo de energia deve ser introduzido como uma nova variável de projeto, em relação a qual o projeto de rede deve ser otimizado [11]. Por exemplo, o roteamento pode usar o consumo de energia dos dispositivos [19] ou operações da rede [137] como objetivo de otimização.

Outra escolha de projeto refere-se ao roteamento por um único caminho (*singlepath routing*) ou roteamento multicaminho (*multipath routing*). Ao adotar-se roteamento multicaminho, cada conexão deve ser dividida (*split*) em vários fluxos roteados independentemente, potencialmente seguindo diferentes rotas da origem ao destino. O roteamento multicaminho pode atingir agregação de tráfego mais efetiva, resultando em algumas interfaces subutilizadas colocadas em modo *sleep* e, conseqüentemente, com menor consumo de energia.

Considerando o projeto de redes ópticas transparentes, Bastos-Filho et al. [10] introduz um algoritmo evolutivo multi-objetivo que diferencia-se das demais abordagens existentes na literatura ao minimizar, simultaneamente, o custo de construção da rede, a probabilidade de bloqueio de requisições e o consumo de energia de operação da rede.

Em síntese, o consumo de energia pode ser significativamente reduzido se escolhas apropriadas são realizadas durante a fase de projeto da rede. Entretanto, algumas escolhas inteligentes do ponto de vista de consumo de energia podem reduzir o desempenho da rede. Por exemplo, o *bypass* óptico pode reduzir a disponibilidade da rede, pois em caso de falha o roteamento nos nós intermediários que sofreram *bypass* óptico é impedido; assim o *trade-off* entre consumo de energia e desempenho da rede deve ser levado em consideração.

O projeto de redes energeticamente eficientes também pode explorar as potencialidades das tecnologias ópticas. O projeto europeu em consumo eficiente de energia TREND⁵ tem investigado até que ponto as tecnologias ópticas podem ser revisitadas com o objetivo de redução do consumo de energia. Os benefícios das tecnologias de comutação fotônica de conexões de baixa velocidade (*subwavelength*) [6] e redes ópticas de comutação por rajadas OBS tem sido considerados.

2.10.3 Encaminhamento de pacotes para o consumo eficiente de energia

Encaminhamento de pacotes com consumo eficiente de energia tem sido proposto para reduzir o consumo de energia na camada IP. Em [19], os autores mostram que o tamanho dos pacotes IP impacta o consumo de energia em roteadores. Para um cenário com tráfego de taxa constante, quanto menor o pacote IP transferido nos roteadores, maior o consumo de energia.

Esquemas de encaminhamento de pacotes tais como *pipeline* [86], no qual pacotes IPs de tamanhos variados são comutados através de dispositivos de rede sincronizados, podem ser empregados para reduzir o consumo de energia [8]. Nesta abordagem, os dispositivos usam um *slot* de tempo (*Time Frame - TF*), cuja duração pode ser determinada via UTC⁶, para formar um *container* virtual de pacotes. Os TFs são agrupados para formar ciclos de tempo de forma a prover periodicidade na reserva de recursos e, assim, escalonamento

⁵Towards Really Energy-efficient Network Design - <http://www.fp7-trend.eu/>

⁶*Coordinated Universal Time*.

periódico de pacotes a serem comutados e encaminhados. O processo de encaminhamento em *pipeline* é regulado por duas regras: (i) todos os pacotes que devem ser enviados em um TF t por um nó devem estar nas portas de saída no fim do TF $t - 1$; (ii) um pacote p transmitido no TF t por um nó n deve ser transmitido no TF $t + d_p$ pelo nó $n + 1$, onde d_p é uma constante inteira que determina o atraso de encaminhamento.

O escalonamento periódico em cada nó da rede resulta no encaminhamento periódico de pacotes através da rede, assim os pacotes se movem na rede como em um *pipeline*. Neste esquema, todos os pacotes no mesmo TF são comutados para a mesma porta de saída, o que evita o processamento de cabeçalhos, reduzindo a complexidade dos dispositivos e, conseqüentemente, aumentando a escalabilidade e reduzindo o consumo de energia da rede. O encaminhamento em TFs permite, também, a redução da frequência de reconfiguração dos comutadores, o que contribuiu para a redução do consumo de energia.

O encaminhamento de pacotes em *pipeline* é o princípio subjacente do paradigma *Time-Driven Switching* (TDS) [98].

2.10.4 Roteamento verde

O roteamento ciente do consumo de energia é proposto como um novo esquema de roteamento, o qual usa o consumo de energia dos dispositivos da rede como objetivo de otimização. Em [19], o roteamento ciente do consumo de energia considera a reconfiguração de chassis e cartões de linha em roteadores IP. Comparado ao tradicional algoritmo de menor caminho (*shortest-path*), o esquema de roteamento ciente do consumo de energia economiza grande quantidade de energia. Isso se deve ao grande consumo de energia de chassis e cartões de linha que normalmente não são configurados e utilizados de forma energeticamente eficiente nos esquemas de roteamento tradicionais. Assim, este esquema de roteamento reduz o consumo de energia dos roteadores. Ademais, estes esquemas de roteamento podem ser mais dinâmicos ao considerar o rerroteamento de tráfego para tirar vantagem da variabilidade diária do tráfego na rede [63, 64]. Um estudo sobre como adaptar o OSPF (*Open Shortest Path First*) para incluir as características de consumo eficiente de energia pode ser encontrado em [31].

A agregação de tráfego é considerada uma funcionalidade chave para as redes WDM, na qual múltiplas demandas de tráfego de baixa velocidade são agregadas em um caminho óptico de alta capacidade [80]. Uma vez que os dispositivos de rede consomem uma

quantidade de energia considerável mesmo sem qualquer tráfego [19], e que há uma dependência entre o consumo de energia e a carga de tráfego [137], a agregação de tráfego eficiente do consumo de energia pode ser uma abordagem de otimização do consumo de energia nos dispositivos e caminhos ópticos da rede.

2.11 Síntese do capítulo

Esta capítulo apresentou conceitos relacionados as redes de multiplexação por comprimento de onda. Foi descrito o problema de roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA), que é de fundamental importância para a compreensão dos algoritmos apresentados nos capítulos 3 e 4.

Foi discutido o problema de agregação dinâmica de tráfego com especificações de tempo, cujos conceitos pautam as investigações realizadas nos capítulos 3, 4 e 5. Foram introduzidos, também, conceitos de roteamento multicaminho, que são necessários para a compreensão das soluções para provisionamento de conexões de alta capacidade (capítulo 4) e para o consumo eficiente de energia (capítulo 6). Foram apresentadas, também, as questões inerentes ao consumo eficiente de energia, as quais são necessárias para a compreensão do problema e soluções propostas nos capítulos 6 e 7. Apresentaram-se ainda os conceitos de rerroteamento utilizado no capítulo 7.

Capítulo 3

Agregação dinâmica de tráfego com duração conhecida

Este capítulo apresenta um algoritmo para agregação dinâmica de tráfego com duração conhecida que promove balanceamento de tráfego em redes ópticas em malha WDM.

Os recursos disponíveis em uma rede óptica podem ser representados por um grafo auxiliar [147, 149], utilizado por algoritmos de agregação dinâmica de tráfego para determinar em qual caminho óptico uma requisição para estabelecimento de conexão deve ser atendida. Em [123], apresenta-se o algoritmo *Holding-Time-Aware Algorithm* (HTA) que utiliza um grafo auxiliar para a solução do problema de agregação dinâmica com conhecimento da duração das conexões. Este algoritmo é capaz de reduzir a probabilidade de bloqueio, quando comparado com algoritmos tradicionais, entretanto, a solução tende a reduzir o número de caminhos ópticos utilizados e não se preocupa com o balanceamento da carga na rede. Neste capítulo, mostra-se a consequência do desbalanceamento de carga gerado pelo algoritmo em [123], bem como propõe-se uma nova solução para permitir uma melhor distribuição da carga na rede e reduzir o bloqueio de requisições para o estabelecimento de conexão.

O algoritmo proposto emprega uma função de custo baseada na duração das conexões e na distribuição de tráfego na rede, visando minimizar a taxa de rejeição de requisições solicitadas.

Para avaliar a efetividade do algoritmo proposto, foram realizadas simulações utilizando quatro topologias derivadas de cenários realistas compostas por OXCs com capa-

cidade restrita de agregação. Os resultados obtidos mostram que o algoritmo proposto é capaz de gerar distribuição de probabilidade de bloqueio com menor oscilação para todos os pares de comunicação, além de obter probabilidade de bloqueio significativamente inferior à gerada pelo algoritmo HTA.

Esta capítulo está organizado conforme segue. Na Seção 3.1, apresenta-se um revisão bibliográfica. Na Seção 3.2, descreve-se o algoritmo HTA. Na Seção 3.3, introduz-se o algoritmo proposto (HTBalancing). Na Seção 3.4, compara-se o desempenho do HTBalancing com o HTA. Finalmente, na Seção 3.5, apresenta-se a síntese do capítulo.

3.1 Trabalhos relacionados

Através de contratos *Service Level Agreement* (SLA) [34, 56, 89] entre provedores de serviços de Internet e assinantes, o usuário passou a ter influência direta sobre o serviço demandado a medida que ele pode especificar suas necessidades de forma dinâmica e ser atendido de acordo com estas especificações. Estas especificações, como por exemplo a taxa de transmissão e a quantidade de dados a ser transmitida, possibilitaram a derivação de um conjunto de informações de tempo relacionadas à conexão. Dentre estas informações está a informação sobre a duração das conexões (*holding-time*), que tem sido explorada para o desenvolvimento de algoritmos de agregação de tráfego para satisfazer as expectativas dos usuários, aumentar a capacidade em atender requisições para estabelecimento de conexão bem como aumentar a eficiência no uso dos recursos de rede.

Conhecendo-se a duração da conexão requisitada é possível determinar o momento da finalização desta conexão. Um caminho óptico é explicitamente estabelecido no ato de aceitação da solicitação e é mantido durante toda existência da conexão. A agregação de tráfego faz a multiplexação de várias conexões no mesmo caminho óptico, ou seja, o tempo de vida deste caminho é determinado pela conexão que tem o maior tempo de término agregada a este caminho óptico. O tempo de vida de um caminho óptico é a duração residual deste caminho, ou seja, o tempo durante o qual há transmissão de dados e, por isso, o caminho permanece alocado.

Os estudos em [121, 122, 123] introduziram o algoritmo HTA, que pela primeira vez realiza agregação de tráfego explorando a informação sobre o tempo de duração das conexões e o tempo de vida dos caminhos ópticos. O algoritmo HTA será detalhado na seção

3.2.

O algoritmo *Adaptively Weighted Links for Holding-Time-Aware* (AWLHTA) [138] estende os trabalhos apresentados em [44, 121] e tem como objetivo o balanceamento de carga e a prevenção da criação de gargalos. As decisões de roteamento e alocação de caminhos ópticos são baseadas no peso dos enlaces, que é determinado pelo tempo de duração da conexão, a carga na rede e os recursos disponíveis (comprimentos de onda e transceptores). A avaliação do AWLHTA considera cenários restritos que incluem topologia específica, conversão de comprimento de onda e baixo número de comprimentos de onda por fibra. Tais cenários são muito específicos e os resultados derivados para estes cenários são limitados e, assim, não podem ser empregados para generalizar conclusões sobre o desempenho do algoritmo.

Vários estudos presentes na literatura utilizam um modelo de grafo genérico, denominado grafo auxiliar (GA), para representar o estado da rede [47, 49, 65, 147, 149]. Nesta abordagem, a rede é representada por um grafo $GA = (V, E)$, onde V corresponde aos nós da rede e E representa as arestas da rede. Aos nós e arestas são atribuídos custos, que podem refletir os custos de cada elemento da rede, tais como transmissores/receptores, conversores de comprimento de onda, capacidade de agregação, tempo de vida do caminho óptico, consumo de energia, etc. Desta forma, com o GA é possível manipular as arestas/nós e seus custos para minimizar diferentes funções objetivos, aplicar diferentes políticas de agregação, levando em consideração as restrições da rede.

3.2 O algoritmo HTA

Assim como outros algoritmos propostos presentes na literatura [139, 147, 149, 150], o algoritmo HTA [121, 122, 123] utiliza um grafo auxiliar para representar os caminhos ópticos estabelecidos e os potencialmente alocáveis. Uma conexão será aceita se houver um caminho óptico entre o par de nós origem-destino com recurso suficiente para fornecer a banda passante solicitada. Podem existir vários possíveis caminhos entre um par de nós origem-destino com banda disponível para atender a requisição. O algoritmo HTA determina o caminho óptico no qual uma conexão deve ser agregada calculando o custo relacionado a extensão do tempo de vida dos caminhos ópticos, uma operação que leva em consideração a duração da conexão e o tempo de vida dos caminhos ópticos da seguinte

forma:

$$c_{ht}(p_i) = \begin{cases} hp_i \times H & \text{se } p_i \text{ é um novo caminho} & \text{(a)} \\ hp_i \times \epsilon & \text{se } LT_i \geq H & \text{(b)} \\ (hp_i \times \epsilon) + (hp_i \times \Delta_t) & \text{se } LT_i < H & \text{(c)} \end{cases} \quad (3.1)$$

onde:

- $c_{ht}(p_i)$ é o custo para a utilização do caminho óptico p_i , que considera a extensão do tempo de vida do i -ésimo caminho;
- H é a duração (*holding-time*) da conexão solicitada;
- LT_i é o tempo de vida (*lifetime*) do i -ésimo caminho e determina o tempo que falta para este caminho ser desalocado em decorrência da finalização da transmissão;
- $\Delta_t = H - LT_i$;
- hp_i é o número de saltos ao longo do i -ésimo caminho.
- $\epsilon = 10^{-5}$ (é uma constante de valor pequeno comparado ao valor de hp_i) [123];

A Equação 3.1-a determina o custo para estabelecer um novo caminho. Neste caso, é necessário pagar para estabelecer o caminho e para transmitir os dados da conexão durante H unidades de tempo através dos enlaces hp_i do caminho óptico. Quanto maior for o tamanho do caminho (saltos), maior será seu custo de utilização.

Caminhos já estabelecidos, ou seja, em utilização por outras conexões, tem custos menores do que os novos caminhos devido à sobreposição entre o tempo de vida do caminho e a duração da conexão solicitada. A sobreposição total do tempo de vida do caminho em relação à duração da conexão implica em baixo custo para aprovisionar a requisição através do caminho óptico (Equação 3.1-b). Por outro lado, quando a duração da conexão é maior do que o tempo de vida do caminho óptico (Equação 3.1-c), o tempo de vida do caminho precisa ser estendido por Δ_t unidades de tempo para aprovisionar a conexão solicitada.

A ideia principal da abordagem na Equação 3.1 [121, 122, 123] engloba dois princípios: utilizar o menor número possível de novos recursos para as novas solicitações e reduzir o

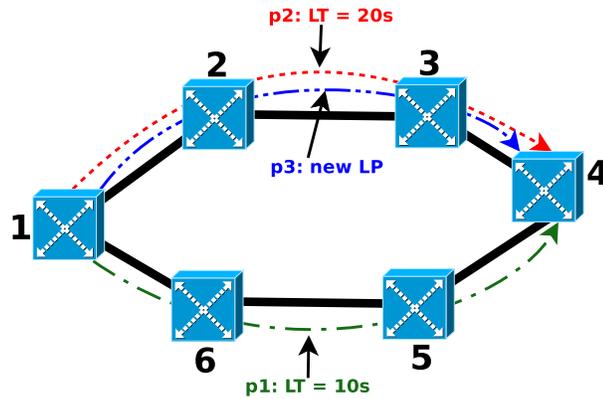


Figura 3.1: HTA: custo de utilização de caminhos ópticos (modificado de [123]).

tempo de vida adicional de um caminho já estabelecido para atender novas solicitações (Equações 3.1-b e 3.1-c).

Para exemplificar o funcionamento desta abordagem, considere a rede apresentada na Figura 3.1, que recebe uma nova solicitação para estabelecimento de conexão $d_1(1,4,2,30)$ requisitando 2 Mbps de banda passante durante 30 segundos (*holding-time*) entre o par origem-destino (1-4). Os caminhos p_1 , p_2 e p_3 possuem, respectivamente, 4 Mbps, 6 Mbps e 1 Gbps e são candidatos a atender d_1 . Enquanto p_1 e p_2 são caminhos ópticos já estabelecidos, com tempo de vida de 10s e 20s, p_3 é um novo caminho. A requisição pode ser atendida pelo caminho óptico p_1 estendendo seu tempo de vida por 20s, pois durante os 10s iniciais o caminho óptico agrega conexões que chegaram anteriormente e estão sendo atendidas, e d_1 pode ser agregada a este caminho com um custo adicional mínimo. Assim, o custo de utilização de p_1 é determinado pelo custo de utilização dos três comprimentos de onda nos enlaces de p_1 ($1 \rightarrow 6$, $6 \rightarrow 5$, $5 \rightarrow 4$) multiplicado pelos 20s finais de d_1 ($3 \times 20 = 60$) (Equação 3.1-b). De maneira semelhante, se p_2 é escolhido, o seu tempo de vida precisa ser estendido pelos 10s finais de d_1 e o custo de utilização é dado pelos comprimentos de onda nos enlaces de p_2 ($1 \rightarrow 2$, $2 \rightarrow 3$, $3 \rightarrow 4$) multiplicado pelo tempo adicional necessário para se transmitir pelo caminho óptico ($3 \times 10 = 30$) (Equação 3.1-c). Por outro lado, p_3 é um novo caminho, ou seja, ele não está sendo utilizado por outras conexões e seu custo de utilização é o custo de estabelecê-lo através dos comprimentos de onda nos enlaces $1 \rightarrow 2$, $2 \rightarrow 3$ e $3 \rightarrow 4$, durante os 30s de duração de d_1 ($3 \times 30 = 90$) (Equação 3.1-a). Levando-se em consideração o tempo de duração da requisição e o tempo de vida dos caminhos ópticos candidatos, é possível verificar que o

caminho óptico p_2 apresenta o menor custo e deve atender a requisição d_1 .

Associando custo elevado para os novos caminhos, os caminhos ópticos já estabelecidos tem maior prioridade para atender as requisições para estabelecimento de conexão e deste modo um grande número de conexões são agregadas aos caminhos já estabelecidos, reduzindo a subutilização de recursos ópticos. Ademais, manter elevado o custo para caminhos ópticos com tempo de vida curto pode melhorar a utilização dos recursos e reduzir a probabilidade de bloqueio, pois tão logo finalize o tempo de vida do caminho óptico, ele é liberado para atender requisições futuras com caminho fim a fim diferente do estabelecido. Por outro lado, um caminho óptico com valor elevado de tempo de vida será mantido por longo período de tempo até que todas as conexões a ele agregadas terminem de transmitir, logo é oportuno usar o recurso disponível neste caminho para atender as novas solicitações.

3.3 O Algoritmo “Holding Time and Traffic Balancing”

O algoritmo HTA potencializa a agregação de conexões em caminhos ópticos já estabelecidos. Ao tentar reduzir a utilização de novos recursos para as novas requisições para estabelecimento de conexão, o algoritmo HTA dificulta a distribuição balanceada do tráfego na rede, pois caminhos ópticos que possuem tempo de vida longo recebem custos menores e, conseqüentemente, o tráfego é concentrado nestes caminhos ópticos, que podem ter sua capacidade exaurida e passam a rejeitar solicitações futuras.

Para ilustrar as conseqüências decorrentes da ausência de distribuição balanceada de tráfego, considere o exemplo hipotético da Figura 3.2. (S_1, D_1) , (S_2, D_2) e (S_3, D_3) são os possíveis pares origem-destino; o enlace $6 \rightarrow 7$ tem apenas duas unidades de banda passante disponível, enquanto os demais enlaces possuem disponibilidade de três unidades de banda passante. No instante atual t_0 , uma nova requisição para estabelecimento de conexão $d_1(S_3, D_3, 2, 45)$, com duração de 45 segundos e requisito de 2 unidades de banda, chega na rede para ser provisionada. Entre o par S_3-D_3 há os caminhos p_1 (rota 1, 6, 7, 4) e p_2 (rota 1, 2, 3, 4) já estabelecidos, com tempo de vida de 40s e 30s, respectivamente. Levando-se em consideração apenas o critério de extensão do tempo de vida para o cálculo do custo de utilização dos caminhos [123], o caminho p_1 seria escolhido para atender a

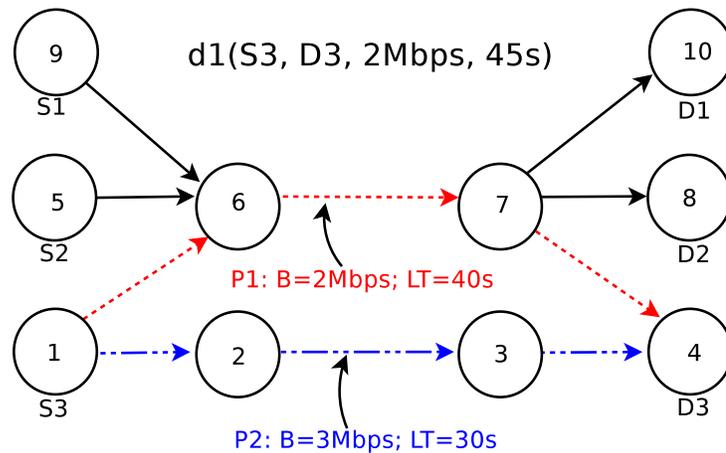


Figura 3.2: Exemplo de desbalanceamento de carga.

requisição d_1 já que possui maior tempo de vida. Ao atender a requisição pelo caminho p_1 , o enlace entre os nós 6 e 7 tem toda sua banda consumida e, conseqüentemente, todas as requisições para estabelecimento de conexão entre os pares (S_1, D_1) e (S_2, D_2) serão bloqueadas até que conexões que ocupam caminhos que passam pelo enlace entre os nós 6 e 7 terminem sua transmissão e o enlace volte a ter disponibilidade de banda. Logo, o enlace entre os nós 6 e 7 faz parte do caminho crítico (gargalo) dos pares origem-destino apresentados e sua utilização deve ser feita de maneira cautelosa.

Fica evidente, portanto, que além de reduzir o custo de se atender uma requisição para estabelecimento de conexão através da agregação, é de fundamental importância, também, mitigar o impacto que este provisionamento causará sobre o estado da rede para aumentar a probabilidade de aceitação de requisições futuras.

Para superar a deficiência do HTA, propõe-se o algoritmo Holding-Time and Traffic Balancing (HTBalancing), que introduz o conceito de balanceamento de tráfego à agregação dinâmica ciente da duração das conexões¹. Desta forma, a motivação principal do HTBalancing é agregar as requisições de forma a equalizar a distribuição de carga na rede com o intuito de reduzir a probabilidade de rejeição das requisições para estabelecimento de conexão futuras.

A carga em uma rede é considerada balanceada se o tráfego é distribuído de forma proporcional por todos os enlaces desta rede, o que é equivalente a dizer que a banda passante disponível nos enlaces é utilizada de forma equitativa em relação a capacidade

¹ *Holding-time-aware.*

máxima de cada enlace da rede. Para agregar conexões de forma a balancear a carga na rede, o algoritmo HTBalancing usa um grafo auxiliar com os caminhos ópticos existentes e aqueles potencialmente alocáveis, e para determinar o custo de utilização destes caminhos emprega uma função de custo que leva em consideração a extensão do tempo de vida dos caminhos ópticos e a disponibilidade de banda nos caminhos ópticos. A função de custo de utilização dos caminhos ópticos adotada é dada pela Equação 3.2:

$$C(p_i) = (c_{ht}(p_i) \times \alpha) + \left(\frac{B(p_i) - b(p_i)}{B(p_i)} \times (1 - \alpha) \right) \quad (3.2)$$

onde:

- $C(p_i)$ é o custo de utilização do caminho óptico p_i ;
- α determina o peso aplicado ao fator de extensão do tempo de vida do caminho óptico (Equação 3.1);
- b representa a banda disponível no caminho p_i ;
- B é banda passante total do caminho óptico p_i ;
- $(1 - \alpha)$ parâmetro que determina o peso da utilização da banda.

O primeiro termo da Equação 3.2 considera o critério de duração da conexão na seleção dos caminhos ópticos e o segundo termo a utilização dos caminhos ópticos, implicando que caminhos ópticos com menor disponibilidade de banda recebem custos mais elevados, ou seja, a utilização destes caminhos é evitada de forma a não exaurir a banda disponível. Este cuidado na escolha do caminho é importante pois a transmissão de dados entre certos pares origem-destino deve ser essencialmente feita por caminhos específicos, logo estes caminhos são gargalos e se toda sua banda for consumida as requisições solicitadas serão necessariamente rejeitadas. Por outro lado, um caminho óptico com grande disponibilidade de recurso recebe um custo menor, ou seja, uma vez que há grande quantidade de banda passante este caminho recebe alta prioridade para atender a requisição, deixando os caminhos com menor quantidade de banda livres para atender requisições que os tem como um caminho gargalo.

O emprego da disponibilidade de banda passante na função de custo é motivado pelo fato de que esta medida fornece uma visão do estado da rede e é, portanto, de fundamental importância considerá-la nas estratégias de tomada de decisões de agregação de tráfego.

O funcionamento do algoritmo HTBalancing é descrito no Algoritmo 1. Toda vez que uma nova solicitação $d_j(s, d, b, H)$ chega à rede, o grafo auxiliar G é construído incluindo os caminhos ópticos p_i com capacidade residual ($b(p_i)$) maior ou igual à banda passante solicitada b (Linha 1). O custo de utilização dos caminhos ópticos em G é, então, calculado (Linhas 2-7). Para prevenir a criação desnecessária de caminhos ópticos, a banda passante disponível é avaliada. Nas Linhas 3 e 4 do algoritmo, o custo dos caminhos ópticos existentes é avaliado, e nas Linhas 6 e 7, o custo dos caminhos ópticos potencialmente alocáveis é considerado.

Algoritmo 1 HTBalancing: Holding-Time and Traffic-Balancing

Entrada: Grafo $G = (V, E)$ representando a rede; requisição $d_j(s, d, b, H)$ solicitando b unidades de banda passante por H unidades de tempo entre os nós origem-destino (s, d) .

Saída: Um caminho óptico entre s e d ao qual d_j é agregada.

- 1: Construa o grafo auxiliar G com $p_i \mid b(p_i) \geq b$
- 2: **Para** (todos caminhos ópticos candidatos p_i) **faça**
- 3: **Se** p_i é um caminho já estabelecido **então**
- 4: $C(p_i) \leftarrow (c_{ht}(p_i) \times \alpha) + \left(\frac{B(p_i) - b(p_i)}{B(p_i)} \times (1 - \alpha) \right)$ (Equação 3.2)
- 5: **Senão**
- 6: **Se** p_i é um novo caminho **então**
- 7: $C(p_i) \leftarrow (c_{ht}(p_i) \times \alpha) + (1 \times (1 - \alpha))$
- 8: Aplica-se o algoritmo *Shortest-path* para determinar o caminho de menor custo

▷ **onde:** $C(p_i)$ é o custo de utilização do caminho óptico p_i ; $c_{ht}(p_i)$ representa o custo da extensão de p_i calculado pela função de *Holding-Time-Aware* (Equação 3.1); α determina o peso da extensão do caminho óptico; b representa a banda disponível no caminho p_i ; $(1 - \alpha)$ determina o peso da disponibilidade de banda no custo da utilização do caminho óptico.

O custo de cada caminho candidato é calculado, e as arestas do grafo G correspondentes ao caminho em questão são atualizadas com peso de $C(p_i)$ e o tradicional algoritmo de menor caminho (*Shortest-path*) é empregado para determinar o caminho óptico com o menor custo (Linha 8). Para atender uma requisição para estabelecimento de conexão é possível utilizar um único caminho óptico entre o par origem e destino da transmissão

(roteamento *single-hop*), ou utilizar múltiplos caminhos ópticos para compor um caminho que permita a transmissão entre o par origem e destino da transmissão (roteamento *multi-hop*). Desta forma, o *Shortest-path* é necessário para encontrar a rota (composta por um ou mais caminhos ópticos) com o menor custo para a transmissão da requisição para estabelecimento da conexão.

Complexidade computacional

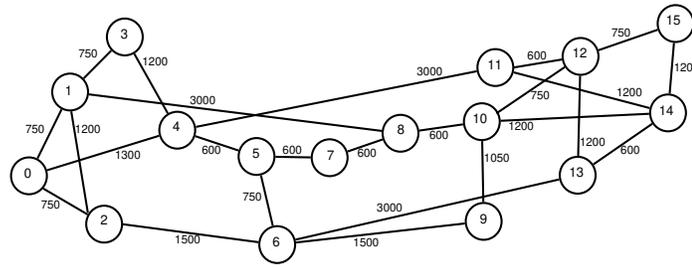
A complexidade computacional do algoritmo HTBalancing pode ser analisada conforme segue. A construção do grafo auxiliar (Linha 1) envolve $O(V^2)$ operações, onde V é o número de OXC (*Optical Cross-Connect*) na rede. A Linha 2 do algoritmo é executada $|E| = |W|$ vezes, pois o cálculo de custo é aplicado a cada caminho candidato (aresta (E)) no grafo, ou seja, todos os comprimentos de onda (W) podem ser visitados no pior caso. Assim, a complexidade do cálculo do custo é $O(E) = O(W)$. Para determinar o caminho com o menor custo (Linha 8), o algoritmo de *Dijkstra* é utilizado. Dado que a complexidade do algoritmo de *Dijkstra* é $O(W + V \log V)$, a complexidade computacional do algoritmo HTBalancing é $O(V^2 + W + W + V \log V) = O(V^2)$.

3.4 Resultados numéricos

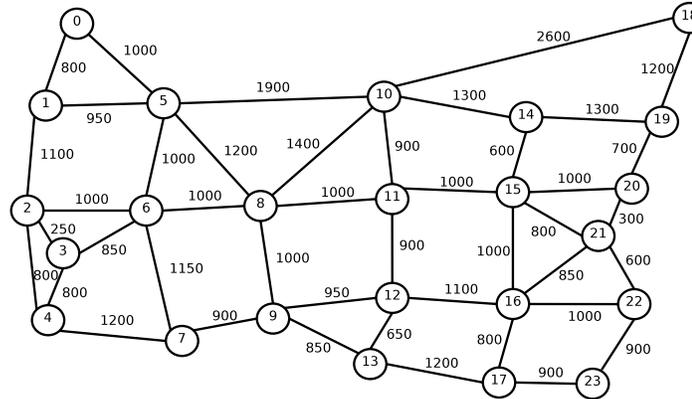
Os resultados numéricos apresentados nesta seção avaliam o desempenho do algoritmo proposto HTBalancing, do algoritmo HTA [123] e do algoritmo AWLHTA [138]. Para a avaliação foram realizadas simulações utilizando o simulador de eventos discretos WDM-Sim [50]. O algoritmo de RWA utilizado pelos algoritmos considerado é o de roteamento Fixo-Alternativo com 5 rotas alternativas, e a política de alocação de comprimento de onda utilizada é a de Primeiro Ajuste (*First-Fit*).

As topologias consideradas nas simulações foram a topologia NSF, com 16 nós e 25 enlaces bidirecionais (Fig. 3.3(a)), a topologia USA, com 24 nós e 43 enlaces bidirecionais (Fig. 3.3(b)), a topologia Pan-European, com 28 nós e 82 enlaces bidirecionais (Fig. 4.11(b)) e a topologia Grid ou *Manhattan Street*² (grafo grade 5×5) com 25 nós e 40 enlaces bidirecionais (Fig. 3.3(d)).

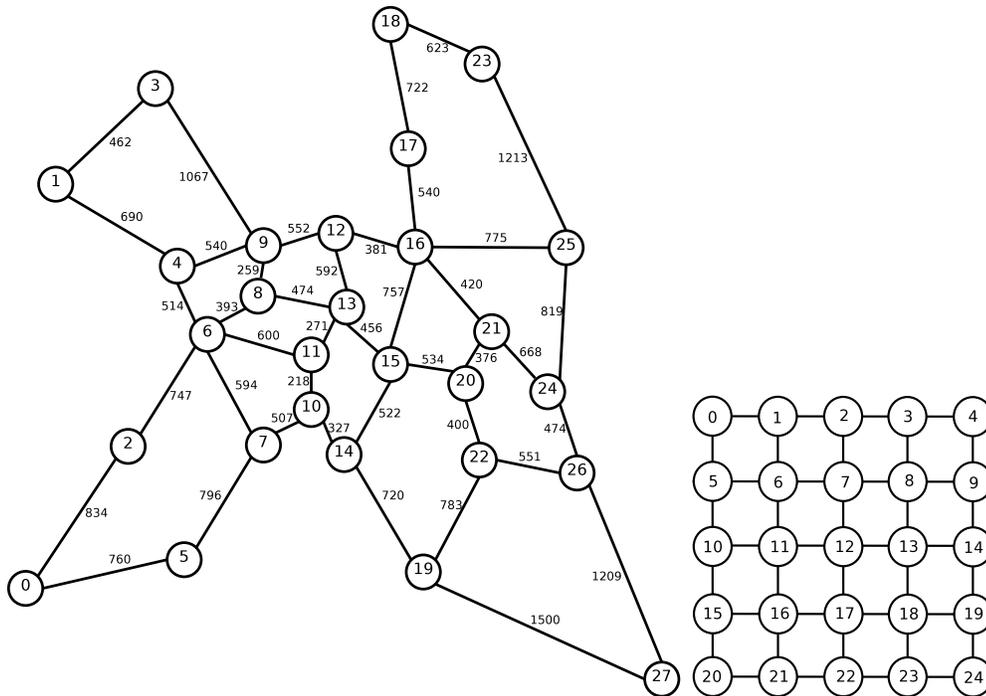
²Representação para redes metropolitanas [15].



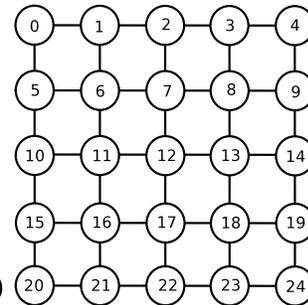
(a) Topologia NSF.



(b) Topologia USA.



(c) Topologia Pan-European.



(d) Topologia Grid (*Manhattan Street*).

Figura 3.3: Topologias consideradas nos experimentos.

Para garantir uma avaliação justa entre os algoritmos comparados, os parâmetros de simulação foram os mesmos utilizados no estudo que introduz o HTA [123], descritos a seguir. Os nós utilizados são OXCs com capacidade restrita de agregação e sem capacidade de conversão, possuindo 32 pares (*input, output*) de portas de agregação. Cada fibra óptica comporta 16 comprimentos de onda, com capacidade da portadora óptica OC-192 (10 Gbps). A taxa de chegada de chamadas e o tempo de duração das mesmas seguem, respectivamente, a distribuição de *Poisson* e a distribuição exponencial negativa. A média de duração da conexão é de uma unidade de tempo. As requisições de conexões são uniformemente distribuídas entre todos os pares de nós com probabilidade 6/19 para as portadoras OC-3, OC-12 e OC-48; e 1/19 para a portadora OC-192 [123, 148].

A carga da rede, em *Erlangs*, é definida conforme segue:

$$A = R \times H \times (B/\lambda) \quad (3.3)$$

onde R é a taxa média de chegada de requisições para estabelecimento de conexão; H é o tempo de duração da conexão; B é a banda passante solicitada normalizada pela taxa λ (OC-192).

As métricas consideradas nessa avaliação são a probabilidade de bloqueio de banda (*Bandwidth Blocking Ratio* - BBR) e, para avaliar o grau de justiça dos algoritmos, a distribuição da BBR entre todos os pares de nós da rede. A BBR é definida pela porcentagem de banda (tráfego) bloqueada sobre o total de banda solicitada durante todo o período de simulação. Todos os gráficos apresentados nesta seção, exceto os de distribuição da taxa de bloqueio, mostram valores médios obtidos a partir da execução de 10 rodadas de simulações, cada uma envolvendo 1 milhão de requisições para estabelecimento de conexão. Ademais, para todas as simulações considerou-se o método de replicação independente para geração de intervalos com nível de confiança de 95%. A reta horizontal presente nos gráficos de distribuição de BBR indica a BBR média apresentada pelo algoritmo HTA para o cenário indicado.

A Figura 3.4 apresenta os valores de BBR médio em função da carga na rede para diferentes valores do parâmetro $\alpha = \{0.25, 0.5, 0.75\}$ utilizando a topologia de rede NSF e cem mil solicitações de estabelecimento de caminhos ópticos. Baixos valores de α proporcionam maior peso para a disponibilidade de banda passante (segundo termo) na Equação 3.2, enquanto altos valores de α oferecem maior peso para a extensão do tempo de vida

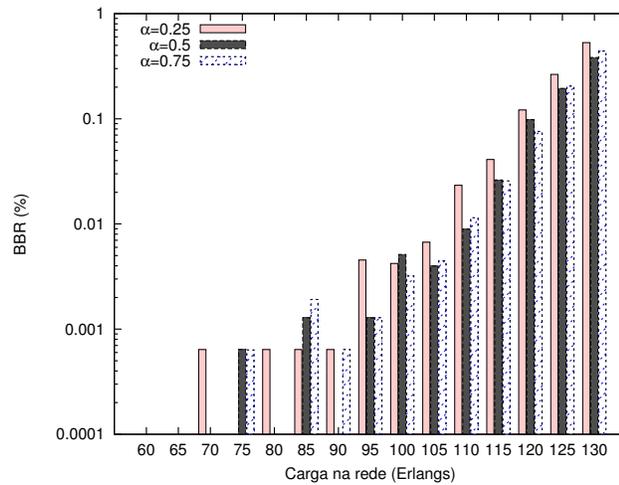


Figura 3.4: Análise do parâmetro α - BBR do HTBalancing em função da carga na topologia NSF.

do caminho óptico (primeiro termo). O valor de $\alpha = 0.25$ conduz à maior probabilidade de bloqueio. Para valores de $\alpha \geq 0.5$, o impacto nos valores de BBR não é significativo. Além disso, há uma pequena variação nos resultados para esta faixa de valores. Os valores de BBR para $\alpha = 0.5$ são ligeiramente maiores do que aqueles produzidos para $\alpha = 0.75$ sob cargas de 100 e 120 *Erlangs*. Para as demais cargas, os valores de BBR produzidos por $\alpha = 0.5$ são ligeiramente menores do que aqueles produzidos para o parâmetro $\alpha = 0.75$. Estes resultados mostram que um maior peso para a disponibilidade de banda leva à redução do bloqueio de conexões. Assim, recomenda-se ajustar o valor do parâmetro α para pelo menos 0.5 para reduzir os valores de BBR. O valor do parâmetro $\alpha = 0.5$ será utilizado nesta Tese.

Os valores de BBR para a topologia NSF em função da carga na rede são apresentados na Figura 3.5. Os valores de BBR produzidos pelo algoritmo HTBalancing são menores do que aqueles gerados pelo algoritmo HTA. A BBR produzida pelo HTA sob cargas de 70 *Erlangs* é 14 vezes maior do que a BBR produzida pelo HTBalancing. Sob cargas elevadas, as diferenças entre os valores de BBR são reduzidas, mas o HTA ainda produz valores 1.8 vezes maiores sobre cargas de 130 *Erlangs*. A baixa conectividade da topologia NSF leva a criação de gargalos mesmo para as cargas mais baixas. O algoritmo HTA tenta reduzir o tempo de vida adicional imposto aos caminhos existentes ao agregar conexões, o

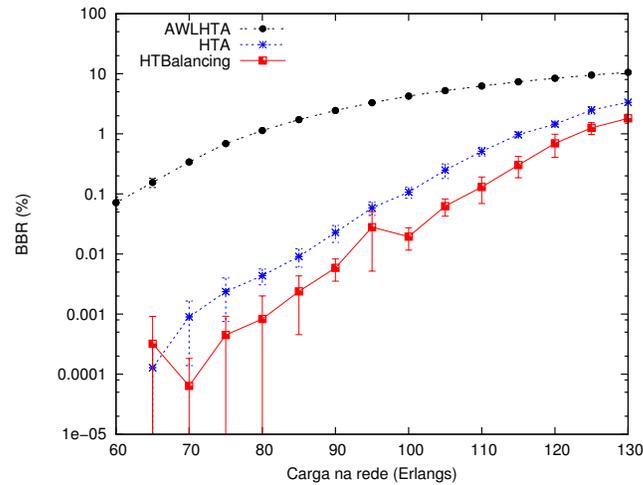


Figura 3.5: BBR do HTBalancing, HTA e AWLHTA em função da carga na topologia NSF.

que leva a concentração do tráfego em poucos caminhos ópticos, embora isto leve à criação de gargalos. Por outro lado, o algoritmo HTBalancing prioriza a distribuição da carga para prevenir tais gargalos, o que leva a menor taxa de bloqueio. Na avaliação reportada em [138], o AWLHTA bloqueia o menor número de requisições para estabelecimento de conexão quando comparado aos algoritmos HTA e HTBalancing. Entretanto, os valores de BBR produzidos pelo algoritmo AWLHTA, nos experimentos apresentados nesta Tese, são três e quatro ordens de grandeza maiores do que aqueles produzidos pelos algoritmos HTA e HTBalancing, respectivamente. Sob cargas menores do que 70 *Erlangs*, o algoritmo AWLHTA produz valores de BBR da ordem de 10^{-1} o que é muito elevado. A diferença de BBR diminui com o aumento da carga, mas a diferença entre os valores gerados pelo algoritmo AWLHTA e o algoritmo HTBalancing é uma ordem de grandeza sob cargas de 130 *Erlangs*. As equações usadas no AWLHTA para calcular o peso dos enlaces consideram conversão total de comprimentos de onda e, conseqüentemente, o AWLHTA não apresenta bom desempenho nos cenários usados nesta Tese, os quais não empregam conversão de comprimento de onda. Ademais, a configuração dos parâmetros do algoritmo AWLHTA é dependente do número de nós da rede e da carga, o que não favorece sua utilização em cenários realistas como os utilizados nesta Tese.

A Figura 3.6 apresenta a distribuição da BBR de cada par origem-destino para a carga

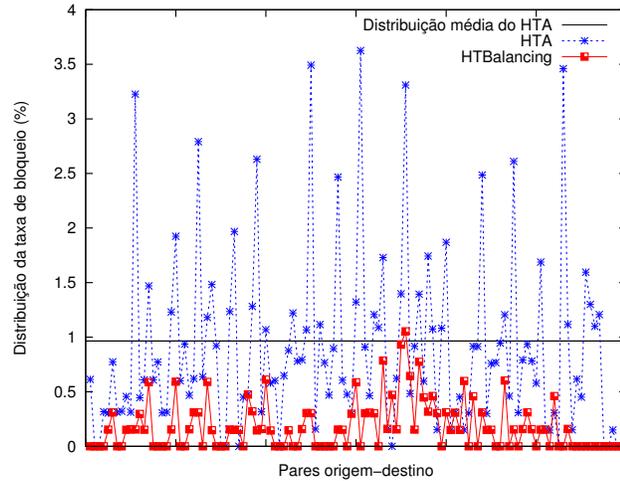


Figura 3.6: BBR média de cada par origem-destino sob cargas de 115 *Erlangs* na topologia NSF.

de 115 *Erlangs* para a topologia NSF. O algoritmo HTA propiciou a alguns dos pares taxas até 3.7 vezes maiores do que a sua BBR média de 0.96% e até 12 vezes maiores do que a BBR média de 0.30% do algoritmo HTBalancing. Estes valores demonstram a incapacidade do algoritmo HTA em distribuir o bloqueio de chamadas de forma equitativa entre todos os pares origem-destino, o que é de grande importância para a eficiência da rede. A distribuição da BBR gerada pelo algoritmo AWLHTA não é apresentada nos gráficos desta Tese devido aos valores extremamente elevados, o que inviabiliza a análise dos demais algoritmos.

A Figura 3.7 mostra os valores de BBR para a topologia de rede Pan-European, que contém elevado número de ciclos como aquele formado pelos nós 6, 2, 0, 5, 7, 6. A maior densidade de ciclos dificulta a busca por rotas alternativas. Sob cargas de 70 *Erlangs*, os valores de BBR gerados pelo algoritmo HTA são quase duas ordens de grandeza maiores do que os valores resultantes do uso do algoritmo HTBalancing. Sob cargas de 130 *Erlangs*, o algoritmo HTA gera valores de BBR 1.2 vezes maiores do que os valores produzidos pelo algoritmo HTBalancing. A grande quantidade de ciclos também impactam a BBR produzida pelo algoritmo AWLHTA. Sob cargas de 60 *Erlangs*, os valores de BBR são quase dez vezes maiores do que os valores gerados para a topologia NSF (Figura 3.5). A escolha da função de peso dos enlaces e a indisponibilidade de conversão de comprimentos

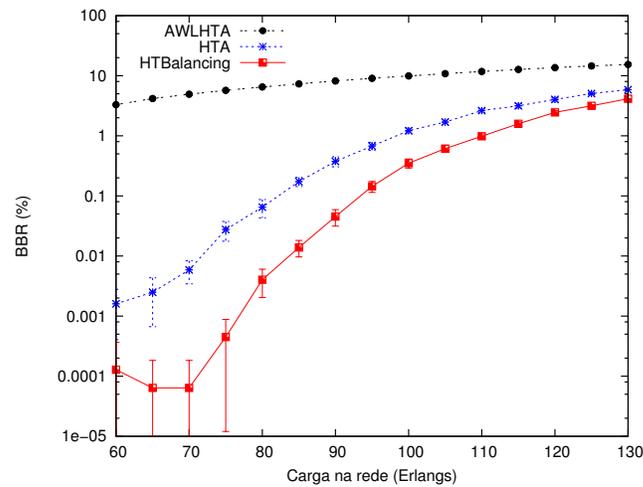


Figura 3.7: BBR do HTBalancing, HTA e AWLHTA em função da carga na topologia Pan-European.

de onda na rede simulada levam o AWLHTA a produzir gargalos que são críticos na presença de ciclos, ou seja, quando não há caminho alternativo entre a origem e o destino no ciclo.

A Figura 3.8 apresenta a distribuição da BBR de cada par origem-destino para a carga de 115 *Erlangs* e para a rede Pan-European. Para alguns dos pares, o algoritmo HTA produziu taxas até 3.9 vezes maiores do que a sua BBR média de 3.15% e até 7.8 vezes maiores do que a BBR média de 1.58% do algoritmo HTBalancing. Estes valores demonstram que apesar do baixo número de rotas alternativas na topologia, o algoritmo HTBalancing apresenta maior capacidade para balancear o tráfego na rede.

A Figura 3.9 descreve os resultados para a topologia de rede USA. Neste cenário, a diferença entre os valores de BBR dos algoritmos HTBalancing e HTA é ainda mais acentuada. Esta diferença é fortemente influenciada pelas características da topologia USA, que apresenta alto grau de conectividade, provendo vários caminhos alternativos, o que ajuda na prevenção da criação de gargalos. Sob cargas menores do que 100 *Erlangs*, a abordagem HTBalancing não produz qualquer bloqueio enquanto o algoritmo HTA produz BBR maior do que 10^{-2} . Sob cargas de 100 *Erlangs*, a BBR produzida pelo algoritmo HTBalancing é quase duas ordens de grandeza menor do que aquela produzida pela utilização do algoritmo HTA. A diferença mínima na BBR para os dois algoritmos

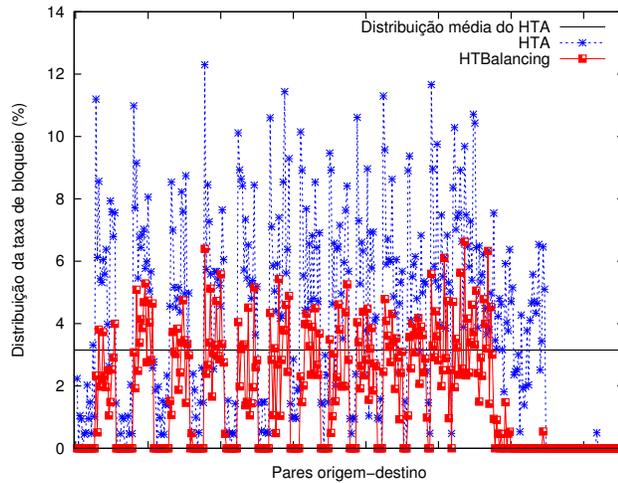


Figura 3.8: BBR média de cada par origem-destino sob cargas de 115 *Erlangs* na topologia Pan-European.

é sob cargas de 150 *Erlangs*, quando o algoritmo HTA gera BBR 16.3 vezes maior do que aquela do algoritmo HTBalancing. O algoritmo AWLHTA também tira vantagem do grande número de caminhos disponíveis na topologia USA, o que faz a BBR produzida pelo AWLHTA alcançar 10^{-1} somente sob cargas de 90 *Erlangs*. A diferença entre os valores de BBR produzidos pelo AWLHTA e aqueles dados pelos algoritmos HTA e HTBalancing é três e quatro ordens de grandeza, respectivamente. Sob cargas de 150 *Erlangs*, a diferença na BBR produzida pelo AWLHTA e HTBalancing é maior do que duas ordens de grandeza. Independentemente da existência de caminhos paralelos na topologia USA, o peso dos enlaces usado pelo algoritmo AWLHTA não é capaz de sugerir o estabelecimento de caminhos ópticos alternativos.

Na Figura 3.10, apresenta-se a distribuição da BBR de cada par origem-destino sob cargas de 150 *Erlangs* para a topologia USA. Para esta topologia, em alguns pares a taxa de bloqueio do algoritmo HTA é até 3.1 vezes maior do que a sua BBR média de 3.97% e até 51.29 vezes maiores do que a BBR média de 0.24% do algoritmo HTBalancing. Na topologia USA, devido ao seu maior nível de conectividade, o algoritmo HTBalancing foi capaz de evitar a criação de gargalos na rede, o mesmo não ocorreu com o algoritmo HTA, que não foi capaz de prover recursos de forma justa.

A Figura 3.11 mostra os resultados para a topologia de rede Grid. Os valores de

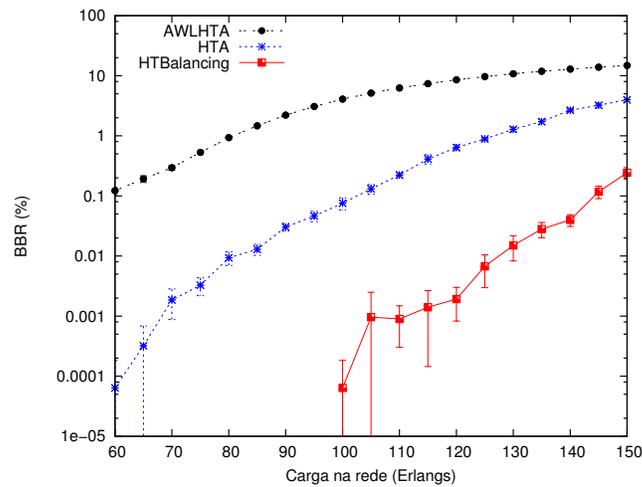


Figura 3.9: BBR do HTBalancing, HTA e AWLHTA em função da carga na topologia USA.

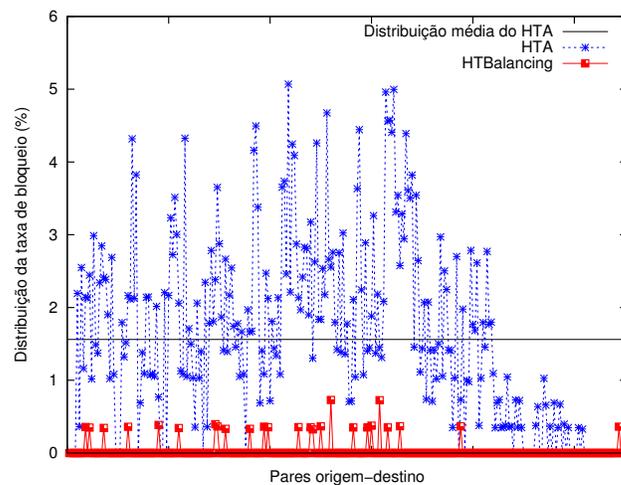


Figura 3.10: BBR média de cada par origem-destino sob cargas de 130 *Erlangs* na topologia USA.

BBR dados pelo algoritmo HTBalancing são nulos sob cargas menores do que 95 *Erlangs*, enquanto o algoritmo HTA começa a bloquear conexões sob cargas de 70 *Erlangs*. Sob cargas de 95 *Erlangs*, o algoritmo HTA leva a valores de BBR de 1.5 ordens de grandeza maiores do que aqueles obtidos com o HTBalancing. Embora a diferença de BBR diminua

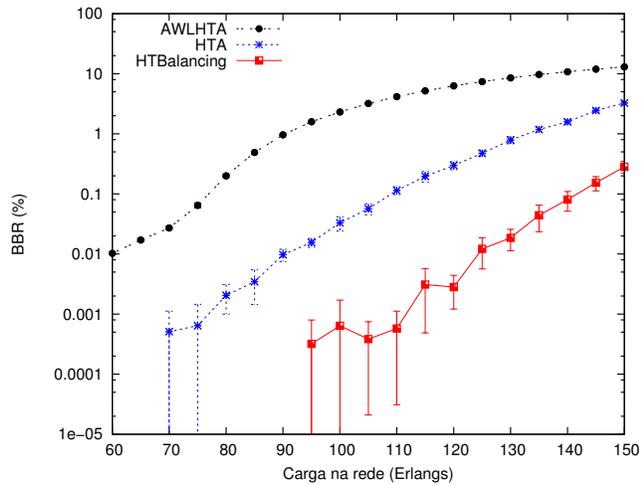


Figura 3.11: BBR do HTBalancing, HTA e AWLHTA em função da carga na topologia Grid.

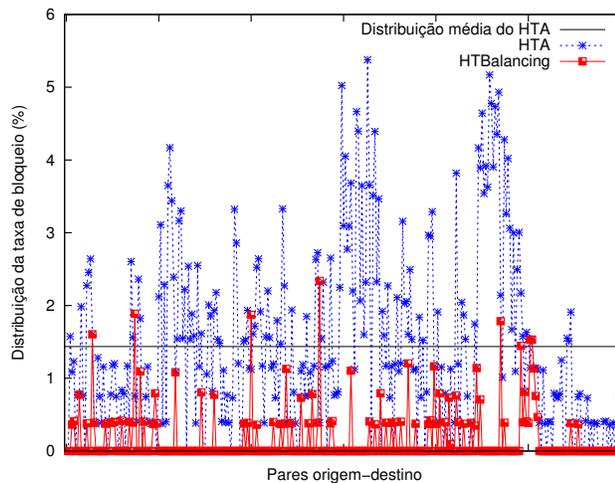


Figura 3.12: BBR média de cada par origem-destino sob cargas de 135 *Erlangs* na topologia Grid.

com o aumento de carga, o algoritmo HTA produz valores de BBR 11,5 vezes maiores do que aqueles resultantes da utilização do algoritmo HTBalancing sob cargas de 150 *Erlangs*. A BBR dada pelo AWLHTA para a topologia Grid é similar àquela para a topologia USA uma vez que ambas as topologias disponibilizam várias rotas alternativas para o

estabelecimento das conexões solicitadas. A diferença entre a BBR dada pelo AWLHTA e HTA ou HTBalancing pode ser de quatro ordens de grandeza, respectivamente. A simetria da topologia Grid favorece a criação de múltiplos caminhos concorrentes, os quais favorecem menores níveis de bloqueio.

Na Figura 3.12, apresenta-se a distribuição da BBR de cada par origem-destino sob cargas de 135 *Erlangs* e para a topologia Grid. Nesta topologia, para alguns pares a taxa de bloqueio do algoritmo HTA é até 4.6 vezes maior do que a sua BBR média de 3.25% e até 53.7 vezes maiores do que a BBR média de 0.28% do algoritmo HTBalancing. A topologia Grid apresenta, também, um alto nível de conectividade e, desta forma, o algoritmo HTBalancing apresenta maior eficiência do que o algoritmo HTA para evitar a criação de gargalos na rede. Observa-se, ainda, que a BBR apresentada pelo algoritmo HTBalancing é distribuída entre os pares de forma mais uniforme do que no algoritmo HTA, mostrando, portanto, que o algoritmo HTBalancing é um mecanismo mais justo.

3.5 Síntese do capítulo

Neste capítulo, apresentou-se o algoritmo HTBalancing para agregação dinâmica de tráfego com duração conhecida. A principal contribuição deste estudo está na utilização conjunta das informações sobre a duração das conexões e a disponibilidade de recursos na rede, visando aproveitar ao máximo os recursos já estabelecidos e distribuir o tráfego de forma balanceada evitando, assim, a criação de gargalos e o bloqueio de solicitações.

Para todas as topologias investigadas, o algoritmo HTBalancing produziu valores de BBR menores e mais balanceados do que os valores produzidos pelo algoritmo HTA. Ao superar por ordens de grandeza a solução estado da arte para agregação de tráfego com duração conhecida e prover melhor distribuição da BBR por pares de nós, mostra-se que o algoritmo HTBalancing é eficiente na redução de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão. Para as topologias NSF e Pan-European, o algoritmo HTBalancing foi menos efetivo devido a baixa conectividade destas redes, o que limita o número de rotas alternativas que poderiam ser utilizadas para estabelecer caminhos ópticos. Por outro lado, o algoritmo HTBalancing para topologias com alta conectividade, tais como USA e Grid, pode tirar vantagem do balanceamento de carga e conduzir aos menores níveis de bloqueio de solicitações. Ademais, considerou-se, também, na avaliação o algoritmo

AWLHTA, que embora projetado para balancear carga e evitar gargalos, apresentou fraco desempenho devido às restrições inerentes a este algoritmo.

Capítulo 4

Roteamento multicaminho para agregação dinâmica de tráfego com duração conhecida

Neste capítulo, apresenta-se uma solução ótima para o problema de agregação dinâmica de conexões com duração conhecida de baixa velocidade e de alta capacidade, através da utilização da capacidade residual de caminhos ópticos em rotas paralelas.

Tradicionalmente, a agregação de tráfego refere-se ao problema de multiplexar de forma eficiente um conjunto de fluxos IP de baixa velocidade (*subwavelengths*) em canais ópticos de alta capacidade para aumentar a utilização dos comprimentos de onda e reduzir custos. Entretanto, aplicações tais como multimídia com formatos digitais de alta resolução (formatos 4K e 8K) [112] e aquelas de e-Ciência [120] podem gerar fluxos com demanda de banda passante maior do que a capacidade de um comprimento de onda (requisições de alta capacidade ou *superwavelengths*). Um cenário realista necessita, portanto, de soluções eficientes para atender a ambos os requisitos, fluxos de baixa velocidade e fluxos de alta capacidade.

Para acomodar fluxos com demanda de banda passante maior do que a capacidade de um comprimento de onda, o tráfego do fluxo precisa ser dividido em subfluxos e transmitido através de múltiplos caminhos ópticos. Algoritmos de roteamento tradicionais podem ser utilizados para encontrar uma única rota (*singlepath*) que tenha caminhos ópticos cuja soma de banda residual seja suficiente para suprir a banda passante demandada.

Entretanto, esta abordagem pode resultar em altas taxas de bloqueio devido à baixa probabilidade de encontrar vários caminhos ópticos, ou comprimentos de onda livres para o estabelecimento de caminhos ópticos, com banda passante suficiente para atender a requisição em uma rota predefinida. Ademais, a taxa de bloqueio pode ser ainda maior se houver a necessidade de proteção contra falhas, quando há a necessidade de alocar caminhos disjuntos.

Alternativamente, o roteamento multicaminho (*multipath*) pode ser utilizado para determinar diferentes rotas para os subfluxos, os quais são usualmente agregados com outros fluxos transmitindo no mesmo comprimento de onda. A Figura 4.1 ilustra como a habilidade para agregar subfluxos pode ser utilizada para explorar diferentes capacidades de banda residual de forma a acomodar, indistintamente, conexões de baixa velocidade e alta capacidade. Na ilustração, uma requisição para estabelecimento de conexão (R) para um fluxo 3D HDTV típico requisita 6 Gbps de banda passante em um cenário no qual não é possível acomodar a requisição em um único caminho, entretanto, a capacidade residual total dos caminhos ópticos $P1$ e $P2$, em diferentes rotas, é 7 Gbps, e os subfluxos de R podem ser agregados nestes caminhos ópticos.

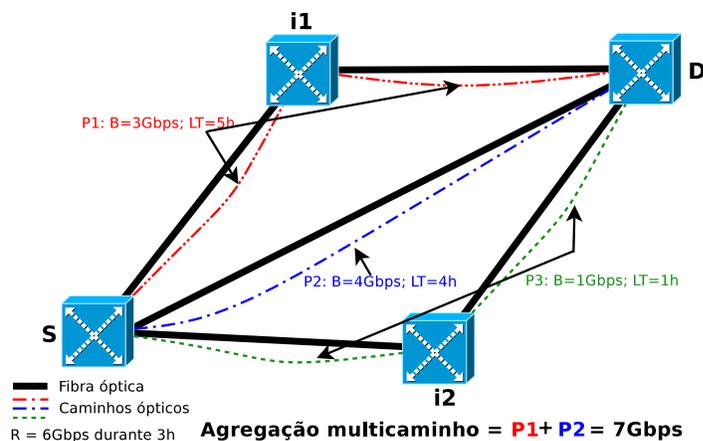


Figura 4.1: Exemplo de agregação multicaminho. R demandando 6 Gbps é atendida utilizando a capacidade residual dos caminhos ópticos P_1 e P_2 , através da agregação de tráfego.

O roteamento multicaminho aumenta a possibilidade de utilização e estabelecimento de caminhos ópticos através de múltiplas rotas e, conseqüentemente, aumenta as chances de encontrar recursos disponíveis para suprir a banda passante demandada pelas solicitações de conexão. Além disso, o roteamento multicaminho não eleva o custo de alocação de

recursos em relação ao roteamento de caminho único. No entanto, a utilização de múltiplas rotas para o estabelecimento da conexão pode levar à ocorrência de retardo diferencial entre pacotes [1], e aumentar o retardo total fim-a-fim devido a alocação de caminhos longos.

Uma forma de flexibilizar o provisionamento de requisições para estabelecimento de conexão independentemente da banda passante solicitada é através da utilização de redes ópticas elásticas [91, 143], as quais permitem a alocação do espectro de forma não uniforme e de acordo com a granularidade da requisição, diferentemente das redes WDM que dividem o espectro em faixas fixas. Nestas redes, o problema de roteamento e alocação do espectro de transmissão (RSA¹) deve ser cuidadosamente resolvido de forma a reduzir a fragmentação do espectro em espaços pequenos e não contíguos, o que dificulta a sua utilização.

Neste capítulo, propõe-se uma formulação baseada em programação linear inteira (PLI) para prover agregação ótima da capacidade residual de rotas paralelas para atender requisições de conexão com duração conhecida em redes ópticas WDM, em um cenário onde tanto requisições de baixa velocidade quanto requisições de alta capacidade estão envolvidas. Para investigar o impacto do tempo de duração e do balanceamento de carga na abordagem multicaminho baseada em agregação de tráfego, o algoritmo HTBalancing, apresentado no Capítulo 3, é aplicado no modelo de otimização proposto neste capítulo. Compara-se a solução proposta com a formulação PLI do HTBalancing envolvendo uma única rota, e com o algoritmo multicaminho sem agregação de tráfego introduzido em [23, 48].

Visando reduzir o tempo de execução da PLI para o algoritmo de agregação multicaminho, propõe-se, também, uma heurística baseada em relaxação linear.

A abordagem proposta nesta Tese, difere das existentes na literatura (apresentados a seguir na seção 4.1 de trabalhos relacionados) por: *i*) considerar um cenário realista que contempla simultaneamente conexões de baixa velocidade e conexões de alta capacidade; *ii*) considerar a informação sobre o tempo de duração da conexão na escolha das múltiplas rotas a serem utilizadas para a agregação da conexão; *iii*) investigar o impacto do balanceamento de carga entre caminhos paralelos.

Para a verificação e validação da solução proposta foram realizadas simulações con-

¹*Routing and Spectrum Allocation.*

siderando diferentes topologias que reproduzem características de cenários operacionais, compostas por OXCs com capacidade restrita de agregação e sem conversão de comprimento de onda. Os resultados obtidos mostram que o algoritmo proposto promove balanceamento de carga, reduz o bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão e produz baixos valores de atraso diferencial. Além disso, o algoritmo baseado em relaxação é capaz de reduzir o tempo médio de execução com pequeno impacto na qualidade das soluções, exceto para baixos valores de carga na rede.

A organização deste Capítulo é conforme segue: a Seção 4.1 descreve alguns trabalhos relacionados existentes na literatura. A Seção 4.2 apresenta o modelo PLI proposto para agregação de tráfego multicaminho. A Seção 4.3 apresenta uma versão baseada em relaxação linear para o algoritmo de agregação multicaminho. A Seção 4.4 mostra os resultados gerados pelas estratégias propostas, e a Seção 4.5 sintetiza o capítulo.

4.1 Trabalhos relacionados

O roteamento multicaminho tem sido intensamente investigado em diferentes contextos da literatura. Os autores de [32] realizam uma análise comparativa entre o roteamento de caminho único e roteamento multicaminho, mostrando que este último impacta positivamente a alocação de recursos. Motivado pela necessidade de aprovisionamento eficiente de conexões e utilização eficiente de recursos, o roteamento multicaminho tem sido utilizado para a agregação de conexões. Padhi et al. [100] investiga o impacto da divisão assimétrica das conexões sobre o problema de agregação de tráfego multicaminho. Em [110], analisa-se a agregação de tráfego IP em diferentes arquiteturas considerando o impacto da divisão do tráfego e do roteamento multicaminho.

Chen et al. [22] considera o roteamento multicaminho para ambientes inter-domínio com uma topologia virtual agregada para a utilização eficiente de recursos e aprovisionamento escalável. Investiga-se, também, o balanceamento de carga através da divisão do tráfego de tempo real e aplicações de transferência massiva de dados. Dos mesmos autores, o estudo em [21] estende o roteamento para redes multi-domínio e discute os esquemas de roteamento multicaminho fim-a-fim e roteamento multicaminho por domínio. Além dos benefícios do roteamento multicaminho em redes multi-domínio, os autores analisam, também, o custo do roteamento multicaminho como uma função dos requisitos

de bufferização por reordenamento de pacotes.

Um dos problemas considerados quando múltiplas rotas são utilizadas para o provisionamento de uma conexão é o atraso diferencial. Em [1], investiga-se o problema de atraso diferencial no contexto de redes Ethernet sobre SONET. Caminhos que possuem retardo diferencial mínimo são selecionados para formar um grupo de concatenação virtual (VCG²). Huang et al. [69] é pioneiro na utilização de roteamento multicaminho para prover sobrevivência a falhas com restrição de atraso diferencial, em redes de telecomunicações em malha. No algoritmo proposto, o atraso diferencial é considerado para a determinação de rotas disjuntas nos enlaces. Mostra-se o impacto causado pelo tratamento não adequado do atraso diferencial sobre o desempenho da rede, e sugere-se um limite superior para o atraso diferencial.

O estudo em [23, 48] apresenta um algoritmo de roteamento multicaminho para subsidiar aplicações de alto desempenho que requerem banda passante superior a capacidade de um comprimento de onda. Este é um dos primeiros trabalhos a empregar roteamento multicaminho e atribuição de comprimento de onda baseado em uma formulação PLI apresenta a solução que reduz, significativamente, o bloqueio de requisições de conexão de alta capacidade e aumenta a disponibilidade de recursos para acomodar novas requisições de conexão. A restrição de retardo diferencial é considerada na formulação do problema.

4.2 Agregação de tráfego baseada em roteamento multicaminho

O roteamento multicaminho é utilizado para realizar a transmissão de um fluxo usando diferentes enlaces de fibra e múltiplas rotas. O mecanismo introduzido em [23, 48] foi uma das primeiras tentativas de utilização de roteamento multicaminho para servir conexões de alta capacidade, entretanto, os caminhos estabelecidos para compor a solução multicaminho podem não ocupar toda a capacidade de um comprimento de onda reservado, levando a utilização ineficiente dos recursos. Por exemplo, se uma solicitação de conexão demanda banda passante equivalente à capacidade de um comprimento de onda e meio, dois comprimentos de onda são alocados, levando a somente 75% da utilização dos circuitos ópticos. Este problema acontece na solução multicaminho introduzida em

² *Virtual Concatenation Group.*

[23, 48]. Além disso, a maioria das conexões em redes ópticas operacionais solicitam banda passante menor do que a capacidade de um comprimento de onda, ou seja, elas demandam granularidade de *subwavelengths*, o que deixa disponível grande quantidade da capacidade dos caminhos ópticos estabelecidos. Na realidade, pode não ser possível encontrar um caminho óptico com capacidade suficiente mesmo para conexões de baixa velocidade. Neste caso, a capacidade residual total dos caminhos ópticos estabelecidos pode ser utilizada para criar uma conexão multicaminho da origem ao destino.

Uma vez que o roteamento multicaminho é essencial para atender conexões de alta capacidade, mas não necessariamente para a promoção da utilização eficiente dos recursos ópticos, um novo algoritmo é proposto para balancear a carga do roteamento multicaminho através da utilização de agregação de tráfego. Nesta abordagem, a informação sobre a disponibilidade de banda passante e o conhecimento sobre o tempo de duração da conexão (Seção 3.3) são empregados para a prevenção da formação de gargalos. O novo algoritmo MPHTBalancing (MPHTB - MultiPath HTBalancing) é projetado para fornecer provisão eficiente de banda passante para requisições para estabelecimento de conexão de alta capacidade e de baixa velocidade.

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

4.2.1 Formulação multicaminho

Nesta seção, apresenta-se a formulação PLI para roteamento multicaminho com agregação de tráfego.

A representação da rede WDM, usada como entrada para a formulação PLI, é dada por um grafo $G(V, E)$, onde V define os nós na rede e E representa o conjunto dos enlaces de fibra. Cada enlace $e \in E$ possui uma capacidade $c_{i,j}$ dada pela soma da banda passante disponível nos comprimentos de onda $W_{i,j}$ da fibra. Um caminho livre de ciclo p em G é definido por uma lista de nós (s, v_1, \dots, v_n, d) , onde s e d são, respectivamente, a origem e o destino. $s, d, v_i \in V$ e $(s, v_i), (v_i, v_{i+1}), (v_n, d) \in E$. A topologia virtual, que descreve os caminhos ópticos já estabelecidos e a banda passante disponível nestes caminhos, é dada como entrada para a PLI.

O algoritmo proposto tenta encontrar tantas rotas quantas forem necessárias (multicaminho) para atender uma conexão requisitada a um custo mínimo. Para formular a PLI, as seguintes notações são definidas:

- $F_{p,i,j,w} \in \{0, 1\}$: uma variável binária com o valor 1 se o comprimento de onda w no enlace i, j é utilizado no caminho óptico p ; caso contrário seu valor é 0;
- $X_{p/lp,w} \in \{0, 1\}$: uma variável binária com o valor 1 se o comprimento de onda w é utilizado por um caminho óptico; caso contrário seu valor é 0. Este caminho pode ser um novo caminho óptico p ou um caminho óptico já estabelecido lp ;
- λ : representa a capacidade de um comprimento de onda;

Os seguintes valores são, também, fornecidos como entrada para a PLI:

- C_{lp} : o custo do caminho óptico estabelecido lp , definido pela Equação 3.2;
- B_{lp} : a banda passante disponível no caminho óptico estabelecido lp ;
- b : a banda passante solicitada por uma requisição para estabelecimento de conexão expressa como o número de portadoras OC requisitadas (um “3” representa uma portadora OC-3; um “12”, para uma portadora OC-12; ...);
- H : o tempo de duração da conexão;
- $\alpha = 0.5$: constante usada para calcular o custo de um caminho óptico a ser estabelecido (Seção 3.4).

O roteamento multicaminho com agregação de tráfego é formulado conforme o Algoritmo 2.

A função objetivo (Equação (4.1)) tenta encontrar caminhos entre a origem s e o destino d com custo mínimo, considerando o tempo de duração da conexão e a disponibilidade de banda passante nos caminhos. O primeiro termo da função objetivo considera os caminhos já estabelecidos com custo definido de acordo com a Equação (3.2), e o segundo termo considera o custo de um novo caminho. Para determinar o custo de um novo caminho o termo $\frac{B-b}{B}$ (Equação (3.2)) é substituído por 1 e o valor de $c_ht(p_i)$ é definido de acordo com a Equação (3.1-a), ou seja, $c_ht(p_i) = hp_i \times H$, o que resulta em um custo de $C(p_i) = ((1 - \alpha) + (hp_i \times H \times \alpha))$; hp_i é a soma de $F_{p,i,j,w}$.

Algoritmo 2 MPHTBalancing (PLI)

$$\text{Min} \sum_{lp,w} X_{lp,w} \times C_{lp} + \sum_{p,w} \left(X_{p,w} \times (1 - \alpha) + \sum_{i,j} F_{p,i,j,w} \times H \times \alpha \right) \quad (4.1)$$

$$\sum_i F_{p,i,j,w} - \sum_k F_{p,j,k,w} = \begin{cases} -X_{p,w} & \text{if } i = s \\ X_{p,w} & \text{if } i = d \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad \forall j, w, p \quad (4.2)$$

$$\sum_{lp,w} X_{lp,w} \times B_{lp} + \sum_{p,w} X_{p,w} \times \lambda \geq b \quad (4.3)$$

$$\sum_p F_{p,i,j,w} \leq 1 \quad \forall w, i, j \quad (4.4)$$

onde: p e $lp \in P$; $w = [1, 2, \dots, W_{i,j}]$, $i, j \in E$.

A restrição de conservação de fluxo (Equação (4.2)) assegura que a quantidade de dados que entra é igual a quantidade de dados que sai em cada um dos nós selecionados para estabelecer um caminho entre a origem e o destino.

A Equação (4.3) define a restrição de capacidade, que assegura que a soma da banda disponível nos caminhos estabelecidos (primeiro termo) mais a banda nos caminhos a serem criados (segundo termo) deve ser maior ou igual a banda requisitada (b) pela conexão a ser atendida.

A continuidade de comprimento de onda, que determina que um caminho óptico deve usar o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces desde a origem até o destino, é garantida pelo uso do mesmo índice w em todas as variáveis. A restrição de comprimento de onda distinto, que estabelece que todos os caminhos usando o mesmo enlace $i - j$ devem utilizar diferentes comprimentos de onda, é assegurada pela Equação (4.4) [104].

4.2.2 Formulação de caminho único

Para avaliar os benefícios da formulação multicaminho, uma formulação de caminho único foi também proposta. Uma vez que o algoritmo HTBalancing original não é capaz de servir conexões com demandas de banda passante superior à capacidade de um comprimento de onda, uma versão PLI do algoritmo HTBalancing é proposta, a qual é uma versão de caminho único do MPHTBalancing. Esta nova versão do HTBalancing permite a alocação de múltiplos caminhos ópticos que devem estar na mesma rota. A versão PLI do

HTBalancing é apresentada no Algoritmo 3. As notações são definidas conforme segue:

- $F_{i,j,w} \in \{0, 1\}$: uma variável binária com valor 1 se o comprimento de onda w no enlace i, j é usado; caso contrário o valor é zero;
- $T_w \in \{0, 1\}$: uma variável binária com valor 1 se o comprimento de onda w é usado na solução; caso contrário o valor é zero;
- $X_{lp} \in \{0, 1\}$: uma variável binária com valor 1 se uma rota já estabelecida lp é usada na solução; caso contrário o valor é zero;
- C_{lp} : custo de uma rota já estabelecida lp ;
- B_{lp} : banda passante disponível na rota já estabelecida lp ;
- Θ : número de comprimentos de onda necessário (b/λ) para atender a chamada requisitada;
- b, H, λ e α são definidos no Algoritmo 2.

Algoritmo 3 HTBalancing (PLI)

$$\text{Min} \sum_{lp} X_{lp} \times C_{lp} + \sum_w \left(T_w \times (1 - \alpha) + \sum_{i,j} F_{i,j,w} \times H \times \alpha \right) \quad (4.5)$$

$$\sum_i F_{i,j,w} - \sum_k F_{j,k,w} = \begin{cases} -T_w & \text{if } i = s \\ T_w & \text{if } i = d \quad \forall j, w \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (4.6)$$

$$\sum_{lp} X_{lp} \leq 1 \quad (4.7)$$

$$\sum_{lp} X_{lp} \times B_{lp} \geq \sum_{lp} X_{lp} \times b \quad (4.8)$$

$$\sum_w T_w = \Theta \times \left(1 - \sum_{lp} X_{lp} \right) \quad (4.9)$$

$$\sum_w F_{i,j,w} = \left\{ 0, \sum_w T_w \right\} \quad \forall i, j \quad (4.10)$$

$$w = [1, 2, \dots, W_{i,j}], \quad i, j \in E$$

A função objetivo da formulação PLI de caminho único na Equação (4.5) tenta encontrar uma e somente uma rota entre a origem e o destino com custo mínimo. Assim como na formulação multicaminho, o custo de cada caminho pertencente a uma rota é definido usando a Equação (3.2). O primeiro termo da Equação (4.5) define o custo das rotas já estabelecidas, enquanto o segundo termo define o custo das potenciais novas rotas. O índice w em todas as variáveis assegura a restrição de continuidade de comprimento de onda. A Restrição (4.6) é a versão de caminho único da Restrição (4.2) no Algoritmo 2, enquanto as Restrições (4.8) e (4.9) são equivalentes à Equação (4.3) no Algoritmo 2.

Uma vez que uma solução de caminho único deve ser encontrada, somente uma das rotas já estabelecidas (lp) pode ser escolhida, o que é definido na Restrição (4.7). Ademais, a restrição (4.10) garante que todos os caminhos são estabelecidos ao longo da mesma rota.

4.2.3 Custo computacional

A complexidade computacional dos algoritmos MPHTBalancing (PLI) e HTBalancing (PLI) depende da complexidade envolvida nas soluções geradas pelo resolvidor (solver) utilizado e do número de variáveis e restrições do modelo.

O MPHTBalancing tem três vetores de variáveis binárias, $F_{p,i,j,w}$, $X_{p,w}$ e $X_{lp,w}$. Dado que i e j referem-se aos nós da rede, w indica os comprimentos de onda e p representa uma das duas possibilidades de caminhos alternativos, o número de elementos em $F_{p,i,j,w}$ é igual a $2 \times W \times N^2$. Por sua vez, $X_{p,w}$ tem $2 \times W$ variáveis. O número de elementos no vetor $X_{lp,w}$ depende do número de caminhos ópticos estabelecidos no momento da chegada da requisição para estabelecimento da conexão e é delimitado por $O(N \times W)$. Assim, o número de variáveis binárias do MPHTBalancing (ILP) é $2 \times W \times N^2 + 2 \times W + W \times O(N \times W) = O((N + W) \times N \times W)$.

O número de restrições do MPHTBalancing, considerando a Eq. 4.2, Eq. 4.3 e Eq. 4.4 é $2 \times W \times N + 1 + W \times N^2$.

O algoritmo HTBalancing (PLI) tem três vetores de variáveis binárias, $F_{i,j,w}$, X_{lp} e T_w . Uma vez que i e j referem-se aos nós da rede e w indica os comprimentos de onda, o número de elementos em $F_{i,j,w}$ é $W \times N^2$. O vetor T_w tem W elementos e o número de elementos do vetor X_{lp} não pode ser definido com antecedência pois depende do número de caminhos ópticos estabelecidos no momento da chegada da solicitação de estabelecimento de conexão; sua delimitação é dada por $O(N \times W)$. Assim, o número de variáveis binárias

do HTBalancing (PLI) é $W \times N^2 + W + O(N \times W)$.

O número de restrições na Eq. 4.6 até Eq. 4.10 do HTBalancing (PLI) é $3+W \times N+N^2$.

Os algoritmos propostos baseados em PLI foram implementados usando o resolvidor *Xpress Optimization Suite* [59] que emprega enumeração *branch and cut*. A enumeração representa a combinação da técnica de enumeração *branch and bound* com programação linear e possível inserção de restrições lineares adicionais.

Em cada nó da árvore de enumeração pode ser demandada a resolução de um programa linear através de resolvidores de PL, que usam, na sua grande maioria, implementações do método *simplex*, e requerem, no pior caso, tempo exponencial. Para a execução de instâncias práticas, provou-se que a resolução apresenta, no caso médio, tempo polinomial para muitas condições [113]. No pior caso, a complexidade da técnica *branch and bound* para resolver problemas de PLI é exponencial [111].

4.3 Relaxação do algoritmo **MPHTBalancing**

Nesta seção, apresenta-se uma heurística baseada em relaxação linear para o algoritmo **MPHTBalancing**.

A relaxação linear de um problema linear inteiro é dado pela remoção das restrições de integralidade. A relaxação linear tem como objetivo reduzir o tempo de execução de grandes instâncias do problema e gerar limites para a solução de problemas inteiros.

A solução fracionária ótima deve ser aproximada aos valores inteiros que são soluções válidas para o problema original. Uma técnica amplamente utilizada para extrair informações das soluções relaxadas e reduzi-las para soluções binárias é a técnica de arredondamento aleatório [102], que converte os valores reais aproximados para 0 ou 1 com uma certa probabilidade. A probabilidade de arredondamento é dada por um algoritmo com variáveis aleatórias.

A formulação multicaminho (Algoritmo 2) encontra soluções ótimas definindo as variáveis binárias $X_{p/lp,w}$ e $F_{p,i,j,w}$, que determinam as rotas através das quais a conexão solicitada deve ser roteada. Apesar das soluções exatas obtidas com a implementação da PLI serem ótimas, elas podem demandar um tempo de execução muito longo. Para reduzir a demanda computacional desta formulação PLI, uma heurística utilizando a técnica de relaxação linear com arredondamento aleatório é proposta para agregar ambas

conexões de baixa velocidade e conexões de alta capacidade. Este algoritmo baseado em relaxação substitui $X_{p/lp,w} \in \{0, 1\}$ e $F_{p,i,j,w} \in \{0, 1\}$ por $X_{p/lp,w} \in [0, 1]$ e $F_{p,i,j,w} \in [0, 1]$, respectivamente.

No algoritmo com arredondamento aleatório (Algoritmo 4), a formulação relaxada é resolvida apenas uma vez e os valores gerados (Linha 1) são usados como probabilidades (Linha 3) para selecionar as rotas. A etapa de sorteio (Linha 4) é feita de forma aleatória com base nas probabilidades definidas. O algoritmo é então repetido até que um número mínimo de rotas para servir a conexão solicitada é encontrado.

Algoritmo 4 MPHTBalancing (Arredondamento aleatório)

Entrada: Solução relaxada; Solicitação de banda passante (b).

Saída: Solução inteira.

- 1: Defina $X_{lp,w}$ e $F_{p,i,j,w}$ como solução fracional
 - 2: **Enquanto** ($\sum_{chosen-p/lp} b_{p/lp} < b$) **faça**
 - 3: Defina $X_{lp,w}$ e $F_{p,i,j,w}$ como a probabilidade de selecionar a rota p/lp como solução
 - 4: Seleciona p/lp aleatoriamente com base nas probabilidades definidas
 - 5: Retorna os valores selecionados
 - 6: ▷ **onde:** p é caminho novo; lp é caminho já alocado; $b_{p/lp}$ é a banda disponível no caminho p ou lp ; b banda passante solicitada.
-

4.4 Resultados numéricos

Para avaliar os benefícios do roteamento multicaminho com agregação de tráfego orientada ao balanceamento de carga, a solução proposta (MPHTBalancing) é comparada com a solução de caminho único (HTBalancing (PLI)) e com a formulação PLI para roteamento multicaminho sem agregação de tráfego (MP) introduzida em [23, 48]. Além disso, o algoritmo MPHTBalancing é comparado com sua versão relaxada. Para estas avaliações, foram realizadas simulações com a ferramenta WDMSim [50].

O método de replicação independente foi utilizado para gerar intervalos de confiança com nível de confiança de 95%. Em cada execução, foram consideradas 10.000 requisições para estabelecimento de conexão. Para cada solicitação de conexão, os algoritmos recebem como entrada as informações sobre a chamada (s, d, b, H) e informações sobre o estado atual da rede. Os algoritmos são resolvidos utilizando a ferramenta Xpress-MP [59].

Quando a solicitação de conexão é aceita, o estado da rede é atualizado.

As topologias utilizadas na simulação foram as mesmas apresentadas na Figura 3.3 e descritas na Seção 3.4. Os nós utilizados são OXCs sem capacidade de conversão de comprimento de onda e possuem 80 pares (entrada, saída) de portas de agregação.

As conexões são estabelecidas em caminhos *single-hop*, com taxa de chegada de requisições para estabelecimento de conexão definida por uma distribuição de *Poisson*. As conexões de baixa velocidade são distribuídas de acordo com a seguinte distribuição de probabilidade: 9/45 para OC-1; 8/45 para OC-3; 7/45 para OC-12; 6/45 para OC-48. As requisições para estabelecimento de conexão de alta capacidade são distribuídas de acordo com a seguinte distribuição de probabilidade: 5/45 para OC-211; 4/45 para OC-403; 3/45 para OC-595; 2/45 para OC-787; 1/45 para OC-979. As requisições para estabelecimento de conexão são uniformemente distribuídas entre todos os pares de nós da rede. A duração da conexão segue uma distribuição exponencial com média de uma unidade de tempo. A carga da rede em *Erlangs* é definida conforme a Equação 3.3.

Para a avaliação utilizou-se a métrica de probabilidade de bloqueio de banda (*Bandwidth Blocking Ratio* - BBR) e a sua distribuição através dos pares origem-destino da rede. A BBR é a porcentagem da quantidade de banda bloqueada sobre o total de banda requerida por todas as conexões, durante todo o período de simulação. Para avaliar o custo em termos de componentes eletrônicos e custo de sinalização, para os algoritmos multicaminho, foi averiguado o número médio de caminhos ópticos estabelecidos pelo número de chamadas aceitas.

Embora a restrição de atraso diferencial (*differential delay* - DD) entre os caminhos ópticos não tenha sido considerada na formulação da PLI, dados sobre o DD foram coletados para avaliar o algoritmo MPHTBalancing. Para reduzir o espaço de armazenamento de pacotes (*buffer*), o atraso diferencial deve ser reduzido. O atraso diferencial foi calculado conforme segue [1]:

$$DD = \sum_{p \in P} (d_{\bar{p}} - d_p) \quad (4.11)$$

onde: DD é o atraso diferencial para a solução encontrada pela PLI; P é o conjunto dos caminhos escolhidos pela solução PLI para atender a requisição solicitada; $d_{\bar{p}}$ é o caminho com o maior atraso no conjunto P ; d_p é o atraso do caminho p .

A Figura 4.2 apresenta os valores de taxa de bloqueio de banda em função da carga para a topologia USA. Para valores de carga baixos, a solução dada pelo algoritmo HTBa-

lancing gera bloqueios, enquanto que as soluções que empregam roteamento por múltiplas rotas bloqueiam chamadas somente sob cargas de 45 *Erlangs*, para o algoritmo MP que não utiliza a estratégia de agregação, e sob cargas de 55 *Erlangs*, para o algoritmo MPHTBalancing que agrega tráfego em múltiplos caminhos já estabelecidos. Sob cargas de 55 *Erlangs*, o algoritmo HTBalancing produz valores de BBR 99% maiores do que aqueles gerados pelo algoritmo MPHTBalancing. Esta diferença é reduzida para 53% sob cargas de 120 *Erlangs*.

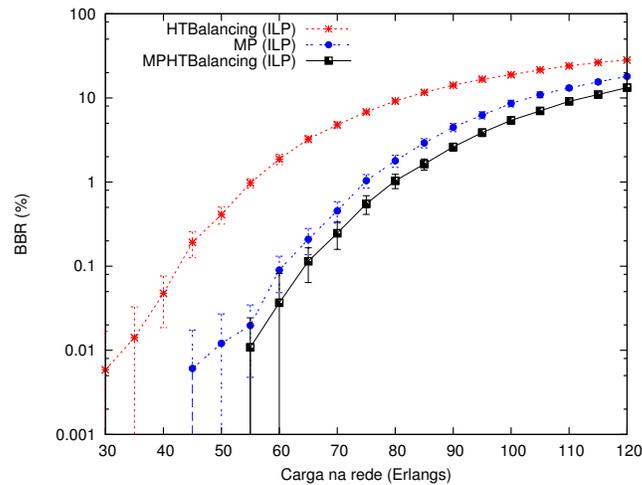


Figura 4.2: BBR em função da carga na topologia USA.

Comparando o algoritmo MPHTBalancing com algoritmo MP (Figura 4.2), verifica-se que o uso da banda residual dos caminhos ao empregar agregação de tráfego melhora a utilização da banda passante disponível e, conseqüentemente, aumenta o número de requisições para estabelecimento de conexão aceitas. Sob cargas de 70 *Erlangs*, a solução MPHTBalancing gera valores de BBR 45% menores do que aqueles dados pela solução sem agregação de tráfego. Sob cargas de 120 *Erlangs*, o algoritmo MPHTBalancing produz valores de BBR 27% menores do que os valores gerados na utilização do algoritmo MP.

A Figura 4.3 apresenta a distribuição da BBR sob cargas de 90 *Erlangs* na topologia USA. Com o algoritmo HTBalancing, alguns pares geram valores de BBR até 4.7 vezes maiores do que o seu valor médio de BBR (representado pela linha reta no gráfico) e até 36.1 vezes maiores do que os valores de BBR gerados pelo algoritmo MPHTBalancing. A menor variação na distribuição da taxa de bloqueio gerada com a utilização do

algoritmo MPHTBalancing demonstra a maior habilidade deste algoritmo em explorar as rotas alternativas existente na topologia USA e em distribuir as conexões aceitas com maior equidade através dos nós da rede. Os valores de distribuição de bloqueio gerados na utilização do algoritmo MP são semelhantes aqueles produzidos pelo algoritmo MPHTBalancing, o que demonstra que a capacidade de usufruir da grande disponibilidade de rotas alternativas é preponderante nos algoritmos que empregam roteamento multicaminho quando comparado ao algoritmo de rota única.

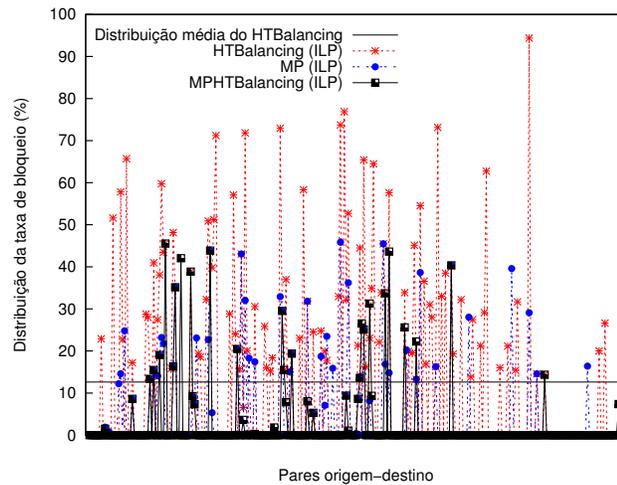


Figura 4.3: Distribuição da BBR sob cargas de 90 *Erlangs* na topologia USA.

A Figura 4.4 apresenta os valores de BBR em função da carga na topologia NSF. Diferentemente da solução HTBalancing, o algoritmo MPHTBalancing começa a bloquear requisições para estabelecimento de conexão a partir da carga de 40 *Erlangs* e, além disso, sua taxa de bloqueio de banda é 99% menor do que os valores gerados pela abordagem HTBalancing. Sob cargas de 120 *Erlangs*, o algoritmo MPHTBalancing gera valores de BBR 40% menores do que aqueles produzidos no algoritmo HTBalancing. Estes valores evidenciam que a utilização de múltiplas rotas para atender conexões, principalmente aquelas com requisitos de alta capacidade de banda passante (conforme ilustrado na Figura 4.1), aumentam a probabilidade de aceitação de requisições para estabelecimento de conexão.

Em comparação com o algoritmo MP, sob cargas de 120 *Erlangs*, o algoritmo MPHT-

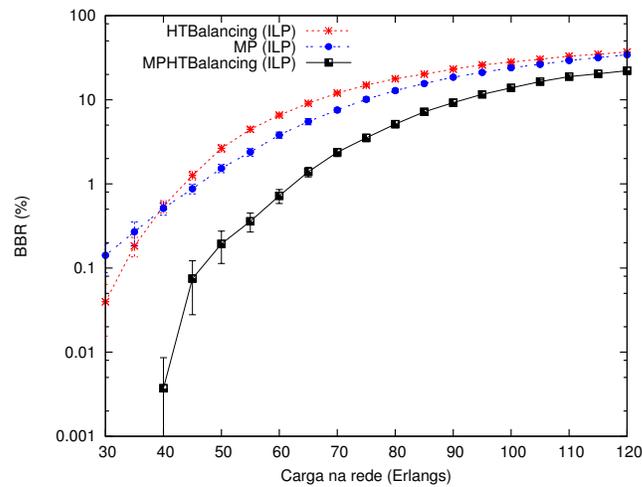


Figura 4.4: BBR em função da carga na topologia NSF.

Balancing gera valores de BBR 35% menores (Figura 4.4). Para a topologia NSF, a diferença nos valores de BBR produzidos pelos algoritmos MPHTBalancing e MP é ainda maior do que a diferença obtido quando se utiliza a topologia USA. Isto ocorre devido à menor quantidade de caminhos alternativos, devido ao baixo grau de conectividade, entre os pares origem-destino da topologia NSF, o que torna fundamental a utilização da banda residual para aumentar as chances de aceitação de solicitações de conexão.

A Figura 4.5 representa a distribuição da taxa de bloqueio sob cargas de 90 *Erlangs* na topologia NSF. Para alguns pares, o algoritmo HTBalancing produz valores de BBR até três vezes maiores do que seu valor médio de BBR (representada pela reta na Fig. 4.5), e até 11.2 vezes maiores do que o valor de BBR médio resultante da utilização do algoritmo MPHTBalancing. Estes resultados mostram que a utilização de múltiplos caminhos em uma única rota para a agregação de conexões leva à concentração do tráfego e, inevitavelmente, à criação de gargalos. Isto é particularmente crítico para a topologia NSF devido ao seu baixo grau de conectividade, o que mostra que a distribuição de tráfego através de diferentes rotas é fundamental para melhorar a equidade através dos pares origem-destino. O fator da conectividade é crítico, também, para o algoritmo MP, que diferentemente dos valores gerados para a topologia USA, apresenta grande variação nos valores de distribuição de bloqueio. O algoritmo MP gera gargalos para aqueles pares com menor número de alternativas para o estabelecimento de novas rotas. Este valores

podem ser até 5 vezes maiores do que o o valor médio do BBR do HTBalancing e até 3.7 vezes maiores do que seu próprio valor de BBR médio.

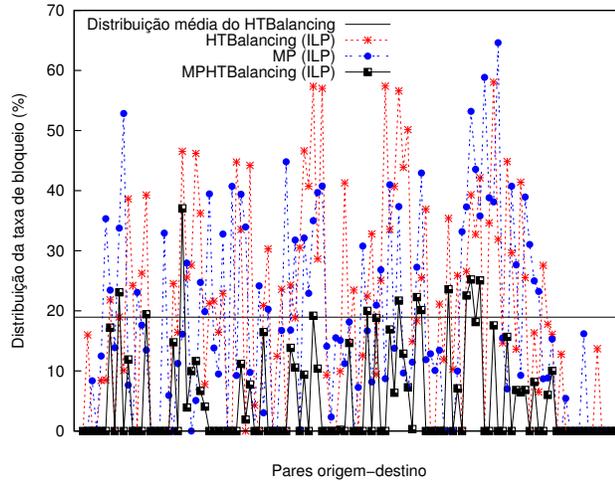


Figura 4.5: Distribuição da BBR sob cargas de 90 *Erlangs* na topologia NSF.

Na Figura 4.6, apresentam-se os valores de BBR em função da carga na rede para a topologia Grid. Para baixos valores de carga, a solução de roteamento em rota única gera bloqueio de chamadas enquanto que as soluções de roteamento multicaminho começam a bloquear conexões sob cargas de 40 *Erlangs*, quando não há a presença de agregação de fluxos, e sob cargas de 45 *Erlangs* quando fluxos podem ser agregados. Sob cargas de 45 *Erlangs*, o roteamento em rota única produz valores de BBR 99% maiores do que os valores gerados pela solução com roteamento multicaminho. Sob cargas de 120 *Erlangs* a diferença é reduzida para 46%.

Ao considerar as abordagem de roteamento multicaminho com e sem capacidade de agregação de tráfego, verifica-se que a utilização da banda residual por meio da agregação reduz o bloqueio de conexões. Sob cargas de 45 *Erlangs*, a solução com habilidade para agregar fluxos produz valores de BBR 40% menores do que os valores gerados pela solução sem a capacidade de agregação. Esta diferença é reduzida para 21% sob cargas de 120 *Erlangs*.

A Figura 4.7 mostra a distribuição da BBR sob cargas de 90 *Erlangs* na topologia Grid. Assim como para as demais topologias investigadas, a variação dos valores de BBR

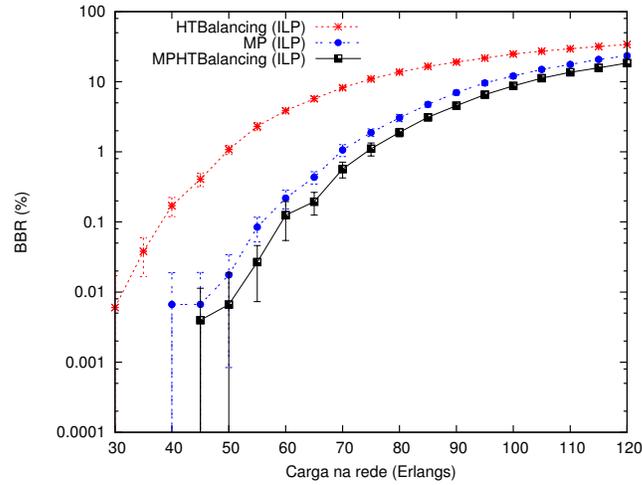


Figura 4.6: BBR em função da carga na topologia Grid.

em relação ao seu valor médio é maior quando o algoritmo HTBalancing é utilizado para a agregação de tráfego. Para alguns pares, o algoritmo HTBalancing produz taxa de bloqueio até 5.1 vezes maior do que o seu BBR médio e até 28.2 vezes maior do que a BBR média produzida pelo algoritmo MPHTBalancing. Os valores de distribuição de BBR geradas na utilização do algoritmo MP são próximos aos valores gerados pelo algoritmo MPHTBalancing, consequência da habilidade de ambos em explorar o grande número de rotas alternativas disponibilizadas na topologia Grid.

A Figura 4.8 mostra os valores de BBR para a topologia de rede Pan-European em função da carga na rede. Sob cargas de 30 *Erlangs*, o algoritmo HTBalancing produz valores de BBR 12.6 maiores do que aqueles obtidos com a utilização do algoritmo MPHTBalancing. Sob cargas de 120 *Erlangs*, esta diferença é reduzida para 1.4 vezes. A existência de um número elevado de ciclos na topologia Pan-European reduz a possibilidade de rotas alternativas. Entretanto, o algoritmo MPHTBalancing mostra maior capacidade em prover as solicitações de conexão do que o algoritmo HTBalancing. Diferentemente dos resultados para as demais topologias, a diferença de valores de BBR entre o algoritmo MP e o algoritmo MPHTBalancing é pequena, uma vez que a dificuldade em encontrar caminhos ópticos estabelecidos é potencializada pela presença dos ciclos.

A Figura 4.9 apresenta a distribuição da BBR sob cargas de 90 *Erlangs* na topologia Pan-European. A presença de muitos ciclos na topologia Pan-European leva a redução

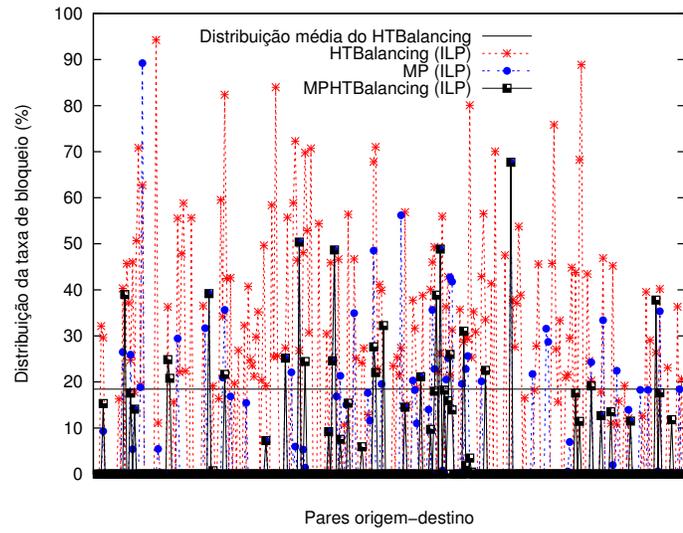


Figura 4.7: Distribuição da BBR sob cargas de 90 *Erlangs* na topologia Grid.

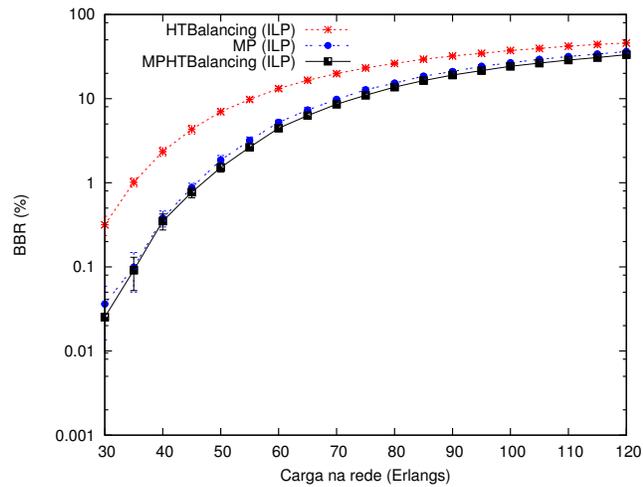


Figura 4.8: BBR em função da carga na topologia Pan-European.

drástica na disponibilidade de rotas alternativas, levando rapidamente a gargalos através dos seus enlaces. Este gargalos fazem com que alguns pares origem-destino sofram demasiado bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão, o que gera grande oscilação nos valores gerados. Assim, nenhum dos algoritmos comparados foi capaz de

prover distribuição justa das solicitações de conexão aceitas através da topologia de rede Pan-European.

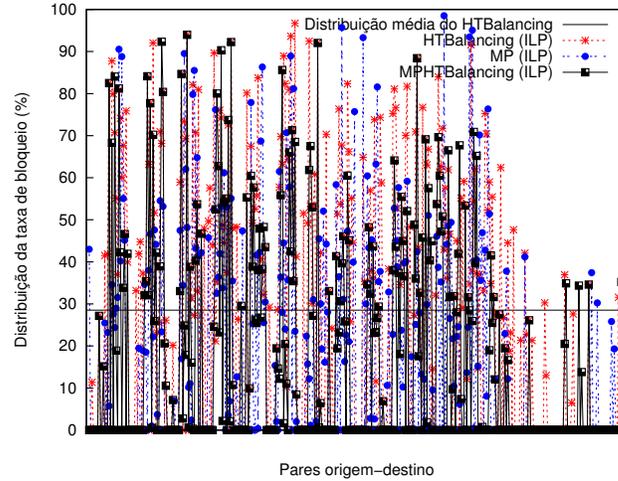
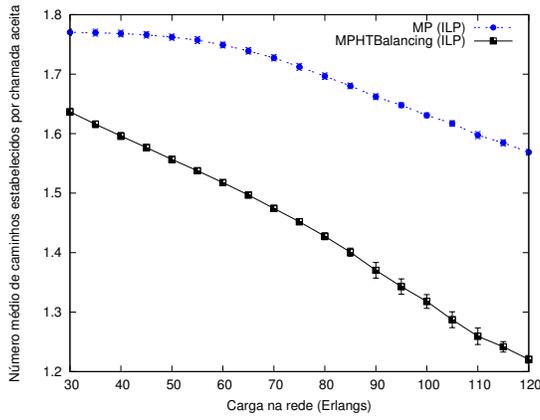


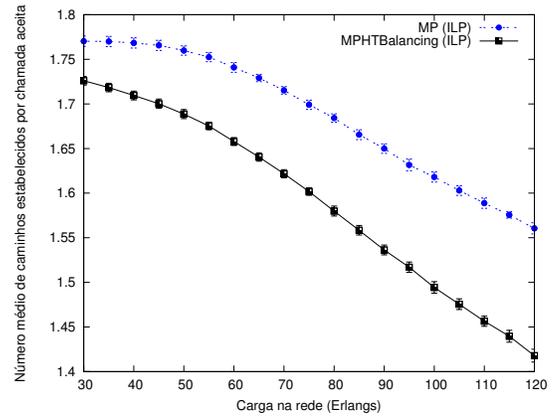
Figura 4.9: Distribuição da BBR sob cargas de 90 *Erlangs* na topologia Pan-European.

O estabelecimento e a liberação de caminhos ópticos implicam em custo de sinalização. Ademais, quanto maior o número de caminhos ópticos, maior o custo em dispositivos eletrônicos (por exemplo: portas de agregação, transceptores, terminadores de sinais) para viabilizar a utilização destes caminhos. Na Figura 4.10, mostra-se o número médio de caminhos ópticos estabelecidos, para os algoritmos de roteamento multicaminho, pelo número de requisições para estabelecimento de conexão aceitas para as topologias investigadas neste capítulo (Figura 3.3). Ao empregar agregação de tráfego através de caminhos ópticos já estabelecidos, o algoritmo MPHTBalancing reduz a necessidade de estabelecimento de novos caminhos ópticos em relação ao algoritmo MP, que, por não utilizar agregação de tráfego, precisa estabelecer um novo caminho óptico para cada requisição para estabelecimento de conexão aceita e liberar este caminho imediatamente na finalização da transmissão desta conexão. Para todas as topologias investigadas o algoritmo MPHTBalancing estabelece menor quantidade de caminhos ópticos, evidenciando o impacto da agregação das conexões através dos múltiplos caminhos existentes.

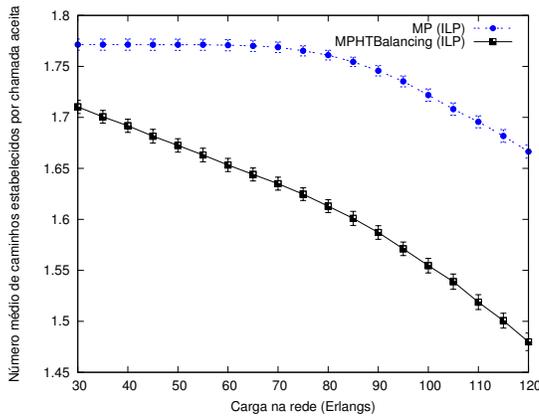
A Figura 4.11 mostra o atraso diferencial médio entre os caminhos escolhidos pela solução MPHTBalancing para todas as topologias consideradas (Figura 3.3). Os valores



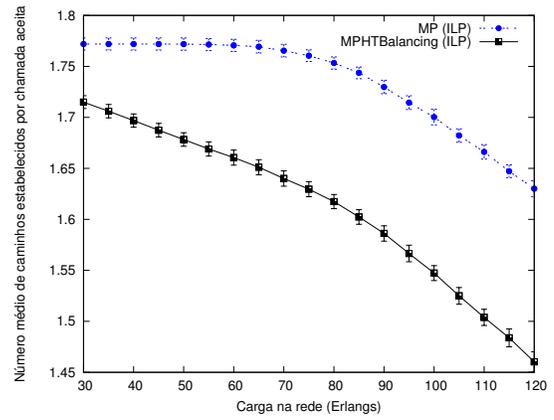
(a) NSF.



(b) Pan-European.



(c) USA.



(d) Grid.

Figura 4.10: Número médio de caminhos estabelecidos por chamada aceita em função da carga na rede.

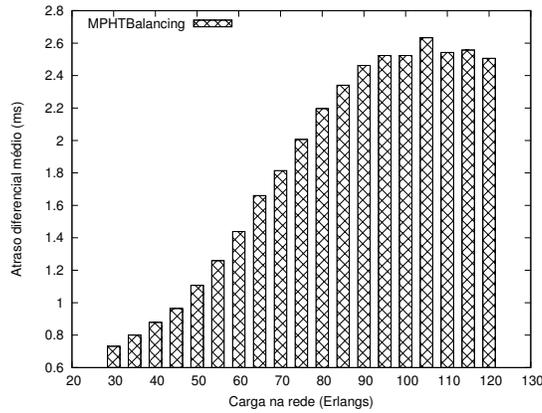
de atraso diferencial são reduzidos devido à seleção de rotas curtas, consequência da definição da equação de custo (Eq. 3.2) que considera o número de saltos (hp_i) nas rotas. Todos os valores de atraso diferencial estão abaixo de $5ms$, o limite superior sugerido em [69]. Estes resultados mostram a habilidade do algoritmo MPHTBalancing em limitar os valores de atraso diferencial independentemente da topologia utilizada.

4.4.1 Resultados para a heurística baseada em relaxação

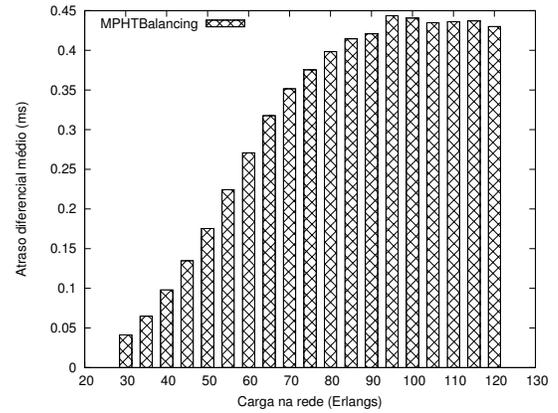
Os resultados apresentados na Seção 4.4 mostram que o MPHTBalancing é um algoritmo robusto para o roteamento multicaminho com agregação dinâmica de tráfego, entretanto, dado que o algoritmo MPHTBalancing é baseado em uma formulação PLI, ele apresenta alto custo computacional. Para contornar este problema, uma heurística baseada na relaxação do algoritmo MPHTBalancing foi proposta na Seção 4.3. A presente seção apresenta a avaliação de desempenho do algoritmo baseado em relaxação.

As Tabelas 4.1, 4.2, 4.3 e 4.4 apresentam uma comparação entre o algoritmo MPHTBalancing e sua versão baseada em relaxação considerando tanto conexões de baixa velocidade (*subwavelength*) quanto conexões de alta velocidade (*superwavelength*). Os valores de tempo médio de execução por conexão, em milissegundos (ms), para o algoritmo baseado em relaxação e para o algoritmo ótimo são mostrados nas colunas dois e três, respectivamente. A diferença de tempo, em porcentagem, entre o algoritmo ótimo e sua versão baseada em relaxação é apresentada na coluna quatro. Os valores de BBR para o algoritmo baseado em relaxação e para o algoritmo ótimo são apresentados nas colunas cinco e seis, respectivamente. A diferença entre os valores de BBR do algoritmo baseado em relaxação e o algoritmo ótimo é apresentada na coluna sete.

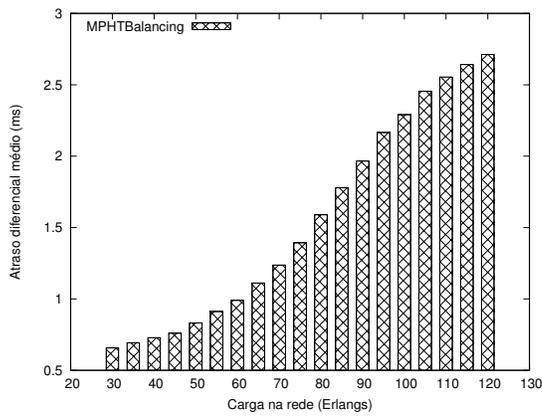
Para a maioria dos casos, o tempo de execução é reduzido com o aumento da carga, o que é consequência do grande número de solicitações de conexão rejeitadas devido à indisponibilidade de recursos (e consequentemente não processadas pelo resolvedor). Além disso, os valores de tempo de execução para o algoritmo ótimo apresentam maior taxa de crescimento do que aqueles para o algoritmo baseado em relaxação. Na maioria dos experimentos, a relaxação das variáveis reduziu o tempo de execução do algoritmo baseado em PLI. Para a topologia USA (Tabela 4.1), o tempo médio de execução sofre redução de $29.4ms$ (21.1%) sob cargas de 120 *Erlangs* e $53.9ms$ (30.1%) sob cargas de 30 *Erlangs*. Para a topologia Grid (Tabela 4.2), a redução no tempo médio de execução foi



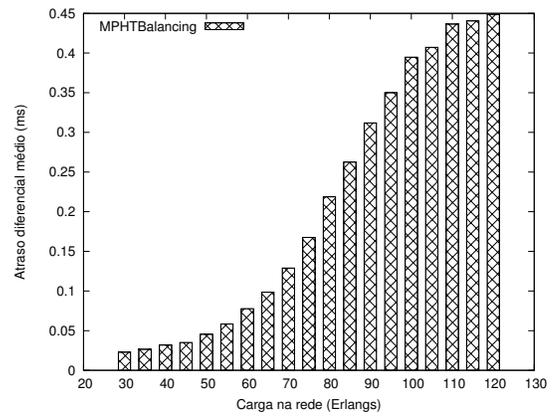
(a) NSF.



(b) Pan-European.



(c) USA.



(d) Grid.

Figura 4.11: Atraso diferencial médio entre os caminhos escolhidos pela solução MPHT-Balancing em função da carga na rede.

		Heurística X Ótimo				
		USA				
Carga (Erlangs)	Tempo médio de execução por conexão (ms)			BBR(%)		
	Heurística	Ótimo	Diferença (%)	Heurística	Ótimo	Diferença
30	125.1	179.0	30.1	0.022	0.0	0.022
40	123.8	176.2	29.7	0.048	0.0	0.048
50	121.9	171.8	29.0	0.086	0.0	0.086
60	120.1	167.1	28.1	0.12	0.04	0.08
70	118.2	162.2	27.1	0.4	0.25	0.15
80	116.2	158.6	26.7	1.09	1.03	0.06
90	114.5	153.3	25.0	2.86	2.62	0.24
100	113.0	146.1	22.7	5.52	5.41	0.11
110	111.7	142.4	21.6	9.53	9.1	0.43
120	110.0	139.4	21.1	13.42	13.24	0.18

Tabela 4.1: Comparação do MPHTBalancing e sua heurística baseada em relaxação linear para a topologia USA.

		Heurística X Ótimo				
		Grid				
Carga (Erlangs)	Tempo médio de execução por conexão (ms)			BBR(%)		
	Heurística	Ótimo	Diferença (%)	Heurística	Ótimo	Diferença
30	143.1	191.5	25.3	0.13	0.0	0.13
40	141.4	188.6	25.0	0.26	0.01	0.25
50	139.8	184.2	24.1	0.25	0.01	0.24
60	137.0	179.1	23.5	0.37	0.14	0.23
70	135.8	173.1	21.5	0.9	0.49	0.41
80	132.2	166.1	20.4	2.44	1.95	0.49
90	129.2	159.8	19.1	5.42	4.62	0.8
100	126.9	155.8	18.5	9.72	8.67	1.05
110	125.3	150.8	16.9	14.95	13.81	1.14
120	128.0	147.8	13.4	19.2	13.82	5.38

Tabela 4.2: Comparação do MPHTBalancing e sua heurística baseada em relaxação linear para a topologia Grid.

de 19.8ms (13.4%) sob cargas de 120 *Erlangs* e 48.4ms (25.3%) sob cargas de 30 *Erlangs*. Devido ao número elevado de nós e enlaces, a topologia Pan-European requer o maior tempo de execução (Tabela 4.4). Em relação ao algoritmo ótimo para esta topologia, o algoritmo baseado em relaxação reduz o tempo médio de execução em 14.8ms (8.8%)

		Heurística X Ótimo				
		NSF				
Carga (Erlangs)	Tempo médio de execução por conexão (<i>ms</i>)			BBR(%)		
	Heurística	Ótimo	Diferença (%)	Heurística	Ótimo	Diferença
30	71.7	83.4	14.0	0.0	0.0	0.0
40	70.0	80.0	12.5	0.03	0.004	0.026
50	68.9	78.7	12.5	0.24	0.19	0.05
60	67.6	77.0	12.2	0.72	0.72	0.0
70	66.6	76.0	12.4	2.37	2.37	0.0
80	65.5	74.0	11.5	5.25	5.14	0.11
90	64.4	72.3	10.9	9.24	9.24	0.0
100	63.9	70.4	9.2	13.84	13.84	0.0
110	63.1	69.2	8.8	18.82	18.82	0.0
120	62.8	68.3	8.1	22.36	22.12	0.24

Tabela 4.3: Comparação do MPHTBalancing e sua heurística baseada em relaxação linear para a topologia NSF.

		Heurística X Ótimo				
		Pan-European				
Carga (Erlangs)	Tempo médio de execução por conexão (<i>ms</i>)			BBR(%)		
	Heurística	Ótimo	Diferença (%)	Heurística	Ótimo	Diferença
30	166.6	216.4	23.0	0.08	0.06	0.02
40	164.4	207.9	20.9	0.54	0.39	0.15
50	160.4	199.4	19.6	1.73	1.69	0.04
60	158.3	190.9	17.1	4.55	4.55	0.0
70	156.0	183.8	15.1	8.61	8.61	0.0
80	154.2	179.8	14.2	14.07	13.9	0.17
90	152.7	176.0	13.2	19.92	19.92	0.0
100	151.8	173.2	12.4	24.11	23.93	0.18
110	150.8	170.4	11.5	29.26	29.26	0.0
120	153.1	167.9	8.8	33.53	33.53	0.0

Tabela 4.4: Comparação do MPHTBalancing e sua heurística baseada em relaxação linear para a topologia Pan-European.

e $49.8ms$ (23%) sob cargas de 120 *Erlangs* e 30 *Erlangs*, respectivamente. O tempo necessário para encontrar soluções para a topologia NSF é menor do que aqueles para as demais topologias (Tabela 4.3) como consequência do seu tamanho e maior rapidez na formação de gargalos. O algoritmo baseado em relaxação reduz o tempo médio de

execução em $5.5ms$ (8.1%) sob cargas de 120 *Erlangs* e $11.7ms$ (14%) sob cargas de 30 *Erlangs*.

Sob baixas cargas, a diferença no bloqueio entre os dois algoritmos pode ser tão grande quanto para a topologia Grid, entretanto, conforme aumenta-se a carga na rede, os valores de BBR produzidos pelo algoritmo baseado em relaxação se aproximam daqueles gerados pela solução ótima devido à redução do espaço de soluções. Este comportamento leva a soluções eficientes uma vez que a redução de desempenho ocorre somente quando as redes estão sob níveis de bloqueio extremamente baixos, ou seja, a rede não opera sob condições normais. Estes resultados mostram que o algoritmo baseado em relaxação é eficiente na redução do tempo de execução e é capaz de gerar soluções aceitáveis para a maioria das cargas e topologias.

4.5 Síntese do capítulo

Neste capítulo, o problema de agregação de conexões com duração conhecida através de múltiplas rotas foi estudado. Os resultados indicam que o algoritmo proposto MPHT-Balancing é capaz de reduzir a taxa de bloqueio em cenários que consideram ambas requisições para estabelecimento de conexão de baixa velocidade e requisições para estabelecimento de conexão de alta capacidade, bem como distribuir as requisições aceitas de forma equitativa entre os pares origem-destino, exceto para a topologia Pan-European. Além disso, os valores de atraso diferencial obtidos estão abaixo do limite sugerido na literatura. Isto ocorre, principalmente, devido à função de custo do MPHTBalancing (Equação 3.2), que leva à escolha de um conjunto de rotas mais curtas para o estabelecimento das conexões, reduzindo, assim, a variação no tamanho das rotas. Ademais, heurística baseado em relaxação é eficiente na redução do tempo de execução do algoritmo MPHTBalancing ótimo, e ainda assim gera boas soluções.

A avaliação de desempenho considerou quatro topologias com diferentes graus de conectividade, mostrando a independência das conclusões em relação ao cenário utilizado e evidenciando a robustez da solução proposta.

Capítulo 5

Agregação de lotes de conexões com prazo para a finalização da transmissão

Neste capítulo, apresenta-se um algoritmo para o problema de agregação dinâmica de conexões com prazo para a finalização da transmissão (*deadline*).

No problema de agregação de tráfego, tradicionalmente, as requisições para estabelecimento de conexão são atendidas imediatamente na sua chegada à rede. Entretanto, aplicações emergentes, tais como aquelas de e-Ciência [120], podem demandar que sua transmissão seja finalizada até um prazo máximo definido, mas deixam flexíveis o momento de início e a taxa de transmissão da conexão. Existe, portanto, a oportunidade de se aproveitar esta flexibilidade para promover o provisionamento com maior eficiência [58].

A possibilidade de postergar o estabelecimento permite a criação de lotes (*batches*) de conexões, que podem ser escalonadas de forma conjunta ao invés de uma sequência de conexões individuais. Um lote é um conjunto de conexões solicitadas no período de tempo entre o instante da chegada da primeira conexão e o instante de tempo no qual uma certa conexão do lote deve ser inicializada de forma a atender o seu requisito de prazo máximo de finalização. No instante do escalonamento do lote, cada conexão demandará uma taxa específica de transmissão e poderá ser agregada no conjunto de caminhos ópticos existentes ou potencialmente alocáveis. O escalonamento de lotes possibilita uma variedade de

combinações de conexões e caminhos ópticos na decisão de agregação de tráfego.

A utilização de lotes pode beneficiar tanto usuários quanto provedores de serviços de Internet. Se não houver disponibilidade de banda passante, o adiamento do estabelecimento pode prevenir o bloqueio de conexões. Ademais, os provedores de serviços podem escolher a taxa de transmissão da conexão, que é determinada pela quantidade de dados a ser transmitida e o tempo máximo para a finalização da conexão.

Neste capítulo, propõe-se um mecanismo de agregação de lotes de conexões. O problema de agregação de lotes é uma variante do problema clássico de escalonamento de tarefas em máquinas, no qual as conexões representam as tarefas e os caminhos ópticos as máquinas. Nesse caso, as máquinas têm diferentes capacidades e podem ser ocupadas por tarefas concorrentes.

As soluções envolvendo requisições para estabelecimento de conexão com requisitos de tempo presentes na literatura compreendem dois tipos de cenários. No primeiro, as requisições para estabelecimento de conexões dinâmicas são servidas individualmente [5, 18, 57, 95, 101, 109, 123], (Capítulos 3 e 4); no segundo, grupos de requisições para estabelecimento de conexões estáticas são atendidos [7, 75]. O trabalho proposto neste capítulo agrega conexões dinâmicas com requisitos de prazo para a finalização da transmissão. Diferentemente dos trabalhos anteriores, o algoritmo proposto explora a flexibilidade resultante de diferentes valores de prazo para a finalização da transmissão para criar e escalonar lotes de conexões ao invés de escaloná-las individualmente. Compara-se a solução proposta com os algoritmos com transmissão de taxa máxima e taxa mínima [5], que realizam o estabelecimento da conexão imediatamente à chegada do pedido de estabelecimento de conexão. Resultados para diferentes cenários indicam que a utilização de lotes para a agregação de tráfego reduz o bloqueio de conexões e promove uma distribuição justa das conexões aceitas entre os pares origem-destino na rede.

Este capítulo está organizado conforme se segue. A Seção 5.1 revisa alguns trabalhos relacionados existentes. A Seção 5.2 apresenta o algoritmo de agregação de lotes de requisições para estabelecimento de conexão proposto. A Seção 5.3 apresenta os resultados numéricos. A Seção 5.4 apresenta a síntese do capítulo.

5.1 Trabalhos relacionados

Em [131], os autores apresentam uma revisão bibliográfica sobre modelos de tráfego para serviços escalonados e introduzem a classificação dos modelos baseado nas informações sobre a conexão. O estudo em [7] escala um conjunto de requisições para estabelecimento de conexão usando grafo de intervalos para a detecção de conflitos de escalonamento. O trabalho em [25] utiliza um modelo de janela deslizante para o momento de início e término da conexão para atender às requisições.

Dragos et al. [5] considera o provisionamento de conexões com taxa de transmissão fixa e taxa de transmissão adaptativa. As requisições para estabelecimento de conexão são processadas uma a uma e o objetivo é a liberação rápida de caminhos ópticos para atender requisições futuras.

Cavdar et al. [18] define a tolerância ao atraso como o intervalo de tempo que uma requisição de conexão pode esperar para ser estabelecida. Se não existir banda passante disponível para servir a conexão solicitada, ela pode ser postergada tantas vezes quanto permitido pela sua tolerância ao atraso. Diferentemente da abordagem em [5], a taxa de transmissão e o tempo de duração da conexão têm valor fixo. Em [95], a tolerância ao atraso é utilizada no critério de escalonamento para diferenciação de classes de serviço em redes WDM. Fawaz et al. [57] estuda a diferenciação de qualidade de serviço baseada na informação sobre o momento de estabelecimento da conexão.

Em [92, 116], combina-se o tempo de duração da conexão com a flexibilidade para início de transmissão da conexão para melhorar o escalonamento das conexões através dos enlaces WDM. Em [93], investiga-se o impacto da flexibilidade para início da transmissão da conexão na agregação de tráfego com restrições físicas. Em [97], os autores fazem uma revisão bibliográfica de abordagens que levam em consideração informações referentes ao tempo para o provisionamento de conexões em redes dinâmicas de comutação de circuitos ópticos (*Dynamic Optical Circuit Switched* - DOCS).

A flexibilidade de tempo é utilizada em [109] para implementar um esquema de reserva de recursos para a entrega de respostas rápidas ao usuário. O re-provisionamento de conexões é usado para melhorar o desempenho. Um algoritmo para reserva de recursos para aplicações elásticas é definido em [101].

5.2 Algoritmo para agregação dinâmica de lotes de conexões

No cenário considerado para este estudo, as solicitações para estabelecimento de conexão são dinâmicas. Cada solicitação especifica a quantidade de dados (*bytes*) a ser transmitida e o prazo para a finalização da transmissão.

As conexões solicitadas não são estabelecidas no momento de chegada na rede, e um prazo para escalonamento é determinado em função da banda disponível nos caminhos ópticos e a quantidade de dados a ser transmitida. Quanto maior o tempo de adiamento do estabelecimento, maior é a taxa de transmissão necessária para atender a conexão. Se a conexão não for estabelecida antes ou no prazo do escalonamento, seu estabelecimento torna-se impraticável uma vez que a taxa de transmissão necessária torna-se maior do que a capacidade disponível em qualquer caminho óptico entre os nós de origem e destino.

O algoritmo proposto, denominado BatchGrooming, tira vantagem do fato de que o estabelecimento da conexão pode ser postergado de forma a criar um lote de solicitações com a mesma origem e destino. Este lote tem um prazo máximo para o escalonamento, que é determinado pelo primeiro prazo após o qual o estabelecimento de uma das conexões do lote torna-se impraticável.

Ao atender o lote de requisições para estabelecimento de conexão ao invés de uma sequência de requisições individuais, espera-se que as diferentes combinações de conexões e caminhos ópticos possam reduzir o número de requisições para o estabelecimento de conexão bloqueadas. O algoritmo BatchGrooming decide como agregar as requisições para estabelecimento de conexão no conjunto de caminhos ópticos.

O algoritmo BatchGrooming tenta agrupar o maior número possível de requisições para estabelecimento de conexão em um lote considerando a taxa demandada para cada conexão e a disponibilidade de banda passante no conjunto de caminhos ópticos.

Para descrever o algoritmo BatchGrooming em detalhes, a seguinte notação será utilizada:

- s_j : nó fonte da conexão j solicitada;
- d_j : nó destino da conexão j solicitada;
- N_j : número de *bytes* a serem transmitidos pela conexão j ;

- D_j : prazo para a finalização da transmissão dos N_j bytes da conexão j ;
- $R_j = (s_j, d_j, N_j, D_j)$: a j -ésima conexão;
- $r_j(t) = \frac{N_j}{D_j - t}$: taxa de transmissão da conexão j estabelecida no instante de tempo t ;
- $l_{i,j}(t)$: caminho óptico i conectando s_j e d_j no instante de tempo t ;
- $c_{i,j}(t)$: banda passante disponível no caminho óptico $l_{i,j}$ no instante de tempo t ;
- $L_j(t) = \{l_{i,j}\}$: conjunto de caminhos conectando s_j e d_j no instante de tempo t ;
- $B_j(t) = \{R_k | s_k = s_j \text{ e } d_k = d_j\}$: conjunto de requisições para estabelecimento de conexão no instante de tempo t que tem a mesma origem e destino da conexão R_j ;
- $SB_j(t)$: prazo para o escalonamento do lote $B_j(t)$ definido pelo primeiro prazo de finalização de uma conexão no lote;
- $X_{m,i}$: uma variável binária com o valor 1 se a requisição para estabelecimento de conexão $m \in B_j(t)$ é estabelecida utilizando o caminho óptico i ; caso contrário seu valor é 0.

A descrição do algoritmo BatchGrooming é apresentada no Algoritmo 5.

O algoritmo BatchGrooming é resolvido na chegada da requisição para estabelecimento da conexão R_j . Se não existir outra conexão com o mesmo par origem e destino (S-D), um lote é formado com R_j (Linha 1). Caso contrário, um lote é formado com as conexões já existentes para o par origem-destino solicitado (Linha 2 e Linha 3). O lote é, então, escalonado para ser agregado no prazo $SB_j(t)$ do lote formado (Linha 4), que é definido pelo primeiro prazo de finalização de transmissão de uma requisição de conexão no lote.

Na Linha 5, o algoritmo Groom-Solver decide qual requisição para estabelecimento de conexão deve ser agregada em qual caminho óptico. As conexões são estabelecidas de acordo com as sugestões dadas pelo Groom-Solver (Linha 9). As conexões que não recebem sugestões de agregação são acumuladas no lote (Linha 11) para serem escalonadas mais tarde.

O algoritmo Groom-Solver é apresentado no Algoritmo 6. Ele resolve um problema de programação linear inteira (PLI) que tenta alocar o máximo de requisições para estabelecimento de conexão através da maximização da capacidade alocada (Linha 1). A alocação

Algoritmo 5 Algoritmo BatchGrooming

Entrada: R_j - solicitação de conexão chegando no instante de tempo t .**Saída:** A conexão R_j aprovionada, bloqueada ou com aprovisionamento postergado.

- 1: $B_j(t) = \{R_j\}$
 - 2: **Se** $\exists R_k | s_k = s_j$ e $d_k = d_j$ **então**
 - 3: $B_j(t) = B_k(t) \cup \{R_j\}$
 - 4: Determinar o prazo $SB_j(t)$ de escalonamento do lote
 - 5: Groom-Solver($L_j(t), B_j(t)$)
 - 6: $B_k(t) = \emptyset$
 - 7: **Para** $m = 1 \dots |B_j(t)|$ e $i = 1 \dots |L_j(t)|$ **faça**
 - 8: **Se** $X_{m,i} = 1$ **então**
 - 9: Estabelecer a conexão m no caminho óptico i
 - 10: **Senão**
 - 11: $B_k(t) = B_k(t) \cup \{R_m\}$
-

Algoritmo 6 Algoritmo Groom-Solver

Entrada: Lote de requisições para estabelecimento de conexão $B_j(t)$ e conjunto de caminhos candidatos $L_j(t)$.**Saída:** Decisões ($X = \{X_{m,i}\}$) sobre a alocação das requisições do lote $B_j(t)$ nos caminhos ópticos de $L_j(t)$.

- 1: Resolve $Max \sum X_{m,i} \times r_m(t)$
 - 2: Sujeito a $X_{m,i} \times r_m(t) \leq W_{i,j}(t)$
 - 3: $X_{m,i} \in \{0, 1\}$
 - 4: $m = 1 \dots |B_j(t)|$
 - 5: $i = 1 \dots |L_j(t)|$
 - 6: ▷ **onde:** $W_{i,j}(t)$ é a disponibilidade de banda passante no caminho i , no lote j e no instante de tempo t .
-

é limitada pela disponibilidade de banda passante nos caminhos ($L_j(t)$) associados ao lote formado (Linha 2).

5.3 Resultados numéricos

Nesta seção, o algoritmo BatchGrooming é comparado com os algoritmos MaxRate e MinRate [5], que agregam conexões de forma individual e sequencial empregando a taxa de transmissão máxima e a taxa de transmissão mínima, respectivamente. A taxa mínima associada a uma conexão j no instante de sua chegada t é $minRate_j = \frac{N_j}{D_j - t}$, onde N_j representa a quantidade de dados a ser transmitida e D_j o prazo máximo para a finalização da transmissão da conexão. A taxa máxima é a maior quantidade de banda passante disponível do caminho associado à conexão. Todos os algoritmos comparados utilizam o algoritmo de RWA apresentado em [44].

O simulador WDMSim [50] foi utilizado na avaliação. O método de replicação independente foi empregado para gerar intervalos de confiança com nível de confiança de 95%. Cada simulação considerou 100.000 solicitações de conexão. O problema de PLI no algoritmo Groom-Solver foi resolvido usando a ferramenta Xpress-MP [59].

As topologias utilizadas (NSF e USA) são apresentadas nas Figuras 3.3(a) e 3.3(b), e descritas na Seção 3.4.

A taxa mínima de transmissão ($minRate$) das conexões é distribuída de acordo com a seguinte probabilidade de distribuição: 50/100 para $OC-3$; 25/100 para $OC-12$; 15/100 para $OC-244$; 7/100 para $OC-48$; 2/100 para $OC-96$ e 1/100 para $OC-192$. As solicitações de conexão são uniformemente distribuídas entre todos os pares de nós. A quantidade de *bytes* transmitidos (tamanho do arquivo) é uniformemente distribuída na faixa de [0.1-2.5]GB para $minRate$ $OC-3$; [0.5-5]GB para $minRate$ $OC-12$; [1-10]GB para $minRate$ $OC-24$; [1-50]GB para $minRate$ $OC-48$, $OC-96$ e $OC-192$ [5]. Para garantir a utilização de valores reais de taxa de transmissão, nós decidimos especificar valores de $minRate$ e, então, derivar o prazo para finalização da transmissão através da razão $tamanhoArquivo/minRate$.

As métricas consideradas nesta avaliação foram a probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão e a fração de *bytes* não provisionados, ou seja, a razão de *bytes* não provisionados pelo total de *bytes* solicitados pelas conexões solicitadas

[5]. A justiça promovida pelo algoritmo proposto é avaliada considerando a distribuição das conexões bloqueadas em cada par origem e destino. Avaliou-se, ainda, o bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função do tamanho do arquivo requisitado pela conexão.

A Figura 5.1 apresenta a probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função da taxa de chegada de conexões por segundo (*requests per second - rps*) para a topologia NSF. Para taxa de chegada maior do que 55 solicitações por segundo, o algoritmo BatchGrooming gera probabilidade de bloqueio menor do que aquela produzida pelos demais algoritmos. Ao comparar o algoritmo BatchGrooming com o algoritmo MaxRate, nota-se que o processamento de lotes de conexões reduz significativamente o número de conexões bloqueadas. Para taxas de chegada de 55 *rps* e 80 *rps*, o algoritmo BatchGrooming produz, respectivamente, taxas de bloqueio 11% e 69% menores que aquelas dadas pelo algoritmo MaxRate. As diferenças são menores ao comparar o algoritmo BatchGrooming e o algoritmo MinRate. Para taxa de chegada de 120 *rps*, o algoritmo BatchGrooming gera probabilidade de bloqueio 4% menor do que aquela produzida pelo algoritmo MinRate e para taxa de chegada de 90 *rps*, a diferença aumenta para 17%. Estes resultados mostram que a agregação de lotes permite a realização de melhores escolhas de caminhos ópticos para atender as conexões e, conseqüentemente, maior efetividade para a redução do bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão.

Para avaliar a justiça dos resultados gerados pelos algoritmos, verifica-se a distribuição das requisições para estabelecimento de conexão bloqueadas em cada par origem-destino (S-D) para uma simulação com taxa de chegada de 100 *rps* e topologia NSF (Figura 5.2). Para alguns pares, o bloqueio de requisições de conexão gerado pelo algoritmo MaxRate é até 1.6 vezes maior do que sua média e até 4.6 vezes maior do que o valor médio (12.9%) dado pelo algoritmo BatchGrooming. Dado que ambos os algoritmos usam o mesmo algoritmo de RWA, evidencia-se que a agregação de lotes apresenta maior equidade na distribuição das conexões aceitas através dos pares S-D provendo, assim, maior justiça entre esses pares. Ao comparar os algoritmos BatchGrooming e MinRate, verifica-se uma proximidade nos valores de distribuição do bloqueio de chamadas gerados por estes algoritmos. Entretanto, o algoritmo BatchGrooming é ligeiramente mais eficiente, pois o algoritmo MinRate apresenta maior flutuação em torno do seu valor médio. Ademais, para alguns pares, o algoritmo MinRate gera bloqueio de requisições para estabelecimento

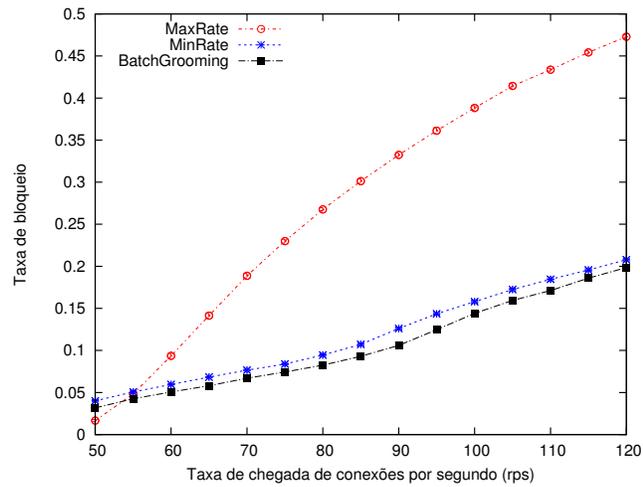


Figura 5.1: Probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função da taxa de chegada de conexões na topologia NSF.

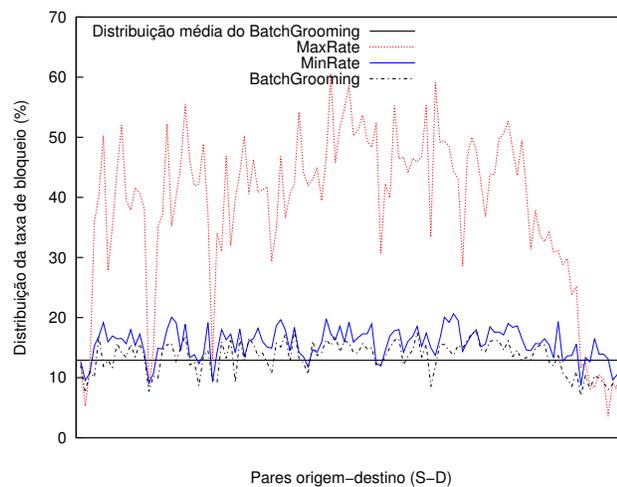


Figura 5.2: Distribuição da probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão para cada par origem-destino para taxa de chegada de 100 rps na topologia NSF.

de conexão até 1.3 vezes maior do que o seu valor médio de bloqueio (15.2%) e até 1.6 vezes maior do que o valor médio (12.9%) dado pelo algoritmo BatchGrooming.

A Figura 5.3 apresenta o bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função do tamanho do arquivo requisitado para taxa de chegada de 100 *rps* na topologia NSF. Conexões que requerem a transmissão de arquivos grandes demandam altas taxas de transmissão para assegurar o prazo de finalização da transmissão. A utilização do algoritmo MinRate implica no estabelecimento de conexões por longos períodos de tempo, o que favorece o provisionamento simultâneo de um grande número de conexões com baixa taxa de transmissão. Entretanto, manter os caminhos ópticos com alta utilização por um longo período de tempo não é benéfico para as conexões que requerem a transmissão de arquivos grandes. O algoritmo BatchGrooming é sensível à transmissão de arquivos grandes, visto que qualquer atraso no estabelecimento da conexão aumenta a taxa de transmissão demandada. Por outro lado, o algoritmo MaxRate bloqueia uma grande quantidade de conexões que demandam a transmissão de arquivos pequenos. Esse comportamento é consequência da característica do algoritmo em utilizar o máximo da banda, o que faz com que os canais fiquem completamente utilizados e mesmo requisições para estabelecimento de conexão de baixa velocidade, predominantes na Internet, sejam bloqueadas.

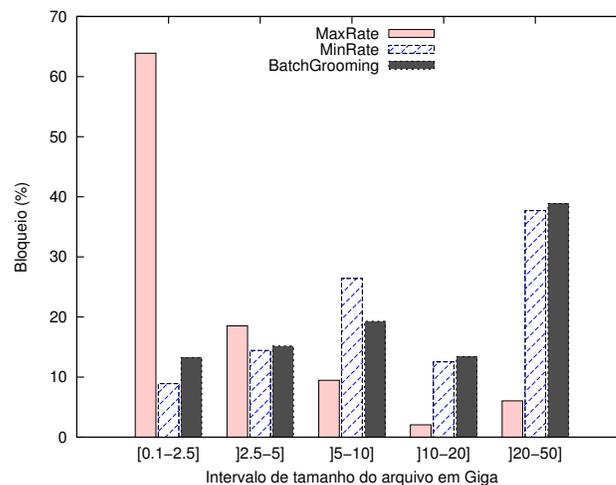


Figura 5.3: Bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função do tamanho do arquivo para taxa de chegada de 100 *rps* na topologia NSF.

A Figura 5.4 apresenta a razão entre os *bytes* não provisionados e em função da taxa de chegada de conexões para a topologia NSF. Para taxa de chegada de 120 *rps*, o algoritmo BatchGrooming reduz em 4% a fração de *bytes* não atendidos em relação ao algoritmo MinRate. A diferença aumenta para 25% para taxa de chegada de 50 *rps*. Ademais, para taxa de chegadas de 120 *rps*, a razão de *bytes* não atendidos gerados pelo algoritmo BatchGrooming é 23% maior do que aquela produzido pelo algoritmo MaxRate. Para taxa de chegada de 50 *rps*, a razão de *bytes* não provisionados produzida pelo algoritmo BatchGrooming é 89% maior do que aquela gerada pelo algoritmo MaxRate. Isso é consequência do tamanho dos arquivos bloqueados. Conforme mostrado na Figura 5.3, o algoritmo MaxRate tende a bloquear um grande número de conexões com arquivos pequenos. Por outro lado, o algoritmo MinRate e o algoritmo BatchGrooming são mais suscetíveis ao bloqueio de conexões que demandam a transmissão de grande quantidade de dados e, conseqüentemente, a maior quantidade de *bytes* não provisionados.

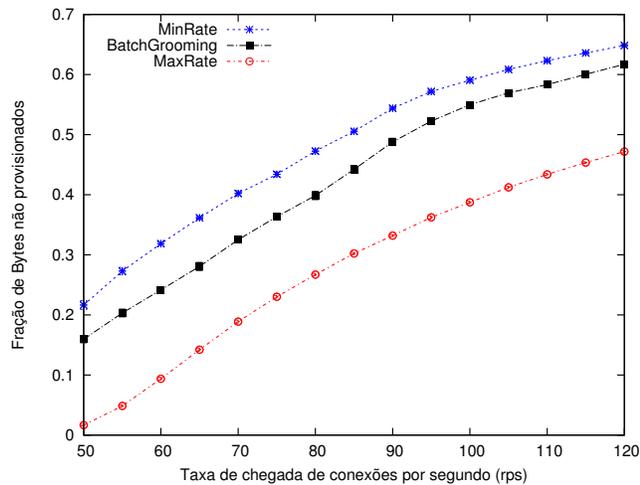


Figura 5.4: Fração de *bytes* não provisionados em função da taxa de chegada na topologia NSF.

A Figura 5.5 apresenta a probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função da taxa de chegada de conexões por segundo (*rps*) para a topologia USA. A probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão gerada pelo algoritmo BatchGrooming é 73% menor do que aquela produzida pelo algoritmo MaxRate para uma taxa de chegada de 100 *rps*. Considerando uma taxa de

chegada de 120 *rps*, o algoritmo MinRate produz probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão 31% maior do que o valor gerado pelo algoritmo BatchGrooming. Sob taxa de chegada de 95 *rps*, a diferença é 23% maior do que o valor gerado pelo algoritmo BatchGrooming. O comportamento apresentado é similar aquele gerado para a topologia NSF, mostrando que independentemente do grau de conectividade da topologia, a agregação de lotes de conexões é uma alternativa eficaz para a redução do bloqueio de conexões solicitadas.

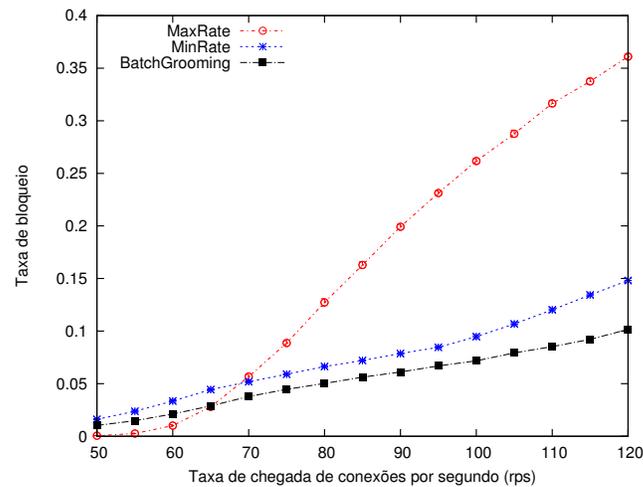


Figura 5.5: Probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função da taxa de chegada de conexões na topologia USA.

Na Figura 5.6, apresenta-se a distribuição do bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão de cada par S-D para uma simulação com taxa de chegada de 100 *rps* na topologia USA. Para alguns pares, o algoritmo MaxRate gerou valores de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão até 2.3 vezes maiores do que o seu valor médio (26%) e até 9.4 vezes maiores do que o valor médio (6.6%) gerado pelo algoritmo BatchGrooming. Essa disparidade é consequência da agressividade do algoritmo MaxRate, que envia grande volume de dados de uma única vez, fazendo com que toda a banda entre alguns pares seja utilizada e gere maior quantidade de bloqueio de conexões para estes pares. Por outro lado, os algoritmos BatchGrooming e MinRate apresentam menor oscilação no bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão entre os pares S-D, refletindo a capacidade destes algoritmos em melhor distribuir as requisições para

estabelecimento de conexão através dos caminhos disponíveis na rede. Ademais, o algoritmo BatchGrooming é ligeiramente mais eficiente no balanceamento do estabelecimento das conexões através dos pares S-D, uma vez que o algoritmo MinRate bloqueia até 2.3 vezes mais conexões do que o valor médio de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão (6.6%) gerado pelo algoritmo BatchGrooming.

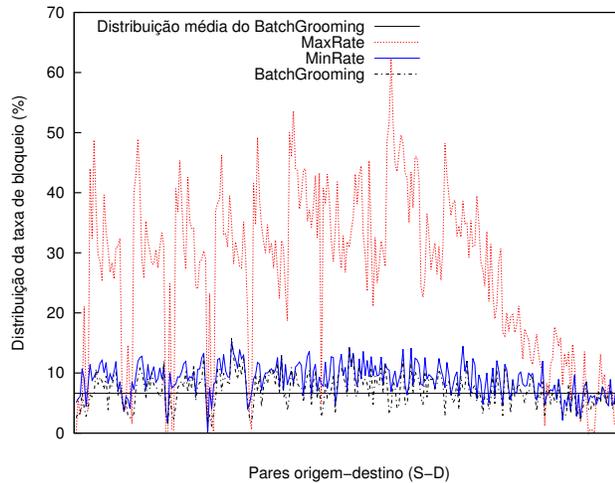


Figura 5.6: Distribuição da probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão para cada par origem destino sob taxa de chegada de 100 *rps* na topologia USA.

A Figura 5.7 apresenta o bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função do tamanho do arquivo requisitado para taxa de chegada de 100 *rps* na topologia USA. A característica dos algoritmos MinRate e BatchGrooming de manter os caminhos ópticos com utilização elevada por um longo período de tempo acaba sendo demasiadamente agressiva no bloqueio de solicitações de conexão que requisitam a transmissão de arquivos grandes. Há, portanto, uma contrapartida entre maior utilização dos recursos e maior possibilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão que demandam a transmissão de grande volume de dados.

A Figura 5.8 apresenta a razão de *bytes* não provisionados em função da taxa de chegada de conexões para a topologia USA. Para taxa de chegada de 120 *rps*, a taxa de *bytes* não provisionados gerada pelo algoritmo MinRate é 17% maior do que aquela gerada pelo algoritmo BatchGrooming. Comparado ao algoritmo MaxRate, o algoritmo Batch-

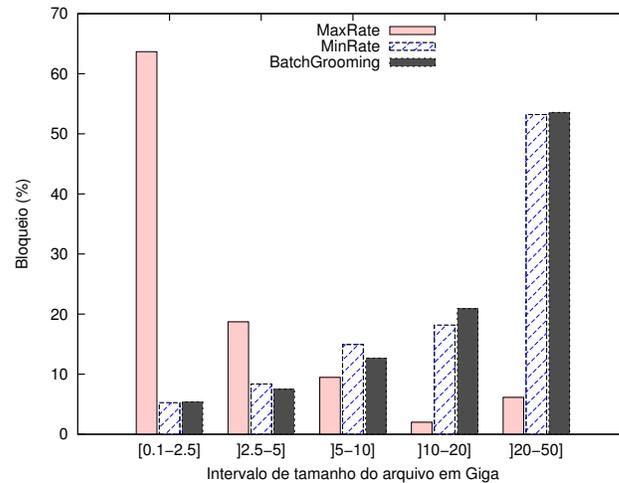


Figura 5.7: Bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão em função do tamanho do arquivo para taxa de chegada de 100 *rps* na topologia USA.

Grooming produz taxa de *bytes* não provisionados 23% maior do que aquela produzida pelo algoritmo MaxRate para taxa de chegada de 120 *rps*. Na Figura 5.7, observa-se que enquanto os algoritmos MinRate e BatchGrooming apresentam maior bloqueio de solicitações para a transferência de arquivos grandes, o algoritmo MaxRate tende a bloquear um grande número de requisições para arquivos pequenos. Devido a esse comportamento, os algoritmos MinRate e BatchGrooming geram taxa de *bytes* não provisionados maior do que os valores produzidos pelo algoritmo MaxRate.

5.4 Síntese do capítulo

Este capítulo introduziu um novo algoritmo para agregar lotes de conexões em redes WDM em malha. A principal contribuição deste trabalho é a utilização de lotes para a agregação dinâmica de tráfego. O uso de lotes aproveita a flexibilidade proporcionada pela presença de requisições para estabelecimento de conexão com prazo para a finalização da transmissão (*deadline*). Quando comparado com algoritmos que agregam individualmente cada conexão que chega à rede, o algoritmo BatchGrooming produz baixos valores de bloqueio, sendo estes valores distribuídos de forma justa entre os pares origem-destino envolvidos.

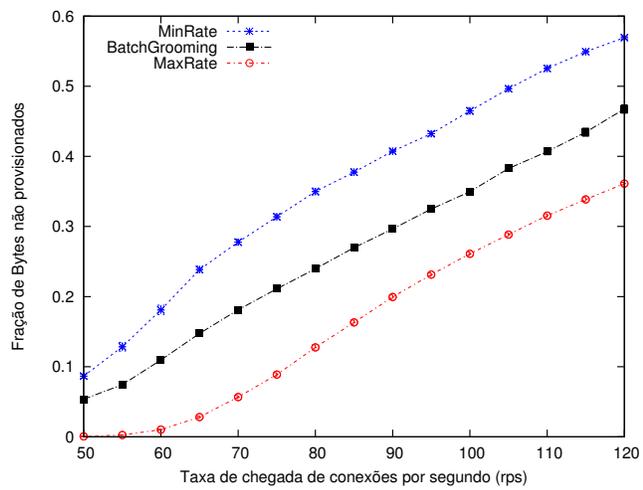


Figura 5.8: Fração de *bytes* não provisionadas em função da taxa de chegada na topologia USA.

Capítulo 6

Roteamento multicaminho e agregação de tráfego em redes WDM para o consumo eficiente de energia

Neste Capítulo, apresenta-se uma solução para o problema de consumo eficiente de energia em redes WDM. O problema de agregação de tráfego considera, tradicionalmente, como objetivos principais a redução do bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão e a otimização da utilização dos recursos ópticos. Todavia, devido à expansão do acesso banda larga e aos novos serviços oferecidos, o consumo de energia de infraestrutura de redes tem aumentado, gerando preocupações econômicas e ambientais. De acordo com o estudo apresentado em [14], o crescimento do volume de tráfego na Internet segue a lei de Moore, dobrando a cada 18 meses. Por sua vez, as tecnologias aprimoram sua eficiência energética por um fator de 1.65 a cada 18 meses, segundo a lei de Dennard. Há, assim, um aumento constante no consumo de energia nas redes de comunicações, que representa, atualmente, entre 2% e 10% do consumo global de energia [14]. Existe, portanto, a necessidade de soluções com maior eficiência energética sem, entretanto, comprometer os serviços oferecidos.

Por utilizar a capacidade residual dos caminhos ópticos já estabelecidos, a agregação de tráfego é uma técnica que potencialmente pode reduzir o consumo de energia pois evita o consumo inerente à alocação de novos caminhos ópticos. Pode-se, também, potencializar a agregação de tráfego, e conseqüentemente a redução do consumo energético, através da

divisão e transmissão de uma conexão em múltiplas rotas (multicaminho - *multipath*), caso a soma da banda residual destes caminhos seja pelo menos igual à banda requisitada, ou seja, a agregação dinâmica de tráfego e roteamento multicaminho podem ser empregados conjuntamente para servir tanto aplicações que demandam banda passante maior do que a capacidade de um comprimento de onda (conexões de alta capacidade - *superwavelegth*) quanto aplicações que demandam banda passante menor do que a capacidade de um comprimento de onda (conexões de baixa velocidade - *subwavelegth*) [42, 43].

Neste capítulo, propõe-se um mecanismo de agregação de tráfego multicaminho para reduzir o consumo de energia na operação da Internet. Para tal, a banda passante demandada é dividida e transmitida (agregada), preferencialmente, em caminhos ópticos já existentes. São propostos dois algoritmos que usam um grafo auxiliar cujos pesos das arestas representam a energia consumida por todas as operações envolvidas na transmissão em um caminho óptico. Os algoritmos selecionam um subconjunto de k potenciais caminhos ópticos para atender a conexão solicitada com consumo mínimo de energia. Os algoritmos representam a escolha entre consumo de energia e, consumo de energia e banda residual. Resultados de simulação envolvendo diferentes topologias e cenários dinâmicos indicam que a utilização de agregação de tráfego multicaminho reduz o consumo de energia da rede, bem como diminui significativamente a probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão quando comparada à abordagem de agregação em um único caminho.

Este capítulo está organizado da seguinte forma: a Seção 6.1 descreve trabalhos relacionados. A Seção 6.2 apresenta o modelo de consumo de energia empregado neste trabalho. A Seção 6.3 apresenta os algoritmos propostos e a Seção 6.4 apresenta os resultados gerados pela estratégias propostas e sua análise. Finalmente, a Seção 6.5 apresenta a síntese deste capítulo.

6.1 Trabalhos relacionados

Motivado por razões econômicas e ambientais, a operação de redes que privilegiam a redução do consumo de energia tem atraído a atenção da comunidade científica. Em [12], são apontadas as potenciais direções para computação verde em redes de computadores. Em [81] e [145], são descritas abordagens para a economia de energia em redes ópticas.

Xia et al. [136, 137] apresenta um modelo que captura o consumo de energia em redes WDM. O consumo de energia é determinado pelas operações necessárias para a transmissão de um fluxo através da rede. Um grafo auxiliar é utilizado para encontrar a rota mais eficiente em termos de energia.

Em [141], introduz-se uma solução baseada em Programação Linear Inteira (PLI) para o problema de agregação com consumo eficiente de energia em cenário estático. Em [106], investiga-se o problema de agregação dinâmica de fluxos que leva em consideração o consumo de energia em redes WDM. Nesse estudo, considera-se um grafo auxiliar reduzido, o qual limita o espaço de soluções e captura o consumo de energia do provisionamento através dos caminhos ópticos.

A redução do consumo de energia em redes ópticas foi, também, investigada quando se tem o conhecimento da duração das conexões [24, 144]. Em [54], introduz-se o conceito de agregação de tráfego com economia de energia diferenciada (*differentiated energy-saving* - DiffEnS), a qual suporta diferenciação de serviços em termos de custos operacionais (*operational expenditures* - OPEX), incluindo o custo do consumo de energia. São definidas as classes de serviço *Green* e *Red* que consideram o serviço ciente do consumo de energia e o serviço tradicional, respectivamente. Para os serviços da classe *Green* é oferecida uma redução de custo proporcional ao custo da economia de energia. As requisições de conexão *Red*, que tem prioridade de provisionamento sobre as requisições de conexão *Green*, são agregadas considerando maior nível de qualidade de serviço, enquanto as requisições de conexão *Green* são agregadas em caminhos que reduzem o consumo de energia. Os resultados mostram que há redução no consumo de energia mesmo quando poucos usuários optam pela utilização de serviços *Green*. Observou-se ainda que as conexões da classe *Green* podem ter maior atraso em suas transmissões.

Em [135], aborda-se a agregação com consumo eficiente de energia através da divisão (*splitting*) de tráfego. Para agregação de tráfego estática, dois algoritmos baseados em programação linear inteira (PLI) e em programação quadrática inteira (PQI) foram introduzidos. Para a agregação dinâmica, a heurística *Power-efficient Integrated Routing with Traffic Splitting* (PIRTS) considera um grafo auxiliar com pesos das arestas relacionados ao consumo de energia. Para toda requisição para estabelecimento de conexão verifica-se: 1) o caminho óptico com o menor consumo de energia; 2) se existem dois caminhos ópticos distintos tal que o consumo de transmissão da conexão uniformemente dividida por este

dois caminhos é menor do que transmiti-la por um único caminho.

Em [85], apresenta-se um algoritmo multicaminho para economia de energia para uma rede genérica. A ideia do estudo é projetar a topologia usando árvores de *Steiner* e empregar soluções multicaminho e de caminho único derivadas do problema *bin packing*.

Os algoritmos propostos neste capítulo, diferentemente do estudo em [85], escolhem os múltiplos caminhos que atenderão a conexão solicitada, considerando a energia consumida nas operações relacionadas à transmissão de dados nesses caminhos. Ademais, adota-se um cenário no qual as conexões chegam e partem dinamicamente.

6.2 Modelo de consumo de energia

Nesta seção, descreve-se o modelo de consumo de energia utilizado para a agregação multicaminho.

O modelo de consumo de energia utilizado no presente estudo é baseado no modelo introduzido em [137]. De acordo com este modelo, o consumo de energia em uma rede IP/MPLS sobre WDM é calculado somando-se a energia consumida pelo conjunto de operações relacionadas ao transporte de dados em uma rede. As operações consideradas são: comutação eletrônica (CE), comutação óptica (CO), conversão elétrico-óptico (EO), conversão óptico-elétrico (OE), transmissão de sinal (TX), recepção de sinal (RX) e amplificação de sinal (AM). Para cada operação, a energia consumida é dada por:

$$P = P_O + P_T \times t \quad (6.1)$$

onde P_O e P_T são, respectivamente, os parâmetros independente e dependente de tráfego das operações, e t representa o volume de tráfego transportado.

Para ilustrar o consumo de energia no estabelecimento de um caminho óptico, considere o exemplo da Figura 6.1. Nesta figura, há quatro pares de roteadores IP/MPLS e OXC¹. Existem, também, dois caminhos ópticos $L1$ e $L2$ na rotas $A \rightarrow A' \rightarrow B' \rightarrow C' \rightarrow C$ e $C \rightarrow C' \rightarrow D' \rightarrow D$, respectivamente; e dois fluxos IP/MPLS $F1$ e $F2$, de A para C e de A para D , respectivamente. O fluxo $F1$ é transmitido através do caminho $L1$ enquanto o fluxo $F2$ é transmitido de A para C através do canal óptico $L1$ e de C para D através do caminho óptico $L2$.

¹*Optical Cross-Connect.*

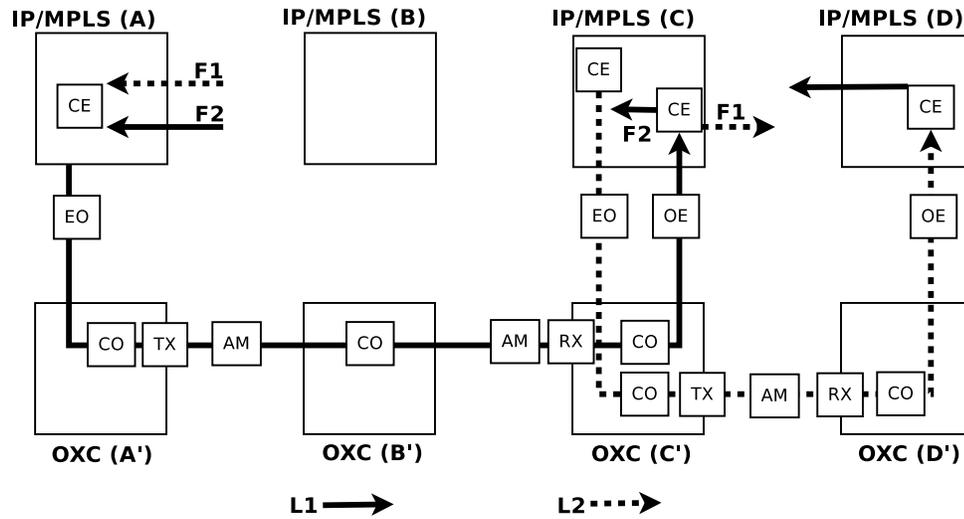


Figura 6.1: Exemplo de consumo de energia para caminhos ópticos e fluxos IP/MPLS [106].

Sem perda de generalidade, na Equação 6.1, os termos independente e dependente de tráfego podem ser associados ao estabelecimento de caminhos ópticos e aos fluxos transportados neste caminhos, respectivamente. Assim, a energia consumida no caminho óptico $L1$ pode ser calculada somando-se cada termo independente de tráfego (P_O) para cada operação envolvida na transmissão no caminho $L1$. Estas operações são comutação eletrônica em A , conversão elétrico-óptico de A para A' , comutação óptica e transmissão em A' , amplificação de sinal de A' para B' , comutação óptica em B' , amplificação de sinal de B' para C' , recepção e comutação óptica em C' , conversão óptico-eletrônica de C' para C e comutação eletrônica em C .

A energia consumida no caminho óptico $L2$ pode ser calculada como a soma de: comutação eletrônica em C , conversão elétrico-óptico de C para C' , comutação óptica e transmissão em C' , amplificação de sinal de C' para D' , recepção e comutação óptica em D' , conversão óptico-elétrica de D' para D e comutação eletrônica em D .

O consumo de energia do fluxo $F1$ pode ser calculado através das mesmas operações usadas no cálculo do consumo de energia do caminho óptico $L1$, e pelo uso do termo dependente de tráfego das operações de consumo de energia ($P_T \times t$, onde t é banda passante para o fluxo $F1$).

O consumo de energia do fluxo $F2$ pode ser calculado através das mesmas operações consideradas no cálculo do consumo de energia dos caminhos ópticos $L1$ e $L2$ menos uma

operação de comutação eletrônica. A subtração é necessária uma vez que tanto o caminho óptico $L1$ quanto o caminho óptico $L2$ consideram uma operação de comutação eletrônica no nó C , e, na realidade, há somente uma operação de comutação eletrônica no nó C que é consequência da conversão eletrônica do caminho óptico $L1$ para o caminho óptico $L2$. O termo dependente de tráfego das operações de consumo de energia ($P_T \times t$, onde t é a banda passante para o fluxo $F2$) é calculado da mesma forma do que para o fluxo $F1$.

Nota-se que quanto menor a carga de tráfego em um caminho óptico, maior é o impacto do componente independente de tráfego (*overhead*). Desta forma, maior eficiência pode ser obtida através da agregação de fluxos IP/MPLS em caminhos já estabelecidos. Entretanto, a agregação de tráfego em caminhos ópticos *multi-hop* pode demandar um grande número de operações de comutação eletrônica e de conversão de sinal, e, conseqüentemente, pode haver maior consumo de energia do que a energia necessária para estabelecer um novo caminho *single-hop* para transmitir o tráfego.

6.3 Agregação multicaminho para o consumo eficiente de energia

Nesta seção, são apresentados dois algoritmos de agregação de tráfego multicaminho para o consumo eficiente de energia. Os algoritmos propostos definem como os múltiplos caminhos ópticos são escolhidos para agregar as requisições para estabelecimento de conexão e reduzir o consumo de energia. Ademais, apresenta-se um algoritmo para agregação de tráfego ciente do consumo de energia baseado no roteamento em um único caminho.

Uma requisição para estabelecimento de conexão r é definida como $r = (s, d, b)$, onde s é o nó fonte, d é o nó destino, e b é a banda passante solicitada. Requisições que não podem ser atendidas em um único caminho óptico, devido a insuficiência de banda passante, são divididas e transmitidas através de múltiplos caminhos ópticos se a soma da banda residual nesses caminhos é pelo menos igual à banda passante requisitada b .

Os algoritmos propostos, denominados “Energy-aware Multipath Grooming Algorithm” (EM) e “Energy and Bandwidth aware Multipath Grooming Algorithm” (EBM), capitalizam a divisão e agregação de requisições para estabelecimento de conexão em múltiplos caminhos para tentar aumentar o número de conexões aceitas, bem como reduzir o estabelecimento de novos caminhos ópticos e, conseqüentemente, reduzir o consumo de

energia da rede.

Os algoritmos consideram um grafo auxiliar G para representar os caminhos existentes e os caminhos potencialmente alocáveis. São selecionados k potenciais caminhos ópticos para o provisionamento das conexões solicitadas. O algoritmo EM seleciona k caminhos ópticos que tenham o menor consumo de energia, enquanto que o algoritmo EBM seleciona um conjunto de k caminhos ópticos cuja soma de banda residual é pelo menos a banda passante solicitada, e que tenham o menor consumo de energia. k é o número máximo de caminhos ópticos que podem ser alocados para atender a conexão requisitada. Seleciona-se, posteriormente, um subconjunto de k , tal que os caminhos pertencentes ao subconjunto tenham banda residual suficiente para provisionar a conexão requisitada.

Os algoritmos propostos são executados na chegada de cada solicitação de estabelecimento de conexão. No Algoritmo “Energy-aware Multipath Grooming Algorithm” (EM) (Algoritmo 7), caso existam caminhos ópticos com banda passante residual ($B(l)$) suficiente para atender a conexão solicitada (Linha 1), constrói-se um grafo auxiliar G com esses caminhos (Linha 2). Para cada caminho óptico em G , calcula-se consumo de energia (custo) gerado pela utilização destes caminhos (Linha 3) e, então, o caminho óptico com o menor consumo de energia é selecionado (Linhas 4). Esse é o caso em que as requisições para estabelecimento de conexão são atendidas através de um único caminho.

Algoritmo 7 Energy-aware Multipath Grooming Algorithm (EM)

Entrada: Requisição para estabelecimento de conexão $r(s, d, b)$ solicitando b unidades de banda passante entre (s, d) .

Saída: Conjunto de caminhos ópticos entre s e d para agregar r .

- 1: **Se** Existe um conjunto de caminhos ópticos $l \mid \forall l B(l) \geq b$ **então**
 - 2: Construa G com o conjunto de l
 - 3: Calcule o custo dos caminhos em G utilizando a Eq. 6.1
 - 4: Retorne l com o menor consumo de energia para agregar r
 - 5: **Senão**
 - 6: Construa o grafo auxiliar com $l \mid \forall l B(l) > 0$
 - 7: Calcule o custo dos caminhos candidatos l usando Eq. 6.1
 - 8: Selecione os k caminhos com o menor consumo de energia
 - 9: Enumere todas as possíveis combinações de subconjuntos $[C_i^k]$
 - 10: Retorne o subconjunto de caminhos em $[C_i^k]$ com o menor consumo de energia tal que $\sum_{j=1}^i B(l_j)$ é mínimo
-

Caso não exista algum caminho l tal que a banda residual é suficiente para atender a

conexão solicitada, a conexão pode ser atendida utilizando um subconjunto de caminhos ópticos do conjunto de k caminhos que tenham o menor consumo de energia e cuja soma de banda passante residual seja pelo menos igual à banda passante solicitada (Linhas 5-10).

Verificada a necessidade de múltiplos caminhos para atender a conexão solicitada, o algoritmo EM constrói o grafo auxiliar com caminhos que possuem alguma banda residual (Linha 6). Para cada aresta no grafo, um custo é associado para representar o consumo de energia (Linha 7), e os k caminhos com o menor consumo de energia são escolhidos (Linha 8). Então, todas as possíveis combinações para os k caminhos ópticos são enumeradas (Linha 9). Por fim, o subconjunto de caminhos ópticos com o menor consumo de energia e com banda passante suficiente para atender a requisição para estabelecimento de conexão é selecionado (Linha 10).

Além do consumo de energia, o algoritmo “Energy and Bandwidth aware Multipath Grooming Algorithm” (EBM) leva em consideração a disponibilidade de banda na seleção do conjunto de k caminhos ópticos. Assim, o algoritmo EBM difere do algoritmo EM na construção do grafo auxiliar (Linha 6) por:

Linha 6: Construa o grafo auxiliar com $l \mid \forall l \mathbf{B}(l) \geq \mathbf{b}/k$.

Assim, no algoritmo EBM, o grafo auxiliar contém somente arestas com pelo menos b/k unidades de banda passante disponível. A ideia é selecionar um conjunto de caminhos ópticos que necessariamente satisfaça a banda solicitada. Da mesma forma que no algoritmo EM, todas as combinações de i caminhos ópticos $[C_i^k]$ são enumeradas e o subconjunto de caminhos com o menor consumo de energia e com banda passante suficiente ($\min \sum_{j=1}^i B(l_j)$) para atender a requisição para estabelecimento de conexão é escolhido.

Complexidade computacional

Para os algoritmos EM e EBM, a construção de grafo auxiliar (Linha 2 e Linha 6) demanda $O(N^2)$ operações quando a rede é representada por um grafo completo e $O(N + W)$ operações quando o grafo é esparço, onde N é o número de nós/OXC na rede. Para definir o caminho óptico com o menor custo (Linha 4), o algoritmo de *Dijkstra* requer $O(W + N \log N)$ operações, onde W é o número de comprimentos de onda em um enlace de fibra. Na Linha 5, a computação do custo é aplicada para cada aresta/caminho no grafo, logo sua complexidade é $O(E) = O(W)$. Na Linha 8, k execuções são requeridas para definir

os k caminhos ópticos com o menor consumo de energia, então há $k \times O(W + N \log N)$ operações. Como as redes são representadas majoritariamente por grafos esparços, a complexidade dos algoritmos EM e EBM é $O(N + W + W + N \log N + W) + k \times O(W + N \log N) = O(W + N \log N)$. Para redes representadas por grafos completos, tem-se o pior caso com complexidade $O(N^2)$.

6.3.1 Algoritmo para agregação em caminho único

A seguir, apresenta-se um algoritmo para agregação em um único caminho (*singlepath*) eficiente do consumo de energia conforme definido no Algoritmo 10. Este algoritmo é definido visando a comparação com os algoritmos propostos para roteamento multicaminho cientes do consumo de energia.

Na chegada de uma requisição para estabelecimento de conexão $r = (s, d, b)$, o grafo auxiliar G é construído incluindo caminhos ópticos l com capacidade residual ($B(l)$) maior ou igual à banda passante solicitada b (Linha 1). Na Linha 2, o custo de cada aresta em G é definido em função do consumo de energia das operações realizadas para a utilização de um único caminho óptico. Então, o caminho óptico l com o menor consumo de energia é escolhido (Linha 3).

Algoritmo 8 Algoritmo para Agregação *Singlepath* Ciente do Consumo de Energia

Entrada: Requisição para estabelecimento de conexão $r(s, d, b)$ solicitando b unidades de banda passante entre (s, d) .

Saída: Um caminho óptico entre s e d para agregar r .

- 1: Construa o grafo auxiliar $\forall l \in G, B(l) \geq b$
 - 2: Calcule o custo dos caminhos candidatos l de acordo com a Eq. 6.1
 - 3: Escolha o caminho óptico l com o menor consumo de energia
-

6.4 Resultados numéricos

Nesta seção, avalia-se o desempenho dos algoritmos multicaminho para o consumo eficiente de energia em diferentes cenários de simulação, com diferentes cenários de tráfego e topologias.

Para avaliar o desempenho dos algoritmos propostos, simulações foram realizadas e os resultados comparados àqueles gerados pela utilização do algoritmo ciente do consumo

de energia com agregação em rota única. O algoritmo RWA utilizado foi roteamento fixo-alternado com 5 rotas alternativas, e a política de alocação de comprimento de onda utilizada é a *First-Fit*.

As simulações foram realizadas utilizando o simulador WDMSim [50], considerando-se um milhão de pedidos de estabelecimento de conexão para cada rodada de simulação realizada. A taxa de chegada de requisições para estabelecimento de conexão e seu tempo de duração seguem, respectivamente, a distribuição de *Poisson* e a distribuição exponencial negativa. A média para o tempo de duração da conexão é de uma unidade de tempo. As requisições de conexões são uniformemente distribuídas entre todos os pares de nós com probabilidade [137]: $OC-1:20$, $OC-3:10$, $OC-12:10$, $OC-48:4$ e $OC-192:1$.

O método de replicação independente foi empregado para gerar intervalos de confiança com nível de confiança de 95%. Ressalta-se que estes intervalos são apresentados nas figuras, mas por serem muito pequenos confundem-se com os pontos plotados do valor médio do intervalo.

As topologias de rede utilizadas nas simulações foram a topologia NSF (Figura 3.3(a)) e USA (Figura 3.3(b)) descritas na Seção 3.4. O número de amplificadores em cada enlace é definido por $\lceil S_e/80 - 1 \rceil + 2$ [108], onde S_e é o comprimento do enlace e em quilômetros.

O valor dos parâmetros para computação do consumo de energia das operações é definido conforme segue: $P_{AM} = 0.07$, $P_{RX} = 0.5$, $P_{TX} = 10$, $P_{OE} = 1$, $P_{EO} = 1.3$, $P_{CO} = 9.2$ e $P_{CE} = 18.4$ para um comprimento de onda de capacidade $OC-192$ [137]. Todos os valores são adimensionais. O *overhead* é definido como a razão entre a componente de consumo de energia independente de tráfego sobre a componente dependente de tráfego $\frac{P_O}{P_T}$, onde P_T é a energia consumida por um comprimento de onda completo, i.e., $OC-192$ e não pelo tráfego transportado [137]. O valor utilizado para o *overhead* foi 0.2 [137]. Os valores de todos os parâmetros na equação de consumo de energia (Eq. 6.1) foram normalizados pela capacidade de um comprimento de onda, de forma que o consumo total de energia da rede possa ser calculado considerando-se a carga nos caminhos ópticos. A carga da rede, em *Erlangs* é definida conforme a Equação 3.3.

As métricas empregadas para a avaliação dos algoritmos propostos são: o consumo de energia por banda passante aceita (*Energy Consumption per accepted Bandwidth* - ECB), a probabilidade de bloqueio de banda (*Bandwidth Blocking Ratio* - BBR), o número de conexões transmitidas através de múltiplos caminhos, o número médio de caminhos ópticos

usados por conexão atendida e o índice de justiça de Jain [76] aplicado a BBR por par de nós da rede. O consumo de energia por banda passante é dado pela razão entre a energia total consumida pela rede e pela quantidade de banda aceita. A probabilidade de bloqueio de banda é a percentagem da quantidade de banda bloqueada sobre o total de banda solicitada por todas as conexões. O índice de justiça de Jain é dado por [76]:

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n) = \frac{(\sum_{i=1}^n x_i)^2}{n \sum_{i=1}^n x_i^2} \quad (6.2)$$

A Figura 6.2 apresenta o número de conexões transmitidas utilizando-se múltiplos caminhos ópticos para diferentes valores de k em função da carga para a topologia de rede NSF. Os valores apresentados foram gerados com a utilização dos algoritmos EM e EBM para $k = 5$, $k = 10$ e $k = 15$, onde k é o número máximo de caminhos ópticos que podem ser utilizados para atender uma conexão solicitada. Múltiplos caminhos ópticos

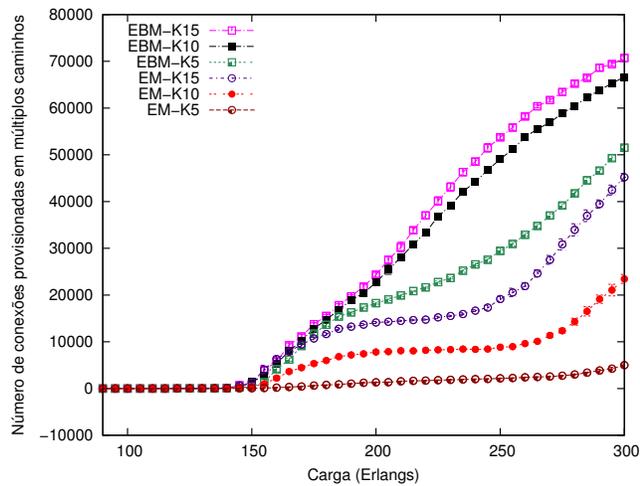


Figura 6.2: Número de conexões aprovisionadas em múltiplos caminhos em função carga na topologia NSF.

são utilizados quando a banda disponível em um único caminho é insuficiente para atender uma conexão solicitada. Conforme esperado, o aumento no valor de k aumenta o número de conexões aceitas devido ao aumento da banda residual disponibilizada. Ademais, para todos os valores de k utilizados, o algoritmo EBM atende um número maior de conexões, dado que este garante a priori a existência de banda residual capaz de prover a banda

passante demandada. De acordo com a Equação 6.1, quanto maior é a carga em um caminho óptico menor é o impacto da componente independente de tráfego no custo de utilização deste caminho. Assim, ao se adotar somente consumo de energia como critério para seleção dos k caminhos, o algoritmo EM tende a escolher caminhos com menor banda residual, e, conseqüentemente, aumenta-se a chance de bloqueio de conexões.

A Figura 6.3 apresenta o consumo de energia por banda passante aceita (ECB) para diferentes valores de k em função da carga para a topologia de rede NSF. Os valores do consumo de energia por banda passante aceita gerados pelos algoritmos propostos são consequência da capacidade de provisionamento apresentada na Figura 6.2. Para o algoritmo EM, a variação de k leva a uma grande variação no consumo de energia por banda passante aceita. Ao aumentar o número de caminhos, aumentam-se as chances de que os k caminhos escolhidos tenham a soma de banda residual necessária para atender as conexões solicitadas e, conseqüentemente, reduz-se a razão entre a energia total consumida pela rede e a quantidade de banda aceita. Por outro lado, para o algoritmo EBM, ao considerar os valores de $k = 10$ e $k = 15$, a banda residual adicional não tem impacto significativo sobre o consumo de energia. O critério que conjuga consumo de energia e banda disponível garante que, independentemente do valor de k , a soma da banda residual nos k caminhos escolhidos é suficiente para atender as requisições para estabelecimento de conexão e, conseqüentemente, a redução dos valores de ECB gerados. Considerando-se os resultados e observações obtidos para a Figura 6.2 e para a Figura 6.3, os resultados para os algoritmos EM e EBM apresentados neste estudo tem o valor de k igual a 10.

A Figura 6.4 apresenta o consumo de energia por banda passante aceita (ECB) em função da carga para a topologia de rede NSF. Para valores de carga menores do que 145 *Erlangs*, todos os algoritmos consomem a mesma quantidade de energia, dado que a maioria das soluções utiliza um único caminho para atender as requisições para estabelecimento de conexão. Com o aumento da carga na rede, o algoritmo *Singlepath* tem maior dificuldade para encontrar banda passante suficiente para atender as conexões solicitadas e, conseqüentemente, sua eficiência no consumo de energia é menor do que para os demais algoritmos. Ao se comparar os dois algoritmos de agregação multicaminho, verifica-se que a inclusão de banda residual no critério de seleção do algoritmo EBM leva a uma redução considerável no consumo de energia, pois há uma tendência em se utilizar um menor número de caminhos ópticos dado que estes, tipicamente, tem maior banda

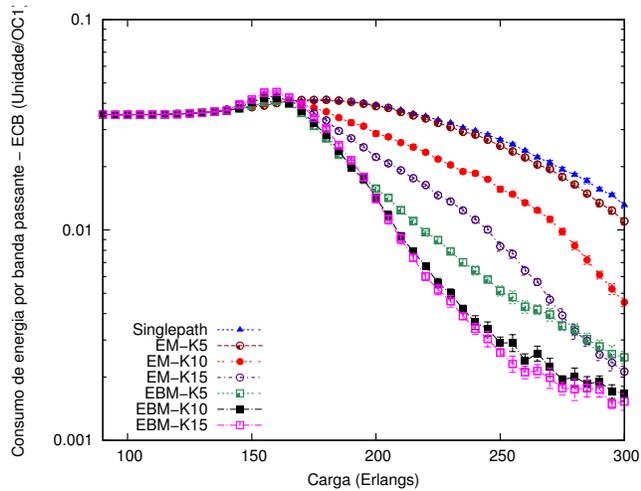


Figura 6.3: ECB para diferentes valores de k em função da carga na topologia NSF.

residual individual do que os caminhos selecionados pelo algoritmo EM. A redução do número de caminhos ópticos para o aprovisionamento da conexão implica na redução das operações necessárias para a transmissão e, conseqüentemente, na redução do consumo total de energia.

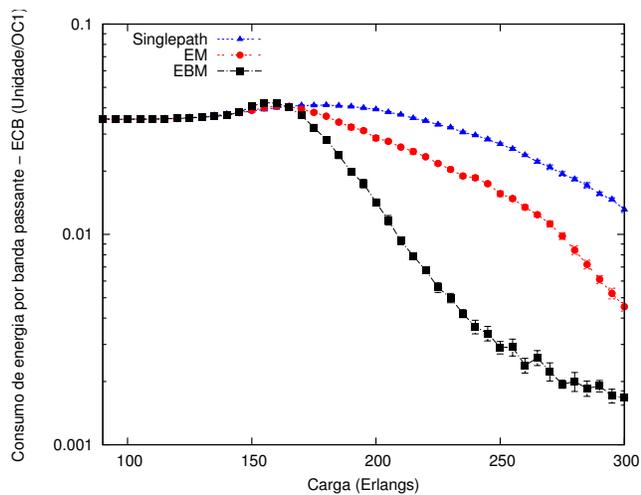


Figura 6.4: ECB em função da carga na topologia NSF.

A Figura 6.5 apresenta os valores de BBR em função da carga para a topologia de rede NSF. Devido a maior flexibilidade para acomodar a banda passante requisitada, o

algoritmo multicaminho EM gera valores de BBR menores do que aqueles produzidos pelo algoritmo *Singlepath*. Sob cargas menores do que 220 *Erlangs*, o algoritmo EBM é capaz de atender uma quantidade de requisições muito maior do que o algoritmo EM, uma vez que o conjunto com k caminhos selecionados por EM não necessariamente tem a banda residual suficiente para atender a banda passante solicitada e, conseqüentemente, um número maior de solicitações de conexão pode ser rejeitado. Por outro lado, quando a carga na rede é muito elevada, o algoritmo EM apresenta valores de BBR menores do que aqueles gerados pelo algoritmo EBM. Sob cargas maiores, a capacidade do algoritmo EBM em conseguir k caminhos com pelo menos b/k de banda passante é reduzida, enquanto que o algoritmo EM consegue agrupar a banda residual dos k caminhos escolhidos sem restrições de banda passante e, se a soma da banda residual for suficiente, atender as requisições para estabelecimento de conexão.

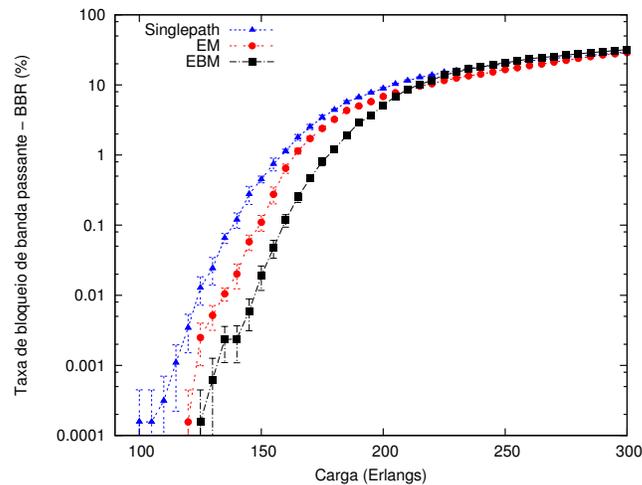


Figura 6.5: BBR em função da carga na topologia NSF.

Na Figura 6.6, apresenta-se o número médio de caminhos ópticos usados por conexão provisionada em função da carga para a topologia de rede NSF. Devido a tendência em escolher caminhos ópticos com menor quantidade de banda residual, o algoritmo EM utiliza um número médio maior de caminhos ópticos para atender uma conexão do que o algoritmo EBM. Isso é mostrado nos valores da Figura 6.6, na qual o número de caminhos utilizados tende a estabilizar depois de 130 *Erlangs*, e depois deste valor de carga o algoritmo EM tem uma utilização de caminhos consideravelmente maior do que o algoritmo

EBM. Tal fato implica em menor número de operações necessários para a transmissão e, conseqüentemente, menor consumo de energia, conforme mostrado na Figura 6.4.

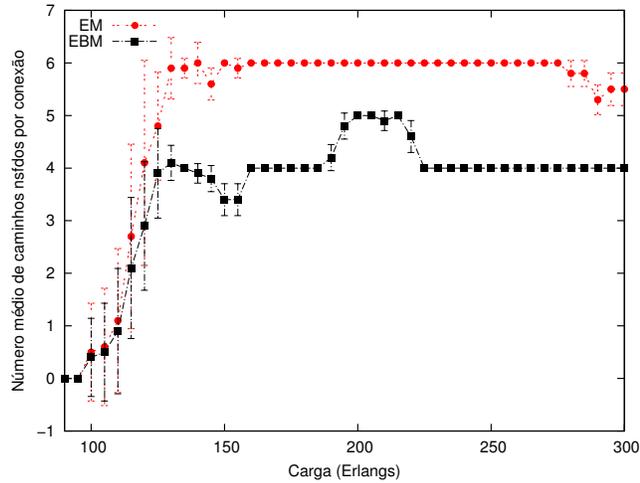


Figura 6.6: Número médio de caminhos ópticos usados por conexão aprovacionada em função da carga na topologia NSF.

A Figura 6.7 apresenta o número de conexões aceitas através da utilização de múltiplos canais ópticos em função da carga para a topologia de rede USA. Para a topologia USA, a utilização de múltiplos caminhos para atender requisições para estabelecimento de conexão acontece sob cargas mais elevadas do que para a topologia NSF. Isso ocorre porque a topologia USA apresenta um conjunto maior de rotas alternativas, logo a possibilidade de encontrar um único caminho entre um par origem-destino com banda passante suficiente para atender a conexão solicitada é maior e a utilização da funcionalidade multicaminho é adiada sob cargas mais elevadas. Ademais, o algoritmo EBM apresenta maior habilidade em atender conexões devido à sua característica em garantir a banda requisitada já na construção do grafo de caminhos candidatos à atender a conexão.

A Figura 6.8 apresenta o consumo de energia por banda passante aceita (ECB) em função da carga para a topologia de rede USA. A maior disponibilidade de rotas alternativas na topologia de rede USA influencia diretamente a capacidade do algoritmo *Singlepath* em atender maior número de requisições para estabelecimento de conexão quando comparada à sua capacidade na topologia NSF. Sob valores de carga menores do que 200 *Erlangs*, os algoritmos propostos são tão eficientes quanto o algoritmo *Singlepath* em relação ao

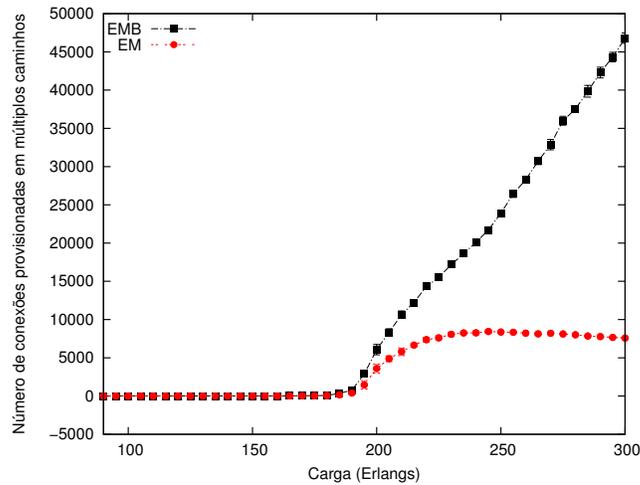


Figura 6.7: Número de conexões aprovionadas em múltiplos caminhos em função da carga na topologia NSF.

consumo de energia. A medida que a carga aumenta, os algoritmos EM e EBM sempre apresentam maior eficiência do que o algoritmo *Singlepath*, uma vez que ao usarem caminhos já estabelecidos, aprovisiona-se um número maior de conexões e, consequentemente, reduz-se o consumo de energia por banda passante aceita. Comparando-se os dois algoritmos multicaminho, verifica-se, novamente, que a combinação de consumo de energia e banda residual do algoritmo EBM é um critério decisivo para a redução do consumo de energia, pois permite que um menor número de caminhos ópticos seja empregado para atender a banda passante solicitada. Ao se reduzir o número de caminhos ópticos para o aprovisionamento da conexão, reduz-se, também, as operações necessárias para a transmissão e, como consequência, o consumo total de energia é reduzido.

A Figura 6.9 apresenta os valores de BBR em função da carga para a topologia de rede USA. Os algoritmos que utilizam múltiplos caminhos ópticos para atender conexões geram valores de BBR menores do que aqueles produzidos pelo algoritmo *Singlepath*. A maior disponibilidade de rotas na topologia USA dá aos algoritmos EM e EBM a possibilidade de caminhos alternativos para a divisão e transmissão da conexão e, consequentemente, gargalos são contornados com maior facilidade do que no algoritmo *singlepath*, o que permite o aprovisionamento de um número maior de conexões.

Na Figura 6.10, apresenta-se o número médio de caminhos ópticos usados por conexão

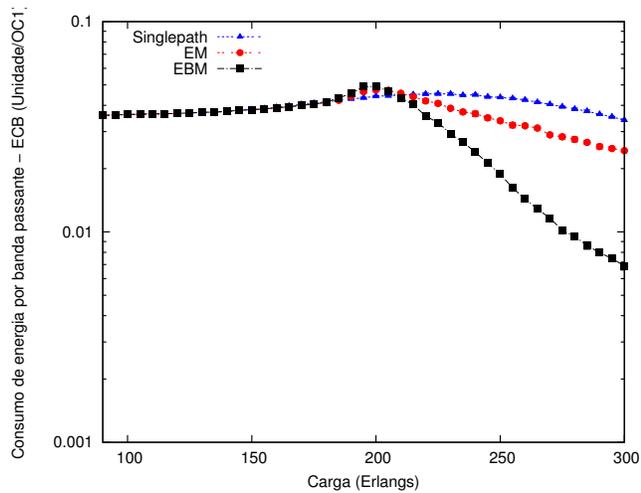


Figura 6.8: ECB em função da carga na topologia USA.

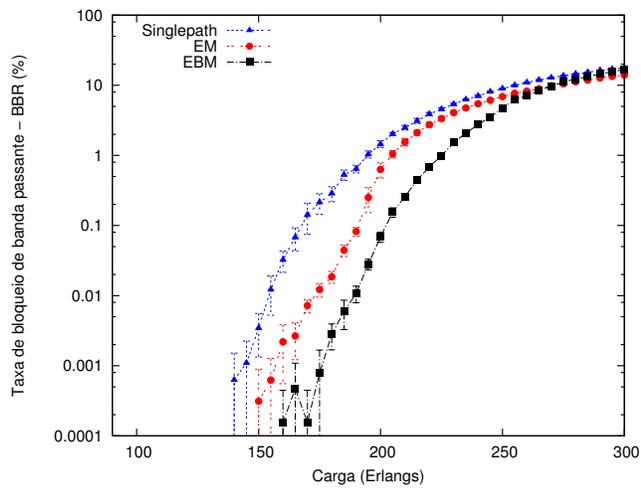


Figura 6.9: BBR em função da carga na topologia USA.

aprovisionada em função da carga para a topologia de rede USA. Assim como para a topologia NSF, o algoritmo EBM utiliza uma quantidade menor de caminhos para atender as requisições para estabelecimento de conexão do que o algoritmo EM, o que implica diretamente no menor consumo de energia apresentado na Figura 6.8. Isso demonstra a independência de cenário do algoritmo EBM.

Nas Figuras 6.11 e 6.12, apresenta-se o índice de justiça de Jain da BBR experimentada

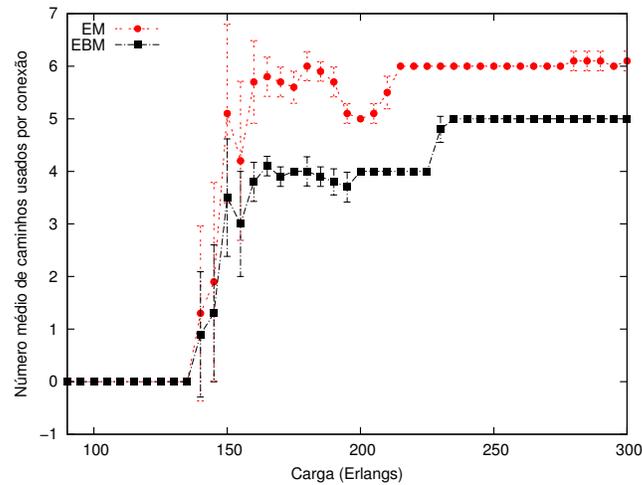


Figura 6.10: Número médio de caminhos ópticos usados por conexão aprovionada em função da carga na topologia USA.

pelos pares origem-destino em função da carga para as topologias de rede NSF e USA, respectivamente. O índice de justiça é uma métrica cujos valores variam no intervalo $(0, 1)$ e indica o nível de balanceamento de um conjunto de valores. Um algoritmo justo deve ser capaz de gerar valores de BBR similares para todos os pares origem-destino, o que implica em altos valores do índice de justiça. Os índices de justiça gerados para as topologias NSF e USA apresentam comportamento semelhante. Inicialmente, todos os algoritmos geram baixos índices de justiça devido ao número elevado de pares origem-destino com valores nulos de BBR. Conforme a carga aumenta, o algoritmo EMB produz os maiores valores de índice de justiça como resultado da melhor distribuição do bloqueio entre os pares origem-destino. Como o algoritmo EM leva em consideração apenas o consumo de energia na escolha dos caminhos, ele tende a concentrar as conexões aprovionadas em determinados caminhos, fazendo com o bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão seja distribuído de forma irregular através dos pares origem-destino da rede e seu índice de justiça seja pior do que para os demais algoritmos comparados.

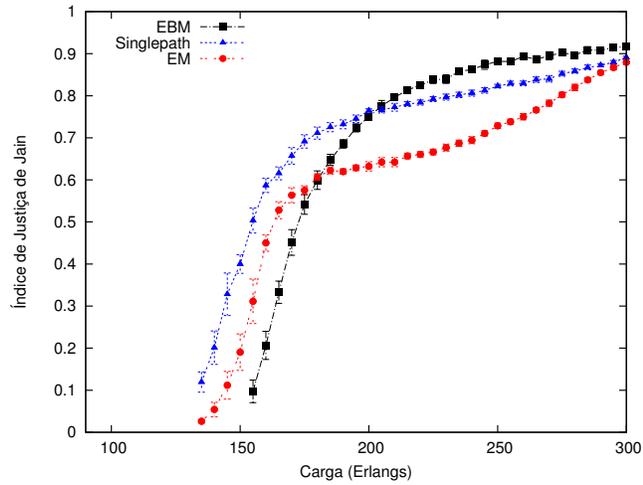


Figura 6.11: Índice de justiça de Jain em função da carga na topologia NSF.

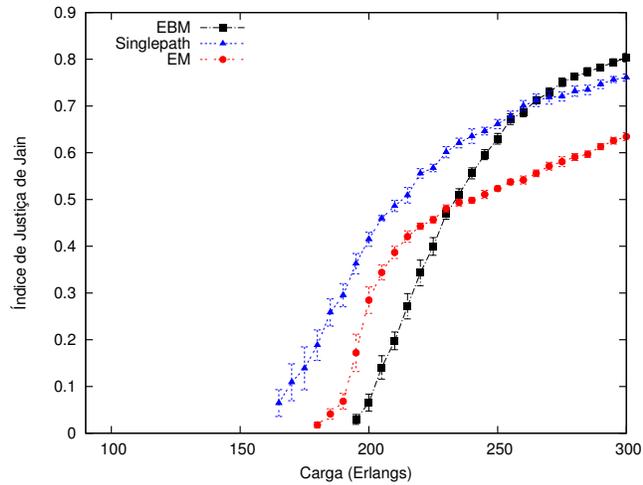


Figura 6.12: Índice de justiça de Jain em função da carga na topologia USA.

6.5 Síntese do capítulo

Neste capítulo, foram propostos dois algoritmos de agregação multicaminho cientes do consumo de energia. O algoritmo EM considera apenas o critério de consumo de energia na escolha dos caminhos óptico para atender as conexões. Por outro lado, o algoritmo EBM realiza a escolha de caminhos ópticos levando em consideração o consumo de energia

e a banda residual dos caminhos ópticos. Os algoritmos propostos neste estudo reduzem o consumo de energia quando comparados ao algoritmo que utiliza um único caminho, indicando que o uso de roteamento multicaminho ciente do consumo de energia é uma abordagem promissora para agregação dinâmica de tráfego em redes WDM. Ademais, o requisito de banda residual mínima do algoritmo EBM leva à redução do consumo de energia e aumenta a aceitação de conexões quando comparado com o algoritmo EM, o que resulta na utilização de um número menor de caminhos ópticos por conexão atendida.

Capítulo 7

Desalocação de caminhos ciente do consumo de energia em redes WDM

Neste capítulo, apresenta-se uma heurística para desalocação de caminhos ópticos em redes com multiplexação por comprimento de onda (WDM) objetivando a redução do consumo de energia nestas redes. A ideia é prevenir o *overhead* envolvido no estabelecimento de futuros caminhos através do rerroteamento de conexões para caminhos prestes a serem desalocados.

Uma preocupação recente de companhias de telecomunicações (Telcos) e provedores de serviço de Internet (ISPs) tem sido o rápido crescimento no consumo de energia nas redes de comunicação. Com consumo entre 2% e 10% do atual consumo global de energia [14], Telcos e ISPs tem sido desafiadas a implementar operações para o consumo eficiente de energia e ao mesmo tempo manter a qualidade de serviços esperada pelos clientes.

Para desenvolver novas estratégias para o consumo eficiente de energia, modelos tem sido propostos para levar em consideração não somente o tráfego transportado mas também o *overhead* resultante da alocação de caminhos ópticos. Em [137], foi verificada a importância de agregar conexões em caminhos já estabelecidos para atenuar o *overhead*. Ademais, esse *overhead* pode ser reduzido prevenindo-se a desalocação desnecessária de caminhos ópticos entre um par origem destino para o qual existirá uma demanda para estabelecimento de caminho óptico em um futuro próximo [13, 137]. A ideia é prevenir o estabelecimento de caminhos ópticos no futuro próximo através da manutenção daqueles caminhos prestes a serem desalocados. Além disso, a existência de outros caminhos

ópticos conectando o par origem-destino pode ser uma indicação de que a demanda para estabelecimento de conexões entre este par de nós é grande e, conseqüentemente, as chances de requisições para estabelecimento de conexão no futuro próximo é significativa. Tal abordagem é contra intuitiva uma vez que quanto menor o número de caminhos estabelecidos, menor é a energia consumida. Entretanto, uma abordagem gulosa que desaloca os caminhos sempre que possível não leva em consideração as requisições para estabelecimento de conexões futuras para os pares origem-destino. Mostra-se ao longo deste capítulo que a abordagem gulosa não leva a baixo consumo de energia a longo prazo quando comparada com a abordagem proposta.

Propõe-se uma heurística para o rerroteamento de conexões de caminhos ópticos com utilização elevada para aqueles prestes a serem desalocados. Para tal, a heurística proposta emprega um grafo auxiliar com arestas representando os caminhos estabelecidos e seus pesos representando a energia consumida pelas operações relacionadas à transmissão de dados no caminho óptico. Uma conexão é rerroteada se existir algum caminho óptico acima de um limiar pré-estabelecido. O rerroteamento de conexões baseado na taxa de transmissão destas conexões é, também, investigado.

Este capítulo é organizado conforme segue. A Seção 7.1 apresenta a revisão da literatura. A Seção 7.3 introduz a heurística proposta. Na Seção 7.4, apresenta-se a avaliação numérica do algoritmo proposto. Na Seção 7.5 é realizada a síntese deste capítulo.

7.1 Trabalhos relacionados

Estratégias para economia de energia tem se tornado uma questão chave de investigação para o melhoramento dos serviços de transporte na rede. Em [12], abordagens para redes verdes são sugeridas e em [71], um recente projeto relacionado ao roteamento adaptativo consciente do consumo de energia foi apresentado.

Em [137], foi proposto um modelo para capturar o consumo de energia de um conjunto de operações relacionadas ao transporte de dados em redes WDM. Usando este modelo, o trabalho proposto em [38] investiga a agregação dinâmica consciente do consumo de energia para agregar conexões subdivididas e transmitidas através de múltiplos caminhos ópticos.

Bolla et al. [13] conduziu uma análise experimental da energia gasta na transição entre

os estados ligado/desligado de um enlace. Mostrou-se que o consumo de energia necessário para acordar e religar componentes desligados pode alcançar até quatro vezes o consumo de energia nominal de um nó ativo. Em [26], o número de vezes que cada dispositivo de rede altera seu estado de energia é restringido. Essa estratégia gera economia de energia apenas 10% menor do que o valor máximo de economia de energia.

Em [72], utiliza-se uma MILP (Mixed Integer Linear Program) para indicar quais caminhos ópticos e quais cartões de linha devem ser desligados para potencializar a redução do consumo de energia. Em [61], a variabilidade diária de tráfego foi empregada para determinar o escalonamento dos enlaces a serem desligados e sua duração, i.e., o período de tempo durante o qual o desligamento é vantajoso para economizar energia. Em [17], foi proposto um algoritmo ótimo para fatiar o tráfego de forma não uniforme. Mostrou-se que um pequeno número de fatias de tráfego com momento de início e duração otimizada é suficiente para economizar energia. Em [16], um esquema de carga adaptativa para manter a conectividade essencial durante períodos de carga de tráfego baixa foi investigado. Este trabalho também discute a relação entre eficiência energética a estabilidade de roteamento.

Em [133] foram propostos dois algoritmos de rerroteamento ativo em nível de caminho (*Least Resources Rerouting* - LRR e *Load Balanced Rerouting* - LBR) para reduzir a probabilidade de bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão. A ideia do algoritmo LRR é reduzir a quantidade de recursos utilizados pelos caminhos ópticos. Para isso, sempre que uma conexão entre um par origem-destino SD termina sua transmissão e esta conexão é a última de um caminho óptico P , verifica-se a existência de algum outro caminho óptico Q entre SD que utiliza uma quantidade de comprimentos de onda maior do que P . Se o caminho óptico Q existir, ele é rerroteado para P e seus recursos são liberados. O algoritmo LBR visa balancear a carga através do rerroteamento de caminhos ópticos para rotas com carga menor, i.e., rotas com maior número de comprimentos de onda disponíveis. Sempre que um caminho óptico P_k entre SD em uma rota k está prestes a ser desalocado (porque a única conexão neste caminho terminou sua transmissão), o procedimento de rerroteamento é iniciado. No primeiro passo, o número de comprimentos de onda disponíveis C_i ao longo de cada uma das n rotas ($i = 0, \dots, n$) entre SD é calculado. Então, a diferença $\omega = C_{max} - C_{min}$ é definida. Para cada $C_i \mid i \neq k$, calcula-se ω_i ; a rota i com o menor $\omega_i \mid \omega_i < \omega$ é usada para o rerroteamento. Se existir caminho óptico P_i na

rota i , este caminho é rerroteado para o caminho P_k e P_i é desalocado.

O trabalho em [132] investiga o rerroteamento ativo em nível de conexão em redes WDM com agregação de tráfego. Conexões são rerroteadas para um caminho estabelecido em uma rota pré-definida denominada a melhor rota. A melhor rota para cada par de nós origem-destino é determinada pela resolução de um problema de otimização que minimiza a probabilidade de bloqueio. A ideia é que caminhos estabelecidos na melhor rota sejam usados especificamente para o par origem-destino desta rota. O rerroteamento é iniciado quando uma conexão termina sua transmissão. Se esta conexão usava a melhor rota e não é a última conexão usando um caminho óptico, o procedimento de rerroteamento não é realizado; se a conexão é a última do caminho óptico, conexões de outros caminhos ópticos são rerroteadas de forma a não desalocar um caminho da melhor rota. Se a conexão sendo finalizada usa um caminho óptico em uma rota diferente da melhor rota e é a última conexão daquele caminho, nenhum procedimento de rerroteamento é realizado, pois o objetivo é liberar o recurso utilizado por estes caminho; se a conexão não é a última do caminho em questão, as demais conexões do caminho são selecionadas para rerroteamento para caminhos ópticos na melhor rota. Se o rerroteamento foi realizado, o caminho é desalocado.

Diferentemente dos algoritmos conscientes do consumo de energia presentes na literatura, o algoritmo proposto neste capítulo rerroteia conexões para um caminho óptico que será desalocado, prevenindo-se o *overhead* de consumo de energia decorrente do estabelecimento de novos caminhos.

7.2 Modelo de consumo de energia

O modelo de consumo de energia considerado para o rerroteamento de conexões com objetivo de reduzir o consumo de energia é detalhado na Seção 6.2. Da Equação 6.1, que é composta por parâmetros independente e dependente de tráfego, resultam duas considerações pertinentes para a solução proposta neste capítulo: primeira, quanto menor a carga de tráfego em um caminho óptico, maior é o impacto da componente independente de tráfego. Assim, maior eficiência pode ser atingida através da agregação de fluxos IP em caminhos ópticos existentes; segunda, através do rerroteamento de conexões é possível prevenir a desalocação de caminhos ópticos necessários em um futuro próximo

e, conseqüentemente, o *overhead* de consumo de energia do estabelecimento de novos caminhos. Na realidade, o consumo de energia devido à frequente alocação e desalocação dos caminhos ópticos contribui em até 15% do consumo médio de energia em cenários realistas [13].

7.3 Algoritmos de roteamento para o consumo eficiente de energia

Nesta seção, apresenta-se a solução para roteamento de conexões visando a redução do consumo de energia. Apresenta-se, também, uma variação do algoritmo de roteamento que leva em consideração a banda passante demandada pelas conexões a serem roteadas. Ademais, um algoritmo ciente do consumo de energia que não emprega roteamento é apresentado.

O algoritmo “Energy-Aware Rerouting Algorithm” (EARA) tira vantagem do fato de que o roteamento de uma conexão para um caminho óptico entre o par origem-destino S-D prestes a ser desalocado estende o tempo de vida deste caminho e, assim, posterga sua desalocação, o que previne o estabelecimento de outro caminho óptico entre este par origem-destino e, conseqüentemente, previne o *overhead* de consumo de energia envolvido nesta operação (P_O na Equação (6.1)). O algoritmo EARA é executado sempre que uma conexão estiver prestes a ser finalizada e seu caminho óptico hospedeiro desalocado.

O algoritmo EARA emprega um grafo auxiliar G para representar os caminhos ópticos existentes. O roteamento de conexões ocorre somente se a utilização da banda passante de algum caminho óptico com a mesma origem-destino do caminho óptico hospedeiro está acima de um certo limiar. Ademais, conexões são roteadas caso seja possível encontrar um caminho óptico tal que seu consumo de energia é menor ou igual ao consumo de energia no atual caminho óptico hospedeiro da conexão.

Uma variação do algoritmo EARA, denominada EARA-Sorted, que escolhe os fluxos a serem roteados considerando a demanda de banda passante destes fluxos é, também, proposta.

EARA e EARA-Sorted são comparados com um algoritmo de agregação ciente do consumo de energia que não emprega roteamento. O propósito é mostrar a importância de prevenir o estabelecimento de novos caminhos.

7.3.1 Algoritmos de roteamento EARA e EARA-Sorted

O algoritmo “Energy-Aware Rerouting Algorithm” (EARA) (Algoritmo 9) é executado quando um caminho óptico p entre um par origem-destino (s, d) estiver prestes a ser desalocado, ou seja, quando a última conexão utilizando este caminho está prestes a finalizar sua transmissão.

Algoritmo 9 Energy-Aware Rerouting Algorithm (EARA)

Entrada: Caminho óptico p entre (s, d) prestes a ser desalocado (se a última conexão em p está prestes a finalizar sua transmissão).

Saída: Conjunto de conexões rerroteadas.

- 1: Encontrar o caminho óptico l_h entre (s, d) com a maior carga
 - 2: **Se** $H > T\%$ da capacidade de um comprimento de onda **então**
 - 3: **Para** cada conexão $c_i(s_i, d_i)$ usando l_h **faça**
 - 4: Construir G usando os caminhos ópticos já estabelecidos $l(s_i, d_i)$, inclusive p
 - 5: Calcular o custo da conexão c_i no caminho óptico l em G usando a Eq. 6.1
 - 6: Selecionar l com o menor custo (consumo de energia) para agregar c_i
 - 7: **Se** custo de c_i em $l \leq$ custo no caminho óptico atual **então**
 - 8: rerrotear c_i para l
 - 9: atualizar a banda disponível no grafo
 - 10: $reroutedLoad \leftarrow reroutedLoad + bw(c_i)$
 - 11: **Se** $reroutedLoad \geq \theta$ **então**
 - 12: Finaliza o roteamento
 - 13: **Se** p não recebeu nenhuma conexão rerroteada **então**
 - 14: desalocar p
 - 15: Retornar o conjunto de conexões c_i rerroteadas
-

O primeiro passo do algoritmo EARA é encontrar o caminho óptico l_h entre (s, d) com a maior carga de tráfego (Linha 1), então, a tentativa de roteamento é iniciada se a carga de l_h é maior do que o valor de um limiar pré-estabelecido T (Linha 2).

Para cada conexão $c_i(s_i, d_i)$ usando l_h (Linha 3), um grafo auxiliar é construído com os caminhos já estabelecidos entre (s_i, d_i) , inclusive p , com banda passante residual suficiente para receber a conexão c_i (Linha 4). Note que p pode ser um dos múltiplos caminhos ópticos ao longo da rota da conexão c_i . Cada aresta do grafo tem um custo associado que representa o consumo de energia para as operações utilizadas na transmissão no caminho óptico representado pela aresta (Linha 5), então, o caminho óptico l com o menor consumo de energia é selecionado (Linha 6).

Se o consumo de energia (custo) da conexão no caminho óptico selecionado é menor ou igual ao custo da conexão sobre seu caminho óptico atual (Linha 7), então c_i é roteada para o caminho óptico l (Linha 8). Se l é o caminho óptico prestes a ser desalocado então sua desalocação é prevenida.

Para cada conexão roteada, a informação sobre a banda disponível é atualizada no grafo G (Linha 9) e a banda passante correspondente à conexão roteada $bw(c_i)$ é considerada na soma da banda total roteada (Linha 10). Se a soma da banda passante das conexões roteadas atinge o limiar θ (Linha 11), que representa uma porcentagem da carga do caminho óptico com a maior carga (l_h), o processo de roteamento é finalizado (Linha 12).

Se o caminho óptico prestes a ser desalocado p não recebeu qualquer conexão c_i roteada, ele é desalocado (Linhas 13 e 14). No último passo, o algoritmo retorna o conjunto das conexões roteadas (Linha 15).

O algoritmo “Energy-Aware Rerouting Algorithm Sorted” (EARA-Sorted) difere do algoritmo EARA ao considerar as conexões c_i em l_h na ordem decrescente de taxa de transmissão. Para contemplar esta característica adicional, no algoritmo EARA-Sorted o seguinte passo é introduzido antes da Linha 3:

$S \leftarrow$ cada $c_i(s_i, d_i) \in l_h$ em **ordem decrescente de taxa de transmissão**

e a Linha 3 é substituída por:

Linha 3: **for** cada conexão $c_i(s_i, d_i)$ em S **do**.

Ao se ordenar os fluxos, promove-se melhor combinação entre taxa de transmissão e banda passante disponível, ou seja, ao rotear primeiro os fluxos com maior taxa de transmissão previne-se que fluxos com baixa taxa de transmissão eventualmente fragmentem a banda residual dos caminhos com maior quantidade de banda passante e inviabilizem a posterior aceitação dos fluxos com alta taxa de transmissão. Uma vez que o procedimento de roteamento é finalizado em função da soma da carga roteada (Linhas 11 e 12), o número de fluxos roteados pode ser reduzido e, conseqüentemente, o número de operações de roteamento realizadas.

Complexidade computacional

No algoritmo EARA, para encontrar o caminho óptico com a maior carga entre um par origem-destino (Linha 1) todas as arestas ($E = W$) entre (s, d) precisam ser verificadas,

resultando em $O(W)$ operações, onde W é o número de comprimentos de onda. Considerando que a menor taxa de transmissão de uma conexão é X-OC (*Optical Carrier*) e que a banda total de um canal óptico é Y-OC. Assim, na Linha 3, podem existir até X/Y conexões utilizando l_h , então existem $O(X/Y)$ operações, sendo X/Y uma constante. Para a construção de um grafo auxiliar (Linha 4) esparsos tem-se $O(N + W)$ operações e para a construção de um grafo completo há $O(N^2)$ operações, onde N é o número de nós/OXC (*Optical Cross-Connect*) na rede. O cálculo do custo através dos caminhos l demanda $O(W)$ operações (Linha 5). A determinação do caminho óptico com o menor consumo de energia (Linha 6) é realizada pelo o algoritmo de *Dijkstra* requerendo $O(W + N \log N)$ operações. As Linhas 7 e 12 podem envolver $2 \times O(X/Y)$ operações. As Linhas 13 e 15 envolvem 2 operações. Como os grafos que representam as topologias são predominantemente esparsos, a complexidade computacional do algoritmo EARA é dada por $O(W + X/Y + N + W + W + W + N \log N + 2 \times X/Y + 2) = O(N \log N)$.

O algoritmo EARA-Sorted ordena os fluxos em l_h . Entretanto, o custo desta ordenação é constante já que existem, no máximo, X/Y conexões $c_i(s_i, d_i)$.

7.3.2 Algoritmo de roteamento para agregação de tráfego ciente do consumo de energia

Para averiguar as vantagens da utilização da estratégia de rerroteamento, um algoritmo ciente do consumo de energia que agrega conexões mas que não leva em consideração o rerroteamento foi empregado no Algoritmo 10.

Neste algoritmo, na chegada de uma requisição para estabelecimento de conexão $r = (s, d, b)$, o grafo auxiliar G é construído, adicionando-se os caminhos ópticos l com capacidade residual ($B(l)$) maior ou igual à banda passante solicitada b (Linha 1). Na Linha 2, o custo de cada aresta em G é o consumo de energia no caminho óptico correspondente. Então, o caminho óptico com o menor consumo de energia é escolhido para agregar r (Linha 3).

7.4 Resultados numéricos

Nesta seção, avalia-se o desempenho dos mecanismos com rerroteamento e sem rerroteamento considerando diferentes cenários de simulação, com várias topologias de rede e

Algoritmo 10 Roteamento ciente do consumo de energia

Entrada: Requisição para estabelecimento de conexão $r(s, d, b)$ solicitando b unidades de banda entre (s, d) .

Saída: Caminho factível entre s e d para agregar r .

- 1: Construir o grafo auxiliar $\forall l \in G, B(l) \geq b$
 - 2: Calcular o custo do caminho óptico candidato l (Eq. 6.1)
 - 3: Escolher o caminho óptico l com o menor consumo de energia
-

diferentes cenários de carga de tráfego.

As simulações foram realizadas no simulador WDMSim [50] utilizando o roteamento fixo-alternativo com até 5 rotas como algoritmo de RWA e o algoritmo de primeiro ajuste (*First-Fit*) para a alocação de comprimentos de onda. O método de replicação independente foi utilizado para gerar intervalos de confiança com grau de confiança de 95%. Cada simulação executada envolveu um milhão de requisições para estabelecimento de conexão.

As topologias de rede NSF (Figura 3.3(a)) e USA (Figura 3.3(b)), descritas na Seção 3.4, foram utilizadas nas simulações. O número de amplificadores de linha para cada enlace é dado por $\lceil S_e/80 - 1 \rceil + 2$ [108], onde S_e é o tamanho do enlace e em quilômetros.

As requisições para estabelecimento de conexão são uniformemente distribuídas entre todos os pares de nós e possuem tempo de duração definido por uma distribuição exponencial negativa com média de uma unidade. A chegada de conexões é dado por um processo *Poisson*, com demanda de banda passante seguindo a seguinte probabilidade de distribuição [137]: *OC-1:20*, *OC-3:10*, *OC-12:10*, *OC-48:4* e *OC-192:1*. A carga da rede é dada em *Erlangs* de acordo com a Equação 3.3.

Diferentemente do Capítulo 6, que utiliza valores de consumo de energia normalizados conforme apresentado em [137], no presente capítulo, o consumo de energia foi derivado para considerar a unidade mW baseando-se em [108, 124, 137] e definido conforme segue: $P_{AM} = 100mW$, $P_{RX} = 5mW$, $P_{TX} = 100mW$, $P_{OE} = 10mW$, $P_{EO} = 13mW$, $P_{OS} = 8.9W$ e $P_{ES} = 18.1W$ para a capacidade de uma portadora *OC-192*. O *overhead* é definido como a razão entre o componente independente de tráfego e a componente dependente de tráfego $\frac{P_o}{P_T}$, onde P_T é a energia consumida para a capacidade máxima de tráfego em um comprimento de onda, e não somente pelo tráfego sendo transportado e foi ajustado para 0.2 [137]. O valor de θ foi ajustado para 50% da carga do caminho óptico com a maior carga entre o par origem-destino em questão. A escolha do valor de θ pode ser melhorada, por exemplo, considerando-se o número de saltos em cada caminho óptico.

As métricas coletadas na simulação foram o consumo de energia por banda passante aceita (*Energy Consumption per (accepted) Bandwidth* - ECB), a razão de bloqueio de banda (*Bandwidth Blocking Ratio* - BBR), o número médio de estabelecimento de novos caminhos, o número médio de adiamentos de desalocação de caminhos ópticos, o número médio de saltos usados para aprovisionar a conexão, o número médio de ativações de roteamento e o número médio de fluxos roteados por ativação de roteamento. O consumo de energia por banda passante aceita corresponde à razão entre a energia total consumida (em Watts) e a banda passante total requisitada. O número de ativações de roteamento é o número de vezes que o roteamento de conexões foi realizado.

A Figura 7.1 apresenta o consumo de energia em função da carga considerando-se diferentes valores de limiar $T = \{50, 60, 70, 80, 90\}$ para o algoritmo EARA na topologia NSF. Uma vez que T determina a carga do caminho óptico a partir da qual deve-se realizar a tentativa de roteamento, quanto menor o valor de T maior é o número de tentativas de roteamento. Para $T = \{50, 60, 70\}$, os valores de consumo de energia são semelhantes. Ademais, estas curvas desviam ligeiramente da curva correspondente a $T = 80\%$.

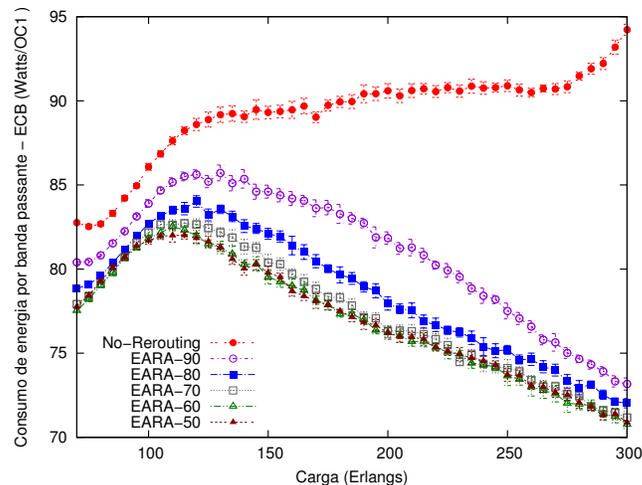


Figura 7.1: Análise de limiar - ECB em função da carga na topologia NSF.

A taxa de bloqueio de banda (BBR) para diferentes valores do limiar T na topologia NSF é apresentada na Figura 7.2. Os valores de BBR gerados para diferentes valores de T apresentam grande proximidade. Ademais, para baixos valores de carga, quanto

menor o valor de T maior a BBR gerada (valores ampliados na figura). Considerando a relação entre consumo de energia e BBR, o valor $T = 80\%$ será usado como o limiar nesta investigação.

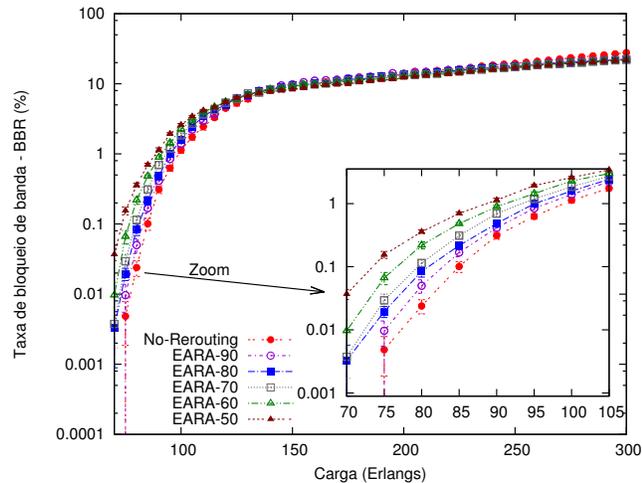


Figura 7.2: Análise de limiar - BBR em função da carga na topologia NSF.

A Figura 7.3 mostra o consumo de energia por banda passante aceita (ECB) em função da carga para a topologia NSF. Os algoritmos com roteamento de conexões economizam maior quantidade de energia do que o algoritmo sem capacidade de roteamento. Sob cargas de 90 *Erlangs*, a energia consumida pelo algoritmo sem roteamento de conexões é 3.6% e 3.8% maior do que a energia consumida pelos algoritmos EARA e EARA-Sorted, respectivamente. Com o aumento da carga, a eficiência do algoritmo sem roteamento torna-se ainda menor devido ao *overhead* causado pelo estabelecimento de novos caminhos ópticos. Sob cargas de 300 *Erlangs*, o consumo de energia dos algoritmos EARA e EARA-Sorted é aproximadamente 23% e 31%, respectivamente, menor do que o consumo gerado pelo algoritmo que não roteia conexões. Ao prevenir a utilização total de um caminho óptico, ou seja a geração de gargalos, os algoritmos EARA e EARA-Sorted aumentam as chances de provisionamento de futuras requisições para estabelecimento de conexão através da agregação de tráfego. Além disso, sob cargas de 300 *Erlangs*, o algoritmo EARA-Sorted apresenta o menor consumo de energia, o qual é 10% menor do que a energia consumida pelo algoritmo EARA. O algoritmo EARA roteia as conexões de forma aleatória, o que pode levar à fragmentação da banda residual, pois permite que

conexões com menor taxa de transmissão sejam rerroteadas para caminhos com maior banda residual. Este processo de fragmentação reduz as chances de rerrotear conexões que requerem altas taxas de transmissão no processo subsequente de rerroteamento. Por outro lado, ao realizar a tentativa de rerroteamento das conexões em ordem decrescente de taxa de transmissão, o algoritmo EARA-Sorted potencializa as chances de rerroteamento de conexões e, conseqüentemente, reduz a desalocação de caminhos e o consumo de energia.

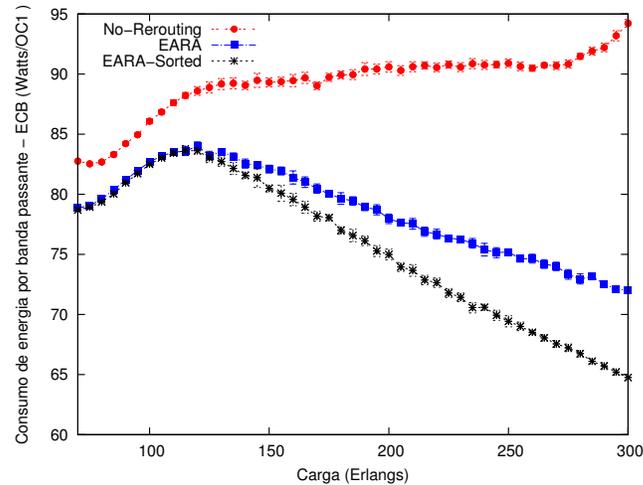


Figura 7.3: ECB em função da carga na topologia NSF.

A fim de reforçar as vantagens em estender o tempo de vida de caminhos ópticos existentes, avaliou-se também o número de caminhos ópticos estabelecidos em função da carga para a topologia NSF (Figura 7.4). A utilização do algoritmo sem rerroteamento leva ao maior número de estabelecimento de caminhos ópticos. Sob cargas de 300 *Erlangs*, este algoritmo estabelece até 6.5% e até 8.8% caminhos ópticos a mais do que os algoritmos EARA e EARA-Sorted, respectivamente. Ademais, o algoritmo EARA-Sorted estabelece o menor número de caminhos ópticos, mostrando que o critério de priorizar conexões com alta taxa de transmissão reduz a fragmentação da banda e, conseqüentemente, beneficia a realização de agregação de tráfego em caminhos ópticos existentes em detrimento do estabelecimento de novos caminhos ópticos.

A Figura 7.5 apresenta o número médio de caminhos ópticos que tiveram sua desalocação postergada em função da carga para a topologia NSF. A algoritmo EARA preveniu a desalocação de 1395 caminhos ópticos sob cargas de 300 *Erlangs* e 2362 caminhos ópticos

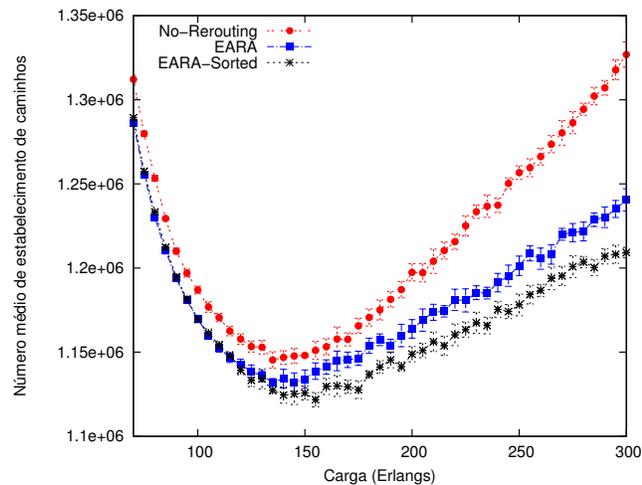


Figura 7.4: Número médio de estabelecimento de caminhos ópticos em função da carga na topologia NSF.

sob cargas de 165 *Erlangs*. O algoritmo EARA-Sorted postergou a desalocação de 1788 caminhos ópticos sob cargas de 300 *Erlangs* e 2333 caminhos ópticos sob carga de 200 *Erlangs*. Estes resultados são complementares àqueles apresentados na Figura 7.4, uma vez que a redução do estabelecimento de novos caminhos ópticos está ligada à capacidade de reorganizar a rede e manter os caminhos ópticos já estabelecidos.

Na Figura 7.6, mostra-se o número de saltos (caminhos *multi-hop*) por conexão aceita em função da carga para a topologia NSF. Ao se permitir o desalocação dos caminhos ópticos, o algoritmo sem a habilidade de roteamento de conexões aumenta o número de caminhos estabelecidos e o número médio de saltos nos caminhos ópticos. Sob cargas de 300 *Erlangs*, o número médio de saltos dos caminhos utilizados pelos algoritmos EARA e EARA-Sorted é 7% e 9.4%, respectivamente, menor do que o número de saltos utilizados pelo algoritmo sem roteamento. Ao se aumentar o número de saltos dos caminhos ópticos aumenta-se, também, o número de operações necessárias para a transmissão e, conseqüentemente, aumenta-se a energia consumida para a utilização destes caminhos.

Na Figura 7.7, apresenta-se o número médio de ativações de roteamento e a razão entre o número de conexões roteadas e o número de ativações de roteamento em função da carga para a topologia NSF. O número de ativações de roteamento realizadas pelos algoritmos EARA e EARA-Sorted é similar. Entretanto, a razão entre o número

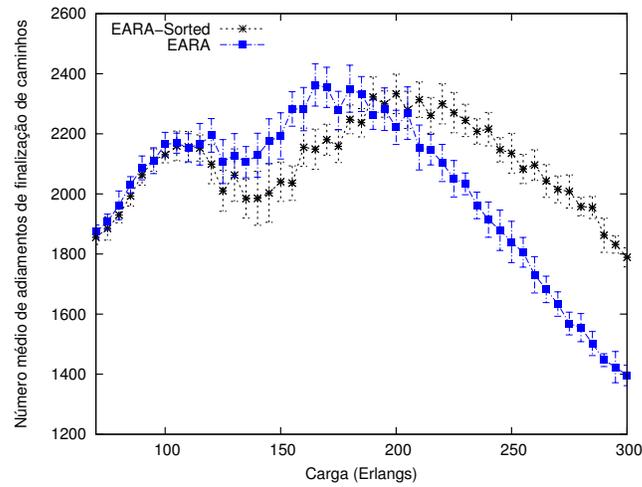


Figura 7.5: Número médio de adiamento de desalocação de caminhos ópticos em função da carga na topologia NSF.

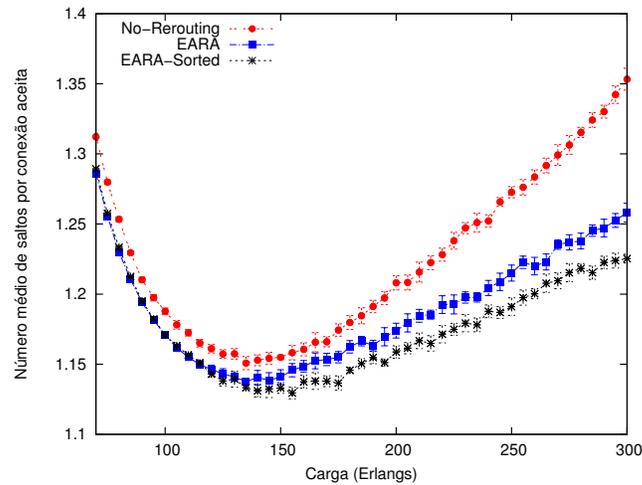


Figura 7.6: Número médio de saltos dos caminhos ópticos em função da carga na topologia NSF.

de conexões rerroteadas e o número de ativações de rerroteamento gerada pelo algoritmo EARA-Sorted é menor do que aquela gerada pela utilização do algoritmo EARA. Ao priorizar o rerroteamento de conexões com maior taxa de transmissão, o algoritmo EARA-Sorted reduz a fragmentação da banda residual e alcança o limiar (θ) de parada (Algoritmo 9) com maior rapidez do que o algoritmo EARA, o que é vantajoso para a redução de

reconfigurações da rede.

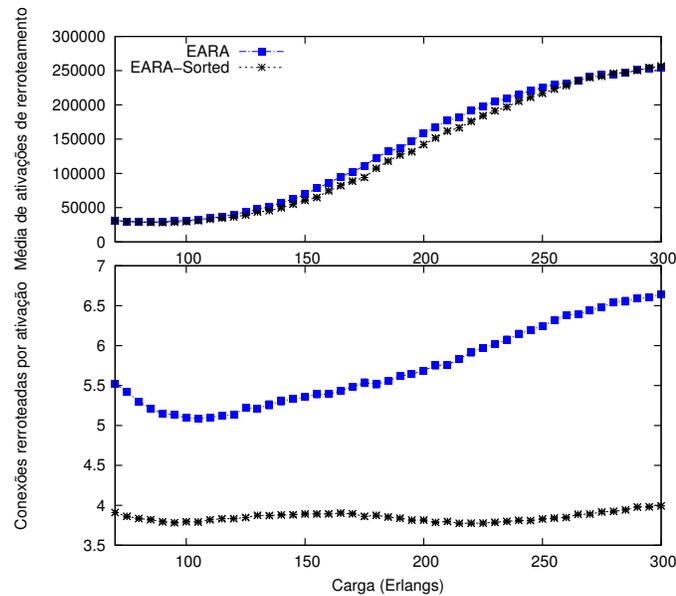


Figura 7.7: Número médio de ativações de roteamento e número médio de fluxos reroteados por ativação em função da carga na topologia NSF.

A Tabela 7.1 apresenta uma análise do bloqueio de conexões em função da banda passante solicitada sob cargas de 100 *Erlangs*, 250 *Erlangs* e 300 *Erlangs* na topologia NSF. Sob cargas altas, o algoritmo sem roteamento de conexões apresenta maior agressividade no bloqueio, principalmente para fluxos solicitando alta taxa de transmissão. Para requisições para estabelecimento de conexão de *OC-192*, o algoritmo sem roteamento bloqueia 18.3% e 24.2% fluxos a mais do que os algoritmos EARA e EARA-Sorted, respectivamente. Os algoritmos com capacidade de roteamento tentam potencializar a agregação de conexões em caminhos já estabelecidos e, conseqüentemente, quando há demanda para a transmissão de grande quantidade de banda passante estes algoritmos tem maiores chances de estabelecer novos caminhos ópticos e atender as solicitações. A diferença entre os algoritmos para requisições para estabelecimento de conexão de *OC-48* são ainda maiores. As requisições para estabelecimento de conexão de *OC-3* e *OC-1* são atendidas em sua totalidade pelos três algoritmos comparados. Estes resultados demonstram a maior capacidade dos algoritmos com roteamento em não penalizar conexões

devido à quantidade de dados a ser transmitida.

OC-x/Carga (<i>Erlangs</i>)	No-Rerouting	EARA	EARA-Sorted
OC-192/300	17184.1	14032.1	13013.8
OC-192/250	12455.9	11234.9	10891.9
OC-192/100	744	1065.8	929.3
OC-48/300	2329.1	12.2	1.3
OC-48/250	59.2	1.8	0.0
OC-48/100	0.0	0.0	0.0
OC-12/300	0.1	0.0	0.0
OC-12/250	0.0	0.0	0.0
OC-12/100	0.0	0.0	0.0

Tabela 7.1: Bloqueio de chamadas de conexão em função da banda passante solicitada na topologia NSF.

Na Figura 7.8, apresenta-se o consumo de energia por banda passante aceita (ECB) em função da carga para a topologia USA. Sob cargas de 70 *Erlangs*, a energia consumida pela utilização do algoritmo sem roteamento é 3.4% maior do que a energia consumida pela utilização dos algoritmos propostos. Elevando-se a carga para 300 *Erlangs*, esta diferença é 18.5% maior em relação ao algoritmo EARA e 24.8% maior comparado ao algoritmo EARA-Sorted. Assim como para a topologia de rede NSF, o roteamento de conexões para prevenir a desalocação de caminhos e reorganizar a carga da rede é fundamental para aumentar a habilidade de agregar conexões e, desta forma, reduzir o *overhead* de consumo de energia envolvido na alocação de novos caminhos ópticos.

Comparando ao algoritmo EARA, o algoritmo EARA-Sorted apresenta consumo de energia até 7.6% menor sob cargas de 300 *Erlangs*. Ao dar prioridade de roteamento para conexões com maior taxa de transmissão, o algoritmo EARA-Sorted mostra maior habilidade para liberar banda passante no caminho sobrecarregado, ou seja, prover a reorganização da carga da rede, e, assim, aprimorar a capacidade de agregação de conexões e reduzir o consumo de energia necessário para o estabelecimento de novos caminhos.

Os valores de consumo de energia gerados pelos três algoritmos comparados na topologia USA são maiores do que aqueles gerados por estes algoritmos na topologia NSF. A topologia USA apresenta maior conectividade e, conseqüentemente, existe maior número de rotas e comprimentos de onda alternativos entre os pares origem-destino. Havendo esta disponibilidade, maior número de caminhos ópticos são estabelecidos para atender as requisições para estabelecimento de conexão (Figura 7.10) e, conseqüentemente, a utilização

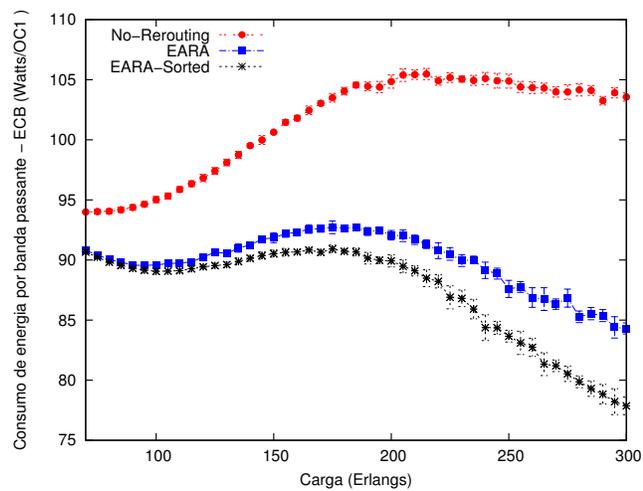


Figura 7.8: ECB em função da carga na topologia USA.

de energia é maior do que na topologia NSF. Em contrapartida, a maior disponibilidade de recursos leva à maior capacidade de aceitação de conexões (Figura 7.9) do que na topologia NSF (Figura 7.2), na qual os algoritmos propostos produzem valores de BBR ligeiramente maiores do que o algoritmo sem roteamento, para baixos valores de carga.

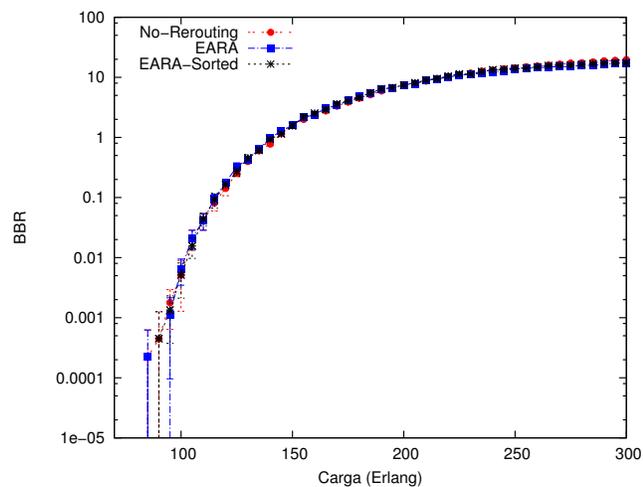


Figura 7.9: BBR em função da carga na topologia USA.

A Figura 7.10 apresenta o número de caminhos ópticos estabelecidos em função da carga para a topologia USA. Sob cargas de 295 *Erlangs*, a alocação de caminhos ópticos

gerada pela utilização do algoritmo sem rerroteamento é até 2.8% maior do que aquela gerada pelo algoritmo EARA e até 4% maior do que o número de estabelecimentos decorrentes da utilização do algoritmo EARA-Sorted. Ao postergar a desalocação de caminhos ópticos e reorganizar a carga da rede através do rerroteamento de conexões, os algoritmos EARA e EARA-Sorted atendem as requisições para estabelecimento de conexão em caminhos ópticos existentes e, conseqüentemente, reduzem a necessidade de estabelecimento de novos caminhos ópticos. Ademais, ao rerrotear conexões em ordem decrescente de taxa de transmissão, o algoritmo EARA-Sorted proporciona melhor organização da rede, reduzindo o fragmentação da banda residual e, como consequência, reduz a alocação de caminhos ópticos em até 1.6% comparado ao algoritmo EARA.

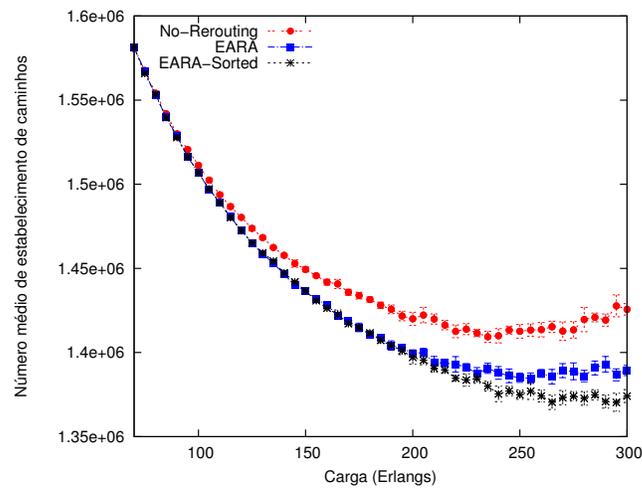


Figura 7.10: Número médio de estabelecimento de caminhos ópticos em função da carga na topologia USA.

A Figura 7.11 apresenta o número médio de caminhos ópticos que tiveram sua desalocação postergada em função da carga para a topologia USA. O algoritmo EARA-Sorted preveniu a desalocação de 2097 caminhos ópticos sob cargas de 145 *Erlangs* e 1251 caminhos ópticos sob cargas de 70 *Erlangs*. Por sua vez, o algoritmo EARA preveniu a desalocação de 2155 caminhos ópticos sob cargas de 160 *Erlangs* e 1296 caminhos ópticos sob cargas de 70 *Erlangs*. Estes resultados, juntamente com os resultados para o número de alocação de caminhos ópticos (Figura 7.10), justificam os valores de consumo de energia produzidos pelos algoritmos propostos.

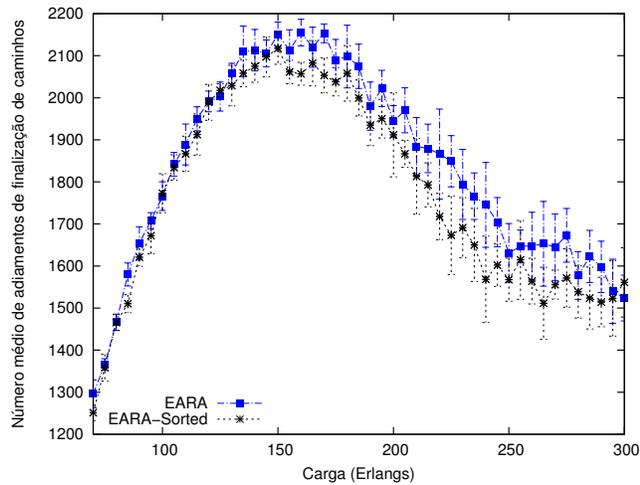


Figura 7.11: Número médio de adiamento de desalocação de caminhos ópticos em função na carga na topologia USA.

A Figura 7.12 mostra o número médio de saltos (caminhos *multi-hop*) por conexão aceita em função da carga para a topologia USA. A dificuldade em encontrar rotas, em especial rotas curtas, é aumentada com a elevação da carga na rede. Ao não prevenir a desalocação constante de caminhos ópticos, o algoritmo sem capacidade de rerroteamento precisa estabelecer novos caminhos ópticos com frequência maior do que os algoritmos EARA e EARA-Sorted e, conseqüentemente, apresenta maior número de saltos através de seus caminhos ópticos. Sob cargas de 295 *Erlangs*, o número médio de saltos dos caminhos alocados pelo algoritmo sem rerroteamento é até 2.9% e até 4.2% maior do que os valores gerados pelos algoritmos EARA e EARA-Sorted, respectivamente. De acordo com Xia et al. [137], o consumo de energia de uma rede é dado pela soma do consumo das operações utilizadas para a transmissão dos dados. Logo, quanto maior o número de saltos, maior o número de operações necessárias para a transmissão, o que influencia diretamente o consumo energético da rede.

Na Figura 7.13, apresenta-se o número médio de ativações de rerroteamento e a razão entre o número de conexões rerroteadas e o número de ativações de rerroteamento em função da carga para a topologia USA. Assim como para a topologia NSF, o algoritmo EARA-Sorted rerroteia menor número de conexões por ativação do que o algoritmo EARA. Entretanto, diferentemente da topologia NSF, na qual os algoritmos propostos

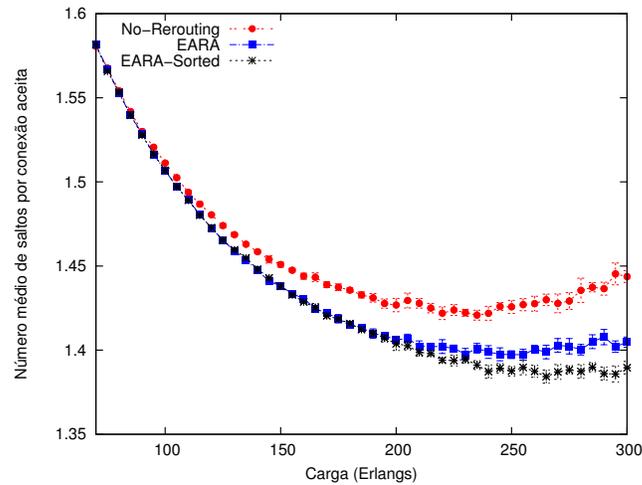


Figura 7.12: Número médio de saltos dos caminhos ópticos em função da carga na topologia USA.

geram número similar de ativações de roteamento, para a topologia USA, o algoritmo EARA-Sorted gera menor número de ativações de roteamento. A maior disponibilidade de rotas alternativas aliada à menor fragmentação de banda residual, provida pelo roteamento das conexões com maior taxa de transmissão, leva a melhor distribuição da carga na rede e, conseqüentemente, a necessidade de roteamento é reduzida no algoritmo EARA-Sorted.

Na Tabela 7.2, apresenta-se uma análise do bloqueio de conexões em função da banda passante solicitada sob cargas de 100 *Erlangs*, 200 *Erlangs* e 300 *Erlangs* na topologia USA. O bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão de *OC-192* produzido pelo algoritmo sem roteamento é até 12.6% maior, sob cargas de 300 *Erlangs*, do que o bloqueio destas requisições gerado pelos algoritmos EARA e EARA-Sorted. Este valores demonstram a maior agressividade do algoritmo sem roteamento no bloqueio de requisições para estabelecimento de conexão com alta taxa de transmissão. Por outro lado, os algoritmos com capacidade de roteamento buscam potencializar o aprovisionamento de conexões em caminhos já estabelecidos e, conseqüentemente, quando há requisição para estabelecimento de conexão com alta taxa de transmissão estes algoritmos conseguem estabelecer um novo caminho óptico com maior facilidade. Em relação à requisição *OC-48*, somente o algoritmo sem roteamento bloqueia conexões. As requisições *OC-12*,

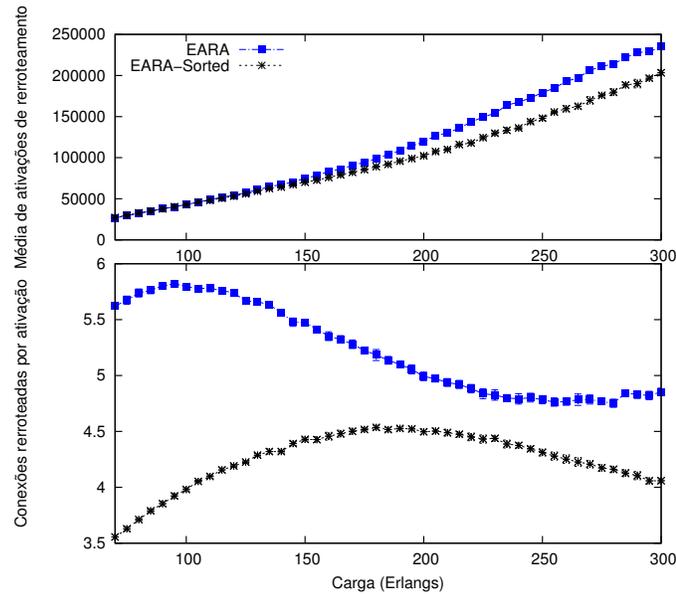


Figura 7.13: Número médio de ativações de roteamento e número médio de fluxos roteados por ativação em função da carga na topologia USA.

OC-3 e *OC-1* são atendidas em sua totalidade pelos três algoritmos comparados.

<i>OC-x/Carga (Erlangs)</i>	No-Rerouting	EARA	EARA-Sorted
<i>OC-192/300</i>	12477.1	10897.4	10894.1
<i>OC-192/250</i>	9110.3	8683.1	8954.4
<i>OC-192/100</i>	3.2	4.3	4.4
<i>OC-48/300</i>	10.6	0.0	0.0
<i>OC-48/250</i>	0.0	0.0	0.0
<i>OC-48/100</i>	0.0	0.0	0.0

Tabela 7.2: Bloqueio de chamadas de conexão em função da banda passante solicitada na topologia USA.

7.5 Síntese do capítulo

Neste capítulo, propõem-se os algoritmos de roteamento EARA¹ e EARA-Sorted, que usam o conhecimento sobre o consumo de energia das operações necessárias para a trans-

¹Energy-aware Rerouting Algorithm.

missão óptica. Esses algoritmos reduzem o consumo de energia quando comparados com o algoritmo sem a capacidade de roteamento, o que mostra que a reorganização e o adiamento da desalocação de caminhos ópticos provida pela abordagem de roteamento ciente do consumo de energia é uma estratégia promissora para redes ópticas WDM. Além disso, as estratégias de roteamento levam ao menor número de estabelecimento de caminhos ópticos e ao menor número de saltos usados nos caminhos ópticos, o que contribui para a redução no número de operações realizadas para transmissões ópticas. Adicionalmente, a ordenação empregada no algoritmo EARA-Sorted é capaz de melhorar os valores produzidos pelo algoritmo EARA devido a melhor distribuição dos recursos. Além da redução no consumo de energia, as estratégias de roteamento não degradam de forma significativa a BBR produzida e levam a menor penalização das requisições para estabelecimento de conexão com alta taxa de transmissão.

Capítulo 8

Considerações Finais e Perspectivas Futuras

Nesta Tese, realizou-se um amplo estudo sobre o problema de agregação dinâmica de tráfego com especificações de tempo e roteamento multicaminho em redes ópticas por multiplexação de comprimento de onda (WDM) em malha. Foram desenvolvidos e avaliados algoritmos para potencializar a aceitação de requisições para estabelecimento de conexão, a otimização da utilização dos recursos e a redução do consumo energético, aprimorando, assim, os aspectos da tecnologia WDM para sua utilização através do núcleo e bordas da Internet óptica.

No Capítulo 3, investigou-se o problema de agregação dinâmica de tráfego com duração conhecida. Para contornar o problema de balanceamento de tráfego identificado na solução estado da arte, propôs-se uma nova heurística que leva em consideração as informações sobre o tempo de duração da conexão e a disponibilidade de banda residual. A solução proposta mostrou-se capaz de promover redução da taxa de bloqueio de banda em até duas ordens de grandeza em relação ao algoritmo estado da arte e de distribuir o tráfego de forma justa.

No Capítulo 4, o problema de agregação de tráfego orientada ao balanceamento de carga foi abordado considerando tanto conexões com duração conhecida de alta capacidade, ou seja, com demanda de banda passante superior à capacidade de um canal óptico, quanto conexões de baixa velocidade. Propôs-se uma solução PLI de roteamento multicaminho com agregação balanceada de tráfego, e uma solução PLI de roteamento por

caminho único com agregação balanceada de tráfego. Foi proposta, também, uma heurística baseada na relaxação do algoritmo de agregação de tráfego multicaminho visando a redução do tempo de execução. Os dois algoritmos PLI propostos foram comparados com o algoritmo estado da arte para provisionamento multicaminho sem agregação. Os resultados obtidos mostraram que o algoritmo de agregação multicaminho foi capaz de distribuir o tráfego de forma mais justa e reduzir a taxa de bloqueio de banda em até 99% em relação ao algoritmo de caminho único e em até 45% comparado ao algoritmo multicaminho sem agregação de tráfego. Ademais, o algoritmo de agregação multicaminho reduziu o número de caminhos estabelecidos, em relação ao algoritmo multicaminho sem agregação de tráfego, e manteve o atraso diferencial abaixo do limite superior sugerido na literatura. Por sua vez, a heurística baseada em relaxação linear reduziu de forma considerável o tempo de execução do algoritmo de agregação multicaminho e manteve os valores de taxa de bloqueio de banda compatíveis com os valores gerados pelo algoritmo ótimo.

O Capítulo 5 abordou o problema de agregação dinâmica de tráfego considerando uma perspectiva diferente da tradicional que atende as conexões de forma sequencial. Utilizando a informação sobre o tempo máximo para a finalização da transmissão da conexão, propôs-se uma solução para gerar e agregar lotes de conexões. Além da flexibilidade na escolha da taxa de transmissão possibilitada aos provedores de serviço, o algoritmo proposto para agregação de lotes de conexão produziu taxa de bloqueio de conexões até 73% menores do que as soluções tradicionais de agregação sequencial, e foi capaz de distribuir as conexões aceitas de forma justa através dos diferentes pares origem-destino. Em relação a razão de *bytes* não atendidos, o algoritmo proposto apresentou uma redução de até 25% comparado ao algoritmo de taxa mínima. Entretanto, devido à característica de concentrar maior número de conexões simultaneamente nos enlaces, o algoritmo proposto apresentou maior agressividade no bloqueio de conexões que demandam a transmissão de grandes arquivos de dados, o que o fez bloquear mais *bytes* do que o algoritmo de taxa máxima que, por sua vez, é extremamente agressivo no bloqueio de requisições para pequenos arquivos de dados.

No Capítulo 6, analisou-se o problema de redução do consumo de energia em redes WDM em malha. Foram propostas duas heurísticas para agregar conexões em múltiplos caminhos ópticos e, assim, reduzir a necessidade de estabelecimento de novos caminhos e

o alto consumo de energia inerente a estes estabelecimentos. Um destes algoritmos leva em consideração somente o consumo das operações para a transmissão de dados enquanto o outro considera, também, o requisito de banda residual mínima nos caminhos ópticos. As duas soluções propostas reduziram o consumo de energia e a taxa de bloqueio de banda passante em relação ao algoritmo de agregação por um único caminho. Comparando-se os dois algoritmos propostos, observou-se que o critério de banda residual mínima é importante para realizar melhores escolhas de caminhos ópticos e, assim, reduzir o consumo de energia, aumentar o número de conexões aceitas, reduzir o número de caminhos usados por conexão aceita e aumentar o índice de justiça.

No Capítulo 7, diferentemente de outros trabalhos existentes na literatura que buscam sempre o desligamento dos dispositivos da rede para a redução do consumo de energia, as duas soluções propostas visam prevenir a desalocação de caminhos ópticos através da análise da carga de tráfego entre o par origem-destino prestes a ser desalocado e do rerroteamento de conexões. A prevenção de desalocação reduz a necessidade de estabelecer novos caminhos a curto prazo, o que previne o alto consumo de energia necessário para estes estabelecimentos. Os resultados apresentados mostram que através da reorganização da rede e da prevenção da desalocação de caminhos ópticos, as heurísticas propostas reduzem o consumo de energia em até 31% em relação ao algoritmo de desalocação tradicional de caminhos ópticos, sem degradar os valores de probabilidade de bloqueio de banda produzidos. Verificou-se, ainda, que os algoritmos propostos amenizam a penalização de demandas de conexão com alta taxa de transmissão. Ademais, a abordagem proposta para a priorização do rerroteamento de conexões com maior taxa de transmissão mostrou-se efetiva para melhorar o desempenho em todas as métricas quando comparada ao algoritmo proposto que considera apenas o consumo de energia das operações utilizadas para a transmissão de dados.

Nesta Tese, foram propostos e discutidos mecanismos para o aprimoramento da utilização das redes WDM em malha. Embora estas propostas tenham sido exaustivamente avaliadas e terem apresentado resultados numericamente satisfatórios, existem tópicos em aberto para investigação em trabalhos futuros.

Sugere-se a avaliação dos mecanismos propostos para cenários com conversores de comprimento de onda, com múltiplas fibras ópticas e OXCs heterogêneos. Ademais, pode-se aprimorar o algoritmo de agregação multicaminho para a redução do custo computacional

bem como sua utilização em cenários de rede multidomínio e cenários de falha.

Como trabalho futuro para a agregação de lotes de conexões, pretende-se considerar o estado futuro da rede inferido através do tempo de finalização das conexões para a formação dos lotes. Outro trabalho em potencial é a utilização de roteamento multicaminho para a agregação de lotes de conexões. Pretende-se, ainda, investigar a viabilidade da agregação de lotes de conexão para a redução do consumo de energia em redes WDM. O impacto da proposta sobre a qualidade de experiência pode, também, ser avaliado.

Os algoritmos para a redução de consumo de energia apresentados nos capítulos 6 e 7 podem ser estendidos utilizando-se as informações sobre as especificações de tempo das conexões para a tomada de decisões. Além disso, as abordagens merecem um estudo em relação ao custo de sinalização relacionado a utilização de múltiplos caminhos e ao rerroteamento de conexões. Ademais, as cargas nos enlaces, e não apenas nos caminhos ópticos, poderiam ser levadas em consideração para tomada de decisões de roteamento visando a escolha de caminhos com menor consumo de energia e a redução da necessidade de rerroteamento futuro.

Referências Bibliográficas

- [1] S.S. Ahuja, T. Korkmaz e M. Krunz. Minimizing the differential delay for virtually concatenated Ethernet over SONET systems. In *Proc. 13th International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*, pg 205–210, 2004.
- [2] E.M. Al Sukhni e H.T. Mouftah. Distributed holding-time-aware shared-path-protection provisioning framework for optical networks. In *Computers and Communications, 2009. ISCC 2009. IEEE Symposium on*, pg 730–735, 2009.
- [3] N. Amdouni, M. Koubàa e T. Agui. A novel lightpath rerouting algorithm for dynamic traffic with transmission impairments consideration in WDM all-optical networks. In *Computer Systems and Industrial Informatics (ICCSII), 2012 International Conference on*, pg 1–6, 2012.
- [4] N. Amdouni, M. Koubàa e T. Agui. A new intentional lightpath rerouting scheme for dynamic traffic in WDM all-optical networks. In *Telecommunications (ICT), 2013 20th International Conference on*, pg 1–5, 2013.
- [5] Dragos Andrei, Massimo Tornatore, Marwan Batayneh, Charles U. Martel e Biswanath Mukherjee. Provisioning of deadline-driven requests with flexible transmission rates in WDM mesh networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 18(2):353–366, 2010.
- [6] R. Aparicio-Pardo, A. Triki, E. Le Rouzic, B. Arzur, E. Pincemin e F. Guillemin. Alternate architectures for an all-optical core network based on new subwavelength switching paradigms. In *Transparent Optical Networks (ICTON), 2013 15th International Conference on*, pg 1–4, 2013.
- [7] X. Luo B. Wang, T. Li e Y. Fan. Traffic grooming under a sliding scheduled traffic model in WDM optical networks. In *International Conference on Broadband Communications, Networks, and Systems*, 2004.
- [8] M. Baldi e Y. Ofek. Time for a "Greener"Internet. In *Communications Workshops, 2009. ICC Workshops 2009. IEEE International Conference on*, pg 1–6, 2009.

- [9] D. Banerjee e B. Mukherjee. A practical approach for routing and wavelength assignment in large wavelength-routed optical networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 14(5):903–908, 1996.
- [10] C.J.A. Bastos-Filho, D.R.B. Araujo, E.A. Barboza, D.A.R. Chaves e J.F. Martins-Filho. Design of transparent optical networks considering physical impairments, capex and energy consumption. In *Transparent Optical Networks (ICTON), 2011 13th International Conference on*, pg 1–4, 2011.
- [11] A. Bianco, E. Bonetto e A. Ahmad. Energy awareness in the design of optical core networks. In *Optical Fiber Communication Conference and Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference (OFC/NFOEC), 2013*, pg 1–3, 2013.
- [12] A.P. Bianzino, C. Chaudet, D. Rossi e J.-L. Rougier. A survey of green networking research. *IEEE Commun. Surveys Tutorials*, 14(1):3–20, 2012.
- [13] R. Bolla, R. Bruschi e P. Lago. The hidden cost of network low power idle. In *IEEE Int. Conf. on Communications (ICC)*, pg 2741–2746, 2013.
- [14] R. Bolla, Franco Davoli, R. Bruschi, K. Christensen, F. Cucchietti e S. Singh. The potential impact of green technologies in next-generation wireline networks: Is there room for energy saving optimization? *IEEE Communications Magazine*, 49(8):80–86, 2011.
- [15] Jack Brassil, Abhijit K. Choudhury e 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. Media-Access Techniques for High-Speed LANs and MANs.
- [16] M. Caria, M. Chamania e A. Jukan. A comparative performance study of load adaptive energy saving schemes for IP-over-WDM networks. *IEEE/OSA Journal of Opt. Communications and Networking*, 4(3):152–164, 2012.
- [17] M. Caria, A. Engelmann, A. Jukan e B. Konrad. How to slice the day: Optimal time quantization for energy saving in the internet backbone networks. In *IEEE Global Communications Conference - GLOBECOM*, pg 3122–3127, 2012.
- [18] C. Cavdar, F. Buzluca, M. Tornatore e B. Mukherjee. Dynamic scheduling of survivable connections with delay tolerance in WDM networks. In *28th IEEE international conference on Computer Communications Workshops INFOCOM'09*, pg 103–108, 2009.
- [19] J. Chabarek, J. Sommers, P. Barford, C. Estan, D. Tsiang e S. Wright. Power awareness in network design and routing. In *INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications. IEEE*, pg 457–465, Abril 2008.

- [20] Kit-Man Chan e T.P. Yum. Analysis of least congested path routing in WDM lightwave networks. In *INFOCOM '94. Networking for Global Communications, 13th Proceedings IEEE*, pg 962–969 vol.2, Junho 1994.
- [21] X. Chen, M. Chamania, A. Jukan, A. Drummond e N. L. S. Fonseca. On the benefits of multipath routing for distributed data-intensive applications with high bandwidth requirements and multidomain reach. In *IEEE Communication Networks and Services Research Conference (CNSR)*, pg 1–6, 2009.
- [22] Xiaomin Chen, André C. Drummond, Admela Jukan e Nelson L.S. da Fonseca. Multipath routing with topology aggregation for scalable inter-domain service provisioning in optical networks. *Optical Switching and Networking*, 9(4):314 – 322, 2012.
- [23] Xiaomin Chen, A. Jukan, A.C. Drummond e N.L.S. da Fonseca. A multipath routing mechanism in optical networks with extremely high bandwidth requests. In *IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, pg 1–6, Dezembro 2009.
- [24] Ying Chen e Arunita Jaekel. Energy aware resource allocation based on demand bandwidth and duration. *Elsevier - Procedia Computer Science*, 10(0):998 – 1003, 2012.
- [25] Ying Chen, Shane Phibbs e Arunita Jaekel. Joint scheduling and virtual topology design for sliding periodic traffic. *Optical Switching and Networking*, 10(3):186 – 194, 2013.
- [26] Luca Chiaraviglio, Antonio Cianfrani, Esther Le Rouzic e Marco Polverini. Sleep modes effectiveness in backbone networks with limited configurations. *Computer Networks*, 57(15):2931–2948, 2013.
- [27] I. Chlamtac, A. Ganz e G. Karmi. Lightpath communications: an approach to high bandwidth optical wan's. *Communications, IEEE Transactions on*, 40(7):1171–1182, Julho 1992.
- [28] Ming-Chwan Chow. *Understanding SONET/SDH: Standards and Applications*. Andan Publisher, 1996.
- [29] Pulak Chowdhury. *Energy-Efficient Next-Generation Networks (E²NGN)*. PhD thesis, University of California Davis, 2011.
- [30] Xiaowen Chu, Tianming Bu e Xiang-Yang Li. A study of lightpath rerouting schemes in wavelength-routed WDM networks. In *Communications, 2007. ICC '07. IEEE International Conference on*, pg 2400–2405, Junho 2007.

- [31] A. Cianfrani, V. Eramo, M. Listanti, M. Marazza e E. Vittorini. An energy saving routing algorithm for a green ospf protocol. In *INFOCOM IEEE Conference on Computer Communications Workshops*, 2010, pg 1–5, Março 2010.
- [32] I. Cidon, R. Rom e Y. Shavitt. Analysis of multi-path routing. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 7(6):885–896, Dezembro 1999.
- [33] International Engineering Consortium. Optical add-drop switch. *WebForum Tutorials*, pg 1–14.
- [34] TEQUILA Consortium. Service level specification semantics and parameters. Technical Report 02, IETF, Fevereiro 2002.
- [35] TEQUILA Consortium. A survey of multipath routing for traffic engineering. Technical report, Informations and Communications University - Korea, 2002.
- [36] Ciena Corporation. Activflex 6500 packet-optical platform. Technical report, Ciena Corporation, 2010.
- [37] J. de Santi e N.L.S. da Fonseca. Adoção de roteamento por múltiplos caminhos e agregação de tráfego em redes WDM para o consumo eficiente de energia. In *SBC Congresso da Sociedade Brasileira de Computação - Wperformance*, pg 1–14, Julho 2013.
- [38] J. de Santi e N.L.S. da Fonseca. Dynamic energy-aware multipath grooming. In *IEEE Global Telecommunications Conference - GLOBECOM*, pg 2538–2542, Dezembro 2013.
- [39] J. de Santi e N.L.S. da Fonseca. Energy-aware de-allocation of lightpaths in WDM networks. In *IEEE Global Telecommunications Conference - GLOBECOM*, pg 2627–2632, Dezembro 2014.
- [40] J. de Santi, N.L.S. da Fonseca e G.B. Figueiredo. Algorithm for traffic grooming of batches of deadline-driven requests. In *Communications (ICC), 2013 IEEE International Conference on*, pg 2267–2271, Junho 2013.
- [41] J. de Santi, A. C. Drummond e N.L.S. da Fonseca. Agregação dinâmica de fluxos com duração conhecida em redes WDM através de balanceamento de tráfego. In *SBC Congresso da Sociedade Brasileira de Computação - Wperformance*, pg 1–14, Julho 2010.
- [42] J. de Santi, A. C. Drummond e N.L.S. da Fonseca. Roteamento em múltiplas rotas com agregação dinâmica de fluxos com duração conhecida em redes WDM. In *SBC Congresso da Sociedade Brasileira de Computação - Wperformance*, pg 1–14, Julho 2011.

- [43] J. de Santi, A.C. Drummond, N.L.S. da Fonseca, Xiaomin Chen e A. Jukan. Leveraging multipath routing and traffic grooming for an efficient load balancing in optical networks. In *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pg 2989–2993, Junho 2012.
- [44] J. de Santi, A.C. Drummond, N.L.S. da Fonseca e A. Jukan. Load balancing for holding-time-aware dynamic traffic grooming. In *IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, pg 1–5, Dezembro 2010.
- [45] Juliana de Santi, André Costa Drummond, Nelson L. S. da Fonseca e Xiaomin Chen. Holding-time-aware dynamic traffic grooming algorithms based on multipath routing for WDM optical networks. *Optical Switching and Networking*, 26:21–35, Abril 2015.
- [46] Chris Davelder, Mario Pickavet, Bart Dhoedt e Piet Demeester. A power-saving strategy for grids, 2008.
- [47] A.C. Drummond e N.L.S. da Fonseca. Fair and efficient dynamic traffic grooming algorithm for WDM mesh networks. In *IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, pg 1 –6, Novembro 2009.
- [48] André Costa Drummond. *Agregação de tráfego em redes ópticas com multiplexação por comprimento de onda*. PhD thesis, Universidade de Campinas, 2010. <http://www.bibliotecadigital.unicamp.br/document/?code=000782257>.
- [49] André Costa Drummond e Nelson L. S. da Fonseca. Fairness in zone-based algorithms for dynamic traffic grooming in WDM mesh networks. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, 2(6):305 –318, Junho 2010.
- [50] André Costa Drummond. WDMsim - optical WDM networks simulator. <http://www.lrc.ic.unicamp.br/wdmsim>, 2014.
- [51] R. Dutta e G.N. Rouskas. Traffic grooming in WDM networks: past and future. *Network, IEEE*, 16(6):46–56, Dezembro 2002.
- [52] Tarek S. El-Bawab. *Optical Switching*. Springer Publishing Company, Incorporated, 1st edition, 2006.
- [53] D. Eppstein. Finding the k shortest paths. In *Foundations of Computer Science, 1994 Proceedings., 35th Annual Symposium on*, pg 154–165, Novembro 1994.
- [54] F. Farahmand, M.M. Hasan, I. Cerutti, J.P. Jue e J.J.P.C. Rodrigues. Differentiated energy savings in optical networks with grooming capabilities. In *IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, pg 1–5, Dezembro 2010.

- [55] Adrian Farrel e Igor Bryskin. *GMPLS: Architecture and Applications*. Morgan Kaufmann, first edition, 2006.
- [56] W. Fawaz, B. Daheb, O. Audouin, M. Du-Pond e G. Pujolle. Service level agreement and provisioning in optical networks. *IEEE Communications Magazine*, 42(1):36–43, Janeiro 2004.
- [57] Wissam Fawaz, Iyad Ouais, Ken Chen e Harry Perros. Deadline-based connection setup in wavelength-routed WDM networks. *Computer Networks*, 54(11):1792–1804, Agosto 2010.
- [58] Tiziana Ferrari. *Grid Network Services Use Cases from the e-Science Community*. Open grid forum informational document, 2007.
- [59] FICO-Xpress. Xpress optimization suite. <http://www.dashoptimization.com/>, 2014.
- [60] Ian Foster, Markus Fidler, Alain Roy, Volker Sander e Linda Winkler. End-to-end quality of service for high-end applications. *Computer Communications*, 27(14):1375 – 1388, 2004.
- [61] F. Francois, Ning Wang, K. Moessner e S. Georgoulas. Optimization for time-driven link sleeping reconfigurations in isp backbone networks. In *IEEE Network Operations and Management Symposium (NOMS)*, pg 221–228, Abril 2012.
- [62] A. Girard e S. Hurtubise. Dynamic routing and call repacking in circuit-switched networks. *Communications, IEEE Transactions on*, 31(12):1290–1294, Dezembro 1983.
- [63] M.M. Hasan, F. Farahmand e J.P. Jue. Energy-awareness in dynamic traffic grooming. In *Optical Fiber Communication (OFC), collocated National Fiber Optic Engineers Conference, 2010 Conference on (OFC/NFOEC)*, pg 1–3, Março 2010.
- [64] M.M. Hasan, F. Farahmand, A.N. Patel e J.P. Jue. Traffic grooming in green optical networks. In *Communications (ICC), 2010 IEEE International Conference on*, pg 1–5, Maio 2010.
- [65] Quang-Dzung Ho e Man-Seop Lee. A zone-based approach for scalable dynamic traffic grooming in large WDM mesh networks. *Lightwave Technology, Journal of*, 25(1):261 –270, Janeiro 2007.
- [66] J.-Q. Hu. Traffic grooming in WDM ring networks: A linear programming solution. *J. Optical Networks*, 1, 2002.
- [67] S. Huang e R. Dutta. Research problems in dynamic traffic grooming in optical networks. In *Proceedings of 1st Int. Workshop on Traffic Grooming*, Outubro 2004.

- [68] S. Huang e R. Dutta. Dynamic traffic grooming: The changing role of traffic grooming. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, 9(1):32–50, 2007.
- [69] Sheng Huang, B. Mukherjee e C. Martel. Survivable multipath provisioning with differential delay constraint in telecom mesh networks. In *IEEE INFOCOM'08. The 27th Conference on Computer Communications*, pg 191–195, Abril 2008.
- [70] Anton A. Huurdeman. *The worldwide history of telecommunications*. J. Wiley, New York, 2003.
- [71] F. Idzikowski, E. Bonetto, L. Chiaraviglio, A. Cianfrani, A. Coiro, R. Duque, F. Jiménez, E. Le Rouzic, F. Musumeci, W. Van Heddeghem, J. López Vizcaíno e Yabin Ye. Trend in energy-aware adaptive routing solutions. *IEEE Communications Magazine*, 51(11):94–104, Novembro 2013.
- [72] F. Idzikowski, S. Orłowski, C. Raack, H. Woesner e A. Wolisz. Saving energy in IP-over-WDM networks by switching off line cards in low-demand scenarios. In *Conf. on Opt. Network Design and Modeling (ONDM)*, pg 1–6, 2010.
- [73] TELECOMMUNICATION STANDARDIZATION SECTOR OF ITU. G.694.2: Spectral grids for WDM applications: CWDM wavelength grid. Technical Report E 24851, INTERNATIONAL TELECOMMUNICATION UNION - ITU, Geneva, Dezembro 2003. <http://handle.itu.int/11.1002/1000/7057>.
- [74] TELECOMMUNICATION STANDARDIZATION SECTOR OF ITU. G.694.1: Spectral grids for WDM applications: DWDM frequency grid. Technical Report E 37361, INTERNATIONAL TELECOMMUNICATION UNION - ITU, Geneva, Fevereiro 2012. <http://handle.itu.int/11.1002/1000/11482>.
- [75] Arunita Jaekel, Ying Chen e Ataul Bari. Stable logical topologies for survivable traffic grooming of scheduled demands. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, 2(10):793–802, 2010.
- [76] Raj Jain. *The art of computer systems performance analysis - techniques for experimental design, measurement, simulation, and modeling*. Wiley professional computing. Wiley, 1991.
- [77] B. Jaumard, C. Meyer e B. Thiongane. Comparison of ILP formulations for the RWA problem. *Optical Switching and Networking*, 4(3–4):157 – 172, 2007.
- [78] M. Jimeno, K. Christensen e B. Nordman. A network connection proxy to enable hosts to sleep and save energy. In *Performance, Computing and Communications Conference, 2008. IPCCC 2008. IEEE International*, pg 101–110, Dezembro 2008.
- [79] Yousef S. Kaviani e Mark S. Leeson. *Resilient Optical Network Design: Advances in Fault-Tolerant Methodologies*. IGI Global, Hershey, PA, USA, 1st edition, 2011.

- [80] Hongyue Zhu Keyao Zhu e Biswanath Mukherjee. *Traffic Grooming in Optical WDM Mesh Networks*. Optical Networks Series. Springer Publishing Company, Incorporated, 2005.
- [81] D. Kilper, K. Guan, K. Hinton e R. Ayre. Energy challenges in current and future optical transmission networks. *Proceedings of the IEEE*, 100(5):1168 –1187, Maio 2012.
- [82] James F. Kurose e Keith W. Ross. *Redes de Computadores e a Internet: Uma abordagem top-down*. Addison Wesley, São Paulo, trad. 3 ed. edition, 2006.
- [83] C. Lange, D. Kosiankowski, Christoph Gerlach, F. Westphal e A. Gladisch. Energy consumption of telecommunication networks. In *Optical Communication, 2009. ECOC '09. 35th European Conference on*, pg 1–2, Sept 2009.
- [84] H.-W. Lee, K. Lee e E. Modiano. Maximizing reliability in WDM networks through lightpath routing. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, PP(99):1–1, 2014.
- [85] Yong Oh Lee e A. L. Narasimha Reddy. Multipath routing for reducing network energy. *IEEE Greencom Conference - <http://www.ieee-greencom.org/>*, 2012.
- [86] Chung-Sheng Li, Y. Ofek e M. Yung. “time-driven priority” flow control for real-time heterogeneous internetworking. In *INFOCOM '96. Fifteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer Societies. Networking the Next Generation. Proceedings IEEE*, volume 1, pg 189–197 vol.1, Março 1996.
- [87] Yan Li, Jianping Wang e Yun Xu. Adaptive intentional connection rerouting for traffic grooming in WDM mesh networks with biological attractor selection. In *Communications (APCC), 2010 16th Asia-Pacific Conference on*, pg 83–88, Outubro 2010.
- [88] D. Lucerna, A. Baruffaldi, M. Tornatore e A. Pattavina. On the efficiency of dynamic routing of connections with known duration. In *Communications, 2009. ICC '09. IEEE International Conference on*, pg 1–6, Junho 2009.
- [89] E. Marilly, O. Martinot, H. Papini e D. Goderis. Service level agreements: a main challenge for next generation networks. In *Universal Multiservice Networks, 2002. ECUMN 2002. 2nd European Conference on*, pg 297–304, 2002.
- [90] Christoph Meinel e Harald Sack. *Digital Communication: Communication, Multimedia, Security*. Springer Publishing Company, Incorporated, 2014.
- [91] Pedro Mesquita Moura. Roteamento e alocação de espectro em redes ópticas elásticas. Master’s thesis, Instituto de Computação - Universidade Estadual de Campinas, 2015.

- [92] A. Muhammad e R. Forchheimer. Reducing blocking probability in dynamic WDM networks using different schemes. In *Network of the Future (NOF), 2011 International Conference on the*, pg 97–101, 2011.
- [93] A. Muhammad, R. Forchheimer e L. Wonsinska. Impairment-aware dynamic provisioning in WDM networks with set-up delay tolerance and holding-time awareness. In *Networks (ICON), 2011 17th IEEE International Conference on*, pg 213–218, 2011.
- [94] Ajmal Muhammad. Connections provisioning strategies for dynamic WDM networks. Technical report, Department of Electrical Engineering - Linköping University, Sweden, 2012. <http://liu.diva-portal.org/smash/get/diva2:561890/FULLTEXT03.pdf>.
- [95] Ajmal Muhammad, Cicek Cavdar, Lena Wosinska e Robert Forchheimer. Effect of delay tolerance in WDM networks with differentiated services. In *Optical Fiber Communication Conference*. Optical Society of America, Março 2011.
- [96] Biswanath Mukherjee. *Optical WDM Networks (Optical Networks)*. Springer-Verlag New York, Inc., Secaucus, NJ, USA, 2006.
- [97] Ali Munir, Savera Tanwir e S.M.Hasan Zaidi. Requests provisioning algorithms for dynamic optical circuit switched (docs) networks: A survey. In *IEEE 13th International Multitopic Conference*, pg 1–6, Dezembro 2009.
- [98] F. Musumeci, M. Tornatore, G. Fontana, M. Riunno, S. Bregni e A. Pattavina. Energy-efficiency of all-optical transport through time-driven switching. *Optoelectronics, IET*, 6(4):173–182, Agosto 2012.
- [99] P. Narvaez, K.-Y. Siu e H.-Y Tzeng. Efficient algorithms for multi-path link-state routing, 1999.
- [100] L. Padhi, S. Kartikeya, K.M. Sivalingam e S.S. Sai. Multi-path routing in optical WDM networks: Even versus uneven split bandwidth allocation. In *Signal Processing and Communications (SPCOM), 2010 International Conference on*, pg 1–5, 2010.
- [101] Ankitkumar N. Patel e Jason P. Jue. Routing and scheduling for variable bandwidth advance reservation. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, 3(12):912–923, Dezembro 2011.
- [102] Prabhakar Raghavan e Clark D. Tompson. Randomized rounding: a technique for provably good algorithms and algorithmic proofs. *Combinatorica*, 7(4):365–374, Dezembro 1987.

- [103] R. Ramaswami e K.N. Sivarajan. Routing and wavelength assignment in all-optical networks. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 3(5):489–500, Outubro 1995.
- [104] George N. Rouskas e Harry G. Perros. A tutorial on optical networks. *Advanced lectures on networking*, pg 155–193, 2002.
- [105] Suman Sarkar, Pulak Chowdhury, Sudhir Dixit e Biswanath Mukherjee. Hybrid wireless-optical broadband access network (woban). In Abdallah Shami, Martin Maier, and Chadi Assi, editors, *Broadband Access Networks*, Optical Networks, pg 321–336. Springer US, 2009.
- [106] R.A. Scaraficci, N.L.S. da Fonseca e M.R. Salvador. Algorithm for energy efficient lightpath establishment in WDM networks. In *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pg 1454–1459, Junho 2012.
- [107] Gangxiang Shen e Rodney S. Tucker. Translucent optical networks: the way forward [topics in optical communications]. *Communications Magazine, IEEE*, 45(2):48–54, Fevereiro 2007.
- [108] Gangxiang Shen e R.S. Tucker. Energy-minimized design for ip over WDM networks. *IEEE/OSA Journal of Opt. Communications and Networking*, 1(1):176–186, Junho 2009.
- [109] Lu Shen, Xi Yang, A. Todimala e B. Ramamurthy. A two-phase approach for dynamic lightpath scheduling in WDM optical networks. In *ICC '07 - IEEE International Conference on Communications*, pg 2412–2417, Junho 2007.
- [110] Ramakrishna Shenai e Krishna Sivalingam. Performance study of ip and SONET grooming in optical WDM mesh networks. *J. Opt. Netw.*, 6(6):568–583, Junho 2007.
- [111] Gerard Sierksma, Peter van Dam e Gert A. Tijssen. *Linear and integer programming : theory and practice*. Monographs and textbooks in pure and applied mathematics. Dekker, New York, 1996.
- [112] D. Simeonidou, D.K. Hunter, M. Ghandour e R. Nejabati. Optical network services for ultra high definition digital media distribution. In *Broadband Communications, Networks and Systems*, pg 165–168, 2008.
- [113] Daniel A. Spielman e Shang-Hua Teng. Smoothed analysis of algorithms: Why the simplex algorithm usually takes polynomial time. *J. ACM*, 51(3):385–463, Maio 2004.
- [114] N. Srinivas, C. Siva e Ram Murthy. Design and dimensioning of a WDM mesh network to groom dynamically varying traffic. *Photonic Network Communications*, 7, 2004.

- [115] R. Srinivasan e A.K. Somani. Request-specific routing in WDM grooming networks. In *Communications, 2002. ICC 2002. IEEE International Conference on*, volume 5, pg 2876–2880 vol.5, 2002.
- [116] Wei Su, Galen Sasaki, Ching-Fong Su e Ashok Balasubramanian. Scheduling of periodic connections with flexibility. *Optical Switching and Networking*, 3(3 - 4):158 – 172, 2006.
- [117] H. Suzuki e F.A. Tobagi. Fast bandwidth reservation scheme with multi-link and multi-path routing in atm networks. In *INFOCOM '92. Eleventh Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, IEEE*, pg 2233–2240 vol.3, Maio 1992.
- [118] Cisco Systems. The Zettabyte Era - Trends and Analysis. In *Cisco Withe Paper*, pg 1–24, Junho 2014.
- [119] Silvio Mauro Tamashiro. Estudo de algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda em redes opticas. Master's thesis, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação - Universidade Estadual de Campinas, 2003.
- [120] I. J. Taylor, E. Deelman, D. B. Gannon e M. Shields. *Workflows for e-Science: Scientific Workflows for Grids*. Springer Publishing Company, 2007.
- [121] M. Tornatore, A. Baruffaldi, Hongyue Zhu, B. Mukherjee e A. Pattavina. Dynamic traffic grooming of subwavelength connections with known duration. In *OFC/NFOEC 2007. Conf. on*, pg 1–3, Março 2007.
- [122] M. Tornatore, A. Baruffaldi, Hongyue Zhu, B. Mukherjee e A. Pattavina. Exploiting connection-holding time for an efficient dynamic traffic grooming. In *DRCN 2007. 6th Int. Workshop on*, pg 1–8, Outubro. 2007.
- [123] M. Tornatore, A. Baruffaldi, Hongyue Zhu, B. Mukherjee e A. Pattavina. Holding-time-aware dynamic traffic grooming. *IEEE J. on Selected Areas in Communications*, 26(3):28–35, Abril 2008.
- [124] Rodney S. Tucker. The role of optics and electronics in high-capacity routers. *Journal of Lightwave Technology*, 24(12):4655–4673, Dezembro 2006.
- [125] Rodney S. Tucker. Green optical communications 2014;part i: Energy limitations in transport. *Selected Topics in Quantum Electronics, IEEE Journal of*, 17(2):245–260, Março 2011.
- [126] Rodney S. Tucker. Green optical communications 2014;part ii: Energy limitations in networks. *Selected Topics in Quantum Electronics, IEEE Journal of*, 17(2):261–274, Março 2011.

- [127] W. Van Heddeghem, B. Lannoo, D. Colle, M. Pickavet, F. Musumeci, A. Pattavina e F. Idzikowski. Power consumption evaluation of circuit-switched versus packet-switched optical backbone networks. In *Online Conference on Green Communications (GreenCom), 2013 IEEE*, pg 56–63, Outubro 2013.
- [128] Ward Van Heddeghem, Filip Idzikowski, Willem Vereecken, Didier Colle, Mario Pickavet e Piet Demeester. Power consumption modeling in optical multilayer networks. *Photonic Network Communications*, 24(2):86–102, 2012.
- [129] S. Vutukury e J. J. Garcia-Luna-Aceves. MDVA: a distance-vector multipath routing protocol. In *INFOCOM 2001. Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, volume 1, pg 557–564 vol.1, 2001.
- [130] Srinivas Vutukury e J. J. Garcia-Luna-Aceves. A simple approximation to minimum-delay routing. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 29(4):227–238, Agosto 1999.
- [131] Bin Wang. Traffic grooming under scheduled service. In Rudra Dutta, Ahmed E. Kamal e George N. Rouskas, editors, *Traffic Grooming for Optical Networks*, Optical Networks, pg 159–174. Springer US, 2008.
- [132] Sheng-Wei Wang e Yi-Chiu Chen. Traffic pattern based connection-level active rerouting algorithm in all-optical WDM networks. In *Communications (APCC), 2012 18th Asia-Pacific Conference on*, pg 355–360, Outubro 2012.
- [133] Sheng-Wei Wang e Chin-Yen Wen. Lightpath-level active rerouting algorithms in all-optical WDM networks with alternate routing and traffic grooming. In *Information Networking (ICOIN), 2012 International Conference on*, pg 42–46, Fevereiro 2012.
- [134] Amit Wason e R.S. Kaler. Rerouting technique with dynamic traffic in WDM optical networks. *Optical Fiber Technology*, 16(1):50 – 54, 2010.
- [135] Gaofeng Wu e Gurusamy Mohan. Power-efficient integrated routing of sublambda connection requests with traffic splitting in IP over WDM networks. *Computer Networks*, 70(0):16 – 29, 2014.
- [136] Ming Xia, M. Tornatore, Yi Zhang, P. Chowdhury, C. Martel e B. Mukherjee. Greening the optical backbone network: A traffic engineering approach. In *Communications (ICC), 2010 IEEE International Conference on*, pg 1–5, Maio 2010.
- [137] Ming Xia, M. Tornatore, Yi Zhang, P. Chowdhury, C.U. Martel e B. Mukherjee. Green provisioning for optical WDM networks. *IEEE Journal of Selected Topics in Quantum Electronics*, 17(2):437 –445, 2011.

- [138] Zhanqi Xu, Jiangjiang Huang, Zhiqiang Zhou, Zhe Ding, Tao Ma e Junping Wang. A novel grooming algorithm with the adaptive weight and load balancing for dynamic holding-time-aware traffic in optical networks. *Optical Fiber Technology*, 19(5):392 – 399, 2013.
- [139] W. Yao e B. Ramamurthy. A link bundled auxiliary graph model for constrained dynamic traffic grooming in WDM mesh networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 23(8):1542 – 1555, Agosto 2005.
- [140] Wang Yao e Byrav Ramamurthy. Rerouting schemes for dynamic traffic grooming in optical WDM networks. *Computer Networks*, 52(10):1891 – 1904, 2008.
- [141] E. Yetginer e G.N. Rouskas. Power efficient traffic grooming in optical WDM networks. In *IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, pg 1–6, 30 2009-dec. 4 2009.
- [142] Hui Zang e Jason P. Jue. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks. *Optical Networks Magazine*, 1:47–60, 2000.
- [143] Guoying Zhang, M. De Leenheer, A. Morea e B. Mukherjee. A survey on ofdm-based elastic core optical networking. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 15(1):65–87, 2013.
- [144] Shuqiang Zhang, Dong Shen e Chun-Kit Chan. Energy efficient time-aware traffic grooming in wavelength routing networks. In *IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, pg 1–5, Dezembro 2010.
- [145] Yi Zhang, P. Chowdhury, M. Tornatore e B. Mukherjee. Energy efficiency in telecom optical networks. *IEEE Commun. Surveys Tutorials*, 12(4):441–458, 2010.
- [146] J. Zheng e H.T. Mouftah. *Optical WDM networks: concepts and design principles*. IEEE Press, 2004.
- [147] Hongyue Zhu, Hui Zang, Keyao Zhu e B. Mukherjee. Dynamic traffic grooming in WDM mesh networks using a novel graph model. In *Global Telecommunications Conference, 2002. GLOBECOM '02. IEEE*, volume 3, pg 2681–2685 vol.3, Novembro 2002.
- [148] Hongyue Zhu, Hui Zang, Keyao Zhu e B. Mukherjee. Dynamic traffic grooming in WDM mesh networks using a novel graph model. In *GLOBECOM '02. IEEE*, volume 3, pg 2681 – 2685 vol.3, Novembro 2002.
- [149] Hongyue Zhu, Hui Zang, Keyao Zhu e B. Mukherjee. A novel generic graph model for traffic grooming in heterogeneous WDM mesh networks. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 11(2):285 – 299, Abril 2003.

- [150] Keyao Zhu, Hongyue Zhu e B. Mukherjee. Traffic engineering in multigranularity heterogeneous optical WDM mesh networks through dynamic traffic grooming. *Network, IEEE*, 17(2):8–15, Março 2003.