

**UNIVERSIDADE DE SÃO PAULO
ESCOLA POLITÉCNICA**

JAIME JULIANO DE OLIVEIRA

**Análise de desempenho da agregação de tráfego IP em redes WDM com variação da
granularidade dos fluxos**

São Paulo
2006

JAIME JULIANO DE OLIVEIRA

Análise de desempenho da agregação de tráfego IP em redes WDM com variação da granularidade dos fluxos

Dissertação apresentada à Escola Politécnica da
Universidade de São Paulo para obtenção do Título
de Mestre em Engenharia.

Área de Concentração: Sistemas Digitais

Orientadora: Profa. Dra. Regina Melo Silveira

São Paulo

2006

Este exemplar foi revisado e alterado em relação à versão original, sob responsabilidade única do autor e com a anuência de seu orientador.

São Paulo, 01 de Novembro de 2006

Assinatura do autor _____

Assinatura do orientador _____

Oliveira, Jaime Juliano

Análise de desempenho da agregação de tráfego IP em redes WDM com variação da granularidade dos fluxos / J.J. Oliveira. -- São Paulo, 2006.

114 p.

Dissertação (Mestrado) - Escola Politécnica da Universidade de São Paulo. Departamento de Engenharia de Computação e Sistemas Digitais.

**1.Redes ópticas 2.Agregação de tráfego 3.IP sobre WDM
I.Universidade de São Paulo. Escola Politécnica. Departamento de Engenharia de Computação e Sistemas Digitais II.t.**

FOLHA DE APROVAÇÃO

Jaime Juliano de Oliveira

Análise de desempenho da agregação de tráfego IP em redes WDM com variação da granularidade dos fluxos

Dissertação apresentada à Escola Politécnica da

Universidade de São Paulo para obtenção do

Título de Mestre em Engenharia.

Área de Concentração: Sistemas Digitais

Aprovado em:

Banca Examinadora

Prof(a). Dr(a). _____

Instituição _____ Assinatura: _____

Prof(a). Dr(a). _____

Instituição _____ Assinatura: _____

Prof(a). Dr(a). _____

Instituição _____ Assinatura: _____

Prof(a). Dr(a). _____

Instituição _____ Assinatura: _____

Prof(a). Dr(a). _____

Instituição _____ Assinatura: _____

DEDICATÓRIA

Agradeço aos meus pais pela dedicação e trabalho que possibilitaram a minha educação.

Agradeço aos meus amigos pelas palavras de apoio e incentivo para a conclusão deste trabalho. Agradeço a Deus pela conforto nos momentos de dificuldade.

AGRADECIMENTOS

À Profa. Dra. Regina Melo Silveira pela confiança, atenção, paciência e pelo direcionamento seguro e objetivo que tornaram possível a conclusão deste trabalho.

Ao Prof. Dr. Wilson V. Ruggiero e à Profa. Dra. Tereza Cristina Melo de Brito pela enorme contribuição durante a fase de desenvolvimento e qualificação do projeto de pesquisa.

Aos amigos do Laboratório de Arquitetura de Redes de Computador (LARC) que cederam espaço e recursos para a realização das pesquisas.

Ao pessoal da Secretaria de Pós-Graduação pela ajuda no cumprimento dos prazos e procedimentos do programa de Pós-Graduação.

RESUMO

OLIVEIRA, J. J. **Análise de desempenho da agregação de tráfego IP em redes WDM com variação da granularidade dos fluxos.** 2006. 114 p. Dissertação (Mestrado) – Escola Politécnica da Universidade de São Paulo. Departamento de Engenharia da Computação e Sistemas Digitais, São Paulo, 2006.

O presente trabalho trata das estratégias de agregação de tráfego IP nas redes óticas WDM. Utilizar todo um comprimento de onda para transportar um único fluxo de dados numa rede WDM é ineficiente. O problema conhecido como agregação de tráfego consiste na multiplexação de distintos fluxos de tráfego em um mesmo comprimento de onda sobre um caminho ótico. A alocação de múltiplos fluxos de tráfego em comprimentos de onda é realizada por protocolos de controle de admissão, roteamento e designação de comprimento de onda (RWA) e algoritmos de agregação de tráfego. Neste trabalho é simulado o comportamento dinâmico e elástico do tráfego IP diretamente sobre a camada ótica. Com base nos resultados das simulações determinam-se os efeitos da granularidade dos fluxos IP nos parâmetros de desempenho da rede. As topologias utilizadas durante as simulações são das redes NSFNET e Kyatera. É estabelecida também uma correlação entre a granularidade dos fluxos de tráfego e os parâmetros de desempenho da rede.

Palavras chave: Redes óticas. Agregação de tráfego. IP sobre WDM.

ABSTRACT

OLIVEIRA, J. J. **Performance analysis of IP traffic grooming over WDM networks with varying granularity flows.** 2006. 114 p. Dissertation (Master) – Escola Politécnica da Universidade de São Paulo. Departamento de Engenharia da Computação e Sistemas Digitais, Sao Paulo, 2006.

The present work covers the IP traffic grooming strategies in optical WDM networks. Using an entire wavelength to transport an individual traffic flow in a WDM network is inefficient. The problem known as traffic grooming consists in the multiplexing of different traffic flows in a single wavelength within a lightpath. The allocation of multiple traffic flows is performed by routing and wavelength assignment (RWA) and traffic grooming algorithms. In this work it is simulated the dynamic and elastic behavior of IP traffic directly on top of the optical layer. Based on the simulation results the effects of the IP traffic flow granularity on the network performance parameters are determined. The simulated topologies are the NSFNET and Kyatera. It is also established the correlation between the traffic flow granularity and the network performance parameters.

Keywords: Optical networks. Traffic grooming. IP over WDM.

LISTA DE FIGURAS

Figura 1: Eliminação de camadas de protocolos	26
Figura 2: Diferentes comprimentos de onda no WDM.....	27
Figura 3: Elementos OXC da rede ótica sem conversão de comprimento de onda.....	28
Figura 4: Elementos OXC da rede ótica com conversão de comprimento de onda	29
Figura 5: Esquema interno de um OADM	30
Figura 6: Esquema de um Grooming-OXC.....	31
Figura 7: Topologia física, caminhos óticos e a topologia virtual em uma rede ótica.	33
Figura 8: Modelo Overlay de interoperabilidade com a rede ótica.	35
Figura 9: Ilustração do modelo peer.	36
Figura 10: Agregação de tráfego com SDH na rede DWDM	44
Figura 11: Agregação de tráfego IP com LSRs na rede DWDM	45
Figura 12: Diagrama de blocos para o problema de agregação de tráfego	53
Figura 13: Um modelo de controle de admissão de um sistema de filas	56
Figura 14: Um modelo de roteamento de um sistema de filas	57
Figura 15: Topologia NSFNET	60
Figura 16: Topologia KyaTera	61
Figura 17: Representação das simulações de diferentes granularidades de tráfego IP sobre a rede WDM.....	66
Figura 18: Topologia NSFNET com 6 nós G-OXC	73
Figura 19: Probabilidade de bloqueio (NSFNET) com algoritmo de agregação <i>Direct-vlink</i> . 74	74
Figura 20: Taxa de transferência efetiva (<i>throughput</i>) de fluxos (NSFNET) com alg. de agregação <i>Direct-vlink</i>	75

Figura 21: Porcentagem dos fluxos aceitos no caminho primário (NSFNET) com alg. de agregação <i>Direct-vlink</i>	76
Figura 22: Probabilidade de bloqueio (NSFNET) com algoritmo de agregação <i>Och-first</i>	77
Figura 23: Taxa de transferência efetiva (<i>throughput</i>) de fluxos (NSFNET) com alg. de agregação <i>Och-first</i>	78
Figura 24: Porcentagem dos fluxos aceitos no caminho primário (NSFNET) com alg. de agregação <i>Och-first</i>	79
Figura 25: Topologia da rede Kyatera com agregação de tráfego em todos os nós	80
Figura 26: Probabilidade de bloqueio (Kyatera) com algoritmo de agregação <i>Direct-vlink</i> ...	81
Figura 27: Taxa de transferência efetiva (<i>Throughput</i>) de fluxos (Kyatera) com alg. de agregação <i>Direct-vlink</i>	82
Figura 28: Porcentagem dos fluxos aceitos no caminho primário (Kyatera) com alg. de agregação <i>Direct-vlink</i>	82
Figura 29: Probabilidade de bloqueio (Kyatera) com algoritmo de agregação <i>Och-first</i>	84
Figura 30: Taxa de transferência efetiva (<i>throughput</i>) de fluxos (Kyatera) com algoritmo de agregação <i>Och-first</i>	85
Figura 31: Porcentagem dos fluxos aceitos no caminho primário (Kyatera) com algoritmo de agregação <i>Och-first</i>	85
Figura 32: Representação da agregação de três fluxos de tráfego por nó G-OXC na topologia NSFNET	86
Figura 33: Prob. de bloqueio para 3 geradores simultâneos (NSFNET) com alg. de agregação <i>Direct-vlink</i>	87
Figura 34: Taxa de transferência efetiva (<i>throughput</i>) para 3 geradores simultâneos (NSFNET) com alg. de agregação <i>Direct-vlink</i>	88
Figura 35: Probabilidade de bloqueio para 3 geradores simultâneos (NSFNET) com alg. de	

agregação <i>Och-first</i>	90
Figura 36: Taxa de transferência efetiva (<i>throughput</i>) de fluxos para 3 geradores simultâneos (NSFNET) com algoritmo de agregação <i>Och-first</i>	90
Figura 37: Resultados de Farahmand, Huang e Jue (2004), para a topologia NSFNET	92
Figura 38: Probabilidade de bloqueio (NSFNET) com agregação <i>Direct-vlink</i> para fluxos de 155 a 2.500 Mbit/s	93
Figura 39: Probabilidade de bloqueio (NSFNET) com algoritmo de agregação <i>Direct-vlink</i> (escala logarítmica)	94
Figura 40: Correlação entre a carga oferecida vs. a carga efetiva (NSFNET)	95
Figura 41: Correlação da carga efetiva (<i>throughput</i>) vs. probabilidade de bloqueio (NSFNET)	95
Figura 42: Correlação entre a carga oferecida vs. a carga efetiva (Kyatera)	96
Figura 43: Correlação da carga efetiva (<i>throughput</i>) vs. probabilidade de bloqueio (Kyatera)	97
Figura I.1: Interação entre os módulos lógicos no GANCLES.	104

LISTA DE TABELAS

Tabela 1: Delimitadores tecnológicos das gerações de redes.....	25
Tabela 2: Lista de trabalhos relacionados	49
Tabela 3: Parâmetros da simulação da topologia NSFNET com agregação <i>Direct-vlink</i>	73
Tabela 4: Parâmetros da simulação da topologia NSFNET com agregação <i>Och-first</i>	77
Tabela 5: Parâmetros da simulação da rede Kyatera com agregação <i>Direct-vlink</i>	80
Tabela 6: Parâmetros da simulação da rede Kyatera com agregação <i>Och-first</i>	83
Tabela 7: Parâmetros da sim. da topologia NSFNET para 3 geradores de tráfego com agregação <i>Direct-vlink</i>	86
Tabela 8: Parâmetros da simulação da topologia NSFNET para 3 geradores de tráfego com agregação <i>Och-first</i>	89

LISTA DE SIGLAS E ABREVIATURAS

AAL - ATM Adaptation Layer

ADM - Add-Drop Multiplexer

ANSI - American National Standards Institute

APS - Automatic Protection Switching

ASON - Automatic Switched Optical Network

ATM – Asynchronous Transfer Mode

CAC – Call Admission Control

CBR – Constant Bit Rate

DCS - Digital Cross Connect

DWDM – Dense Wavelength Division Multiplexing

FDM - Frequency-Division Multiplexing

E1 - Formato de quadro de transmissão digital padrão Europeu de 2,048 Mbit/s

FSC - Fiber Switch Capable

GMPLS - Generalized Multi-Protocol Label Switching

IEEE – Institute of Electrical and Electronic Engineers

IETF – Internet Engineering Task Force

IP – Internet Protocol

ISO/OSI – International Standards Organization/Open Systems Interconnect

ITU – International Telecommunications Union

LMP - Link Management Protocol

LSC - Lambda Switch Capable

LSP - Label Switch Path

LSR - Label Switch Router

MPLS – Multi-Protocol Label Switching

NNI – Network-to-Network Interface

OAM - Operation, Administration and Maintenance

OC-192 – Optical Carrier Level 192. Canal SONET de 9,95328 Gbit/s

OIF - Optical Internet Forum

OXC - Optical Cross Connect

PDM - Packet-Division Multiplexing

PPP – Point-to-Point Protocol

PSC - Packet Switch Capable

RFC – Request For Comments

RSVP - Resource Reservation Protocol

RWA - Routing and Wavelength Assignment

SDH – Synchronous Digital Hierarchy

SDM - Space-Division Multiplexing

SONET – Synchronous Optical Network

TDM – Time Division Multiplexing

UNI – User-to-Network Interface

WDM – Wavelength Division Multiplexing

SUMÁRIO

1 INTRODUÇÃO.....	16
1.1 Motivação	18
1.2 Resultados esperados.....	19
1.3 Estrutura do Trabalho	20
2 REDES ÓTICAS.....	21
2.1 Tecnologia SDH.....	22
2.2 Redes óticas de terceira geração	24
2.3 Topologia física e topologia virtual	32
2.4 IP sobre DWDM	34
2.5 Planos de controle para redes óticas.....	37
2.6 A definição UNI 1.0.....	41
2.7 Resumo do capítulo 2	41
3 AGREGAÇÃO DE TRÁFEGO.....	43
3.1 Benefícios da agregação de tráfego.....	46
3.2 Modelos de agregação de tráfego.....	46
3.3 Trabalhos relacionados	48
3.4 Resumo do capítulo 3	51
4 DESCRIÇÃO DA PROPOSTA.....	52
4.1 Lista de serviços.....	55

	15
4.2 Modelamento e Simulação	60
4.3 Métricas de desempenho	61
4.4 Lista dos parâmetros da rede	63
4.5 Técnica de avaliação	68
4.6 Determinação da carga de trabalho	69
4.7 Resumo do capítulo 4	69
5 RESULTADOS	71
5.1 Simulação da topologia NSFNET com agregação Direct-vlink	72
5.2 Simulação da topologia NSFNET com agregação Och-first	76
5.3 Simulação da topologia Kyatera com agregação Direct-vlink	79
5.4 Simulação da topologia Kyatera com agregação Och-first	83
5.5 Simulação da topologia NSFNET com três geradores de tráfego concorrentes e agregação Direct-vlink	86
5.6 Simulação da topologia NSFNET com três geradores de tráfego concorrentes e agregação Och-first	88
5.7 Comparação dos resultados	91
5.8 Análise de linearidade dos resultados pela fórmula da correlação	94
5.9 Resumo do capítulo 5	97
6 CONCLUSÃO	98
ANEXO I.....	101
REFERÊNCIAS.....	109

1 INTRODUÇÃO

O crescimento¹ da Internet e dos serviços multimídia motiva as operadoras de serviços de telecomunicações a aumentarem a capacidade de transporte das suas redes. A infraestrutura herdada das redes telefônicas de voz é inapropriada para atender a natureza e o comportamento do tráfego de dados das redes convergentes, especialmente com tráfego IP (BALA, 2001). Segundo Kartalopoulos (2000), além dos serviços tradicionais de voz e circuitos de dados de baixa velocidade, os novos serviços como Internet, transmissão de dados de alta velocidade, vídeo e interligação de redes sem-fio demandam uma capacidade superior à das redes tradicionais de multiplexação por divisão de tempo (TDM). O tráfego de voz cresce a uma taxa de 10% ao ano enquanto o tráfego de dados cresce 80% ao ano (KARTALOPOULOS, 2000).

Para atender esta crescente demanda as redes evoluíram e a capacidade de transmissão das fibras-ópticas também cresceu significativamente devido à tecnologia *Dense Wavelength Division Multiplexing* (DWDM). A taxa de transmissão de um único comprimento de onda em equipamentos DWDM pode chegar a 40 Gbit/s. Equipamentos com 40, 80 ou mais comprimentos de onda estão disponíveis comercialmente. Portanto a banda agregada numa rede DWDM pode atingir taxas de transferência de Terabits por segundo (Tbit/s) (CHOWDHARY; MURTHY, 2004). No entanto a rede pode ter que suportar conexões que não ocupam totalmente um comprimento de onda. Esses fluxos variam da ordem de Megabits por segundo (Mbit/s) até a capacidade total do comprimento de onda. De acordo com Thiagarajan e Somani (2001) alocando-se eficientemente os fluxos de baixa velocidade em canais óticos de grande capacidade, melhora-se a utilização dos comprimentos de onda. A

¹ Segundo a Computer Industry Almanac Inc. o número de usuários da Internet cresceu de 45 milhões em 1995 para mais de 1 bilhão de usuários no mundo em 2005. O Brasil aparece em décimo lugar na pesquisa, com 2.4% do total. Segundo a Netcraft existem mais de 80 milhões de web sites no mundo e a Internet dobrou de tamanho em 3 anos de Abril de 2003 a Abril de 2006.

multiplexação, separação e comutação de múltiplos fluxos de tráfego de baixa velocidade em comprimentos de onda de maior capacidade é conhecida na literatura como *traffic grooming* (YAO; RAMAMURTHY, 2005). Neste trabalho o termo em inglês *traffic grooming* foi traduzido como agregação de tráfego.

A rede DWDM suporta fluxos de tráfego de uma determinada taxa mínima, de acordo com a arquitetura, equipamentos, plano de controle e a topologia. A relação entre a taxa mínima aceita na rede e a capacidade total por comprimento de onda é chamada granularidade. Se a capacidade de transmissão total por comprimento de onda é W , e a taxa mínima admitida na rede é t_{min} , a granularidade g é igual a:

$$g = W/t_{min} \quad (1)$$

Aumentar a granularidade significa diminuir a taxa (velocidade) mínima dos fluxos aceitos na rede e vice-versa. O objetivo deste trabalho é a simulação da transmissão de fluxos IP de diversas granularidades diretamente sobre a rede DWDM e desta forma, determinar quais os efeitos da variação da granularidade nas métricas de desempenho da rede.

As simulações e a análise de desempenho da rede são realizadas com o uso do software de simulação de redes WDM GANCLES (ZSÓKA, 2004). Os resultados mais relevantes da simulação são a probabilidade de bloqueio e a taxa de transferência efetiva (*throughput*) de fluxos para as diferentes granularidades.

1.1 Motivação

Nas redes DWDM a capacidade de transmissão de um comprimento de onda é muito maior que a necessidade individual de cada fluxo de tráfego. Quando se estabelece um caminho em uma rede ótica entre uma origem e um destino, ocupando todo um comprimento de onda entre os nós da rede, estabelece-se um *lightpath* (caminho ótico). Segundo Zhu e Mukherjee (2003) dedicar um caminho ótico para o transporte de cada solicitação ou fluxo individual é ineficiente. Para resolver essa questão e utilizar eficientemente a largura de banda disponível, múltiplas conexões devem ser agrupadas no mesmo comprimento de onda.

Toda vez que algum desses fluxos precisa ser adicionado a um caminho ótico ou retirado em algum ponto da rede, é preciso convertê-lo do domínio ótico para o domínio eletrônico. O custo dominante na configuração de uma rede ótica é o dos equipamentos de conversão ótica-eletrônica-ótica (O-E-O) (CHOWDARY; MURTHY, 2004). Portanto, um dos objetivos do estudo de agregação de tráfego é a redução do número de comprimentos de onda necessários para transportar a mesma carga na rede. Consequentemente pode-se diminuir o número de equipamentos de conversão O-E-O presentes, visto que não mais utilizaremos todo um comprimento de onda para o transporte de pequena quantidade de dados como descrito por Berry e Modiano (2000) e Sohraby e Fatehi (2001).

A maioria dos trabalhos sobre agregação de tráfego em redes óticas determina uma granularidade baixa. Farahmand, Huang e Jue (2004), Yao e Ramamurthy (2005) e Ramasubramanian e Somani (2004) citam a menor taxa dos fluxos de tráfego presentes na entrada de uma rede DWDM como sendo de 155 Mbit/s, equivalente a um canal STM-1 da arquitetura SDH. Além disso os fluxos de tráfego são considerados como taxa de bits constante, o que não capta a natureza elástica dos fluxos IP operando diretamente sobre uma rede ótica.

O objetivo deste trabalho é realizar a análise de desempenho de tráfego IP em uma rede WDM com topologia em malha e que realiza a agregação de fluxos de tráfego IP de taxa de bits variável abaixo dos 155 Mbit/s. Será simulada a agregação de fluxos de tráfego desde 10 Mbit/s.

1.2 Resultados esperados

Espera-se que a agregação de tráfego aumente consideravelmente as possibilidades de roteamento de fluxos numa rede ótica. Dessa forma reduzindo a probabilidade de bloqueio de novas conexões. No entanto os resultados podem não ser intuitivos, quando a granularidade desses fluxos é variável, como numa arquitetura IP sobre WDM. Espera-se que quanto maior a granularidade:

- Menor a taxa de bloqueio de novos fluxos;
- Maior a quantidade de fluxos transportados;
- Maior a taxa de transferência efetiva (*throughput*) da rede.

Essas hipóteses serão comprovadas através da simulação de duas redes com topologia em malha, a NSFNET, uma topologia clássica, com 14 nós e 21 enlaces e a rede Kyatera² com 8 nós. Com base nos resultados das simulações é estabelecida uma correlação entre a granularidade dos fluxos de tráfego na rede e os parâmetros de desempenho da rede.

² A rede Kyatera é uma rede experimental que está sendo implementada em um projeto financiado pela Fapesp. A topologia em questão refere-se à expansão da rede Kyatera prevista para a fase 3 do projeto conforme foi apresentada durante o II Workshop Tidia, realizado nos dias 7 a 9 de novembro de 2005, no Centro de Convenções do Instituto de ensino e pesquisa do hospital Sírio Libanês.

1.3 Estrutura do Trabalho

Para atingir os objetivos propostos este trabalho é estruturado como segue:

O capítulo 2 descreve a evolução das redes digitais de primeira, segunda e terceira gerações. São descritos brevemente o funcionamento e as características das redes óticas, o *Wavelength Division Multiplexing* (WDM) e o *Dense Wavelength Division Multiplexing* (DWDM). Também serão abordados os diferentes planos de controle para redes óticas: o *Generalized Multiprotocol Label Switching* (GMPLS) do Internet Engineering Task Force (IETF, 2003a), o *Automatic Switched Optical Network* (ASON) da *International Telecommunications Union* (ITU-T, 2001) e o modelo *User-to-Network Interface 1.0* (UNI 1.0) do *Optical Internetworking Forum* (OIF, 2001). Dentre esses planos de controle para redes óticas, é dada mais ênfase ao GMPLS.

No capítulo 3 será definido o problema conhecido como agregação de tráfego (*traffic grooming*) em redes óticas. Serão definidos os modelos de tráfego encontrados na literatura, comparados e listados alguns dos trabalhos relacionados mais relevantes.

O modelamento do sistema proposto é realizado no capítulo 4 onde são definidos os componentes, parâmetros e variáveis do sistema, a topologia da rede, as métricas de desempenho e as cargas. No capítulo 5 serão propostos e simulados diferentes cenários. Os resultados são apresentados graficamente e comentados. Uma das formas de apresentação dos resultados no capítulo 5 é a demonstração da correlação entre a granularidade e os parâmetros de desempenho da rede. A conclusão é apresentada no capítulo 6, onde faz-se um resumo dos resultados obtidos, a contribuição e os benefícios deste trabalho são delimitados e são propostas extensões e trabalhos futuros relacionados à agregação de tráfego IP em redes óticas. No Anexo I é descrito o software de simulação GANCLES (ZSÓKA, 2004), utilizado neste trabalho.

2 REDES ÓTICAS

A evolução das redes digitais de comunicação tem origem nas redes telefônicas. Tipicamente as redes digitais de primeira geração (1G) são associadas aos padrões de interface T1 e E1 (1,544 Mbit/s e 2,048 Mbit/s respectivamente). Estes padrões surgiram na década de 60 e perduraram até meados da década de 80 nos Estados Unidos. Um fato notável ocorreu em 1984 quando diversos grupos de padronização e fabricantes uniram-se para desenvolver padrões. A meta era publicar uma especificação que permitiria a interoperabilidade de equipamentos de diferentes fabricantes (BLACK, 2002, p.72). Neste período começaram a surgir esquemas proprietários de sinalização, criando sérios problemas de compatibilidade. Os vários órgãos de padronização começaram então a trabalhar na especificação do *Synchronous Optical Network* (SONET). Entre 1984 e 1986 alternativas foram consideradas pelo comitê da *American National Standards Institute* (ANSI), que por fim culminaram na definição do *Synchronous Transport Signal 1* (STS-1). Em 1987 foi publicado o rascunho (*draft*) do documento SONET. Com a participação da *International Telecommunications Union-Telecommunication Standardization Sector* (ITU-T) a sintaxe e estrutura dos quadros SONET foi alterada para uma taxa de 51,84 Mbit/s, que permitiu a concatenação de 3 canais, resultando em 155,52 Mbit/s, que era a preferência européia para a taxa de interface básica. As recomendações da ITU-T são atualmente consideradas o padrão oficial e foram denominadas coletivamente de *Synchronous Digital Hierarchy* (SDH) (BLACK, 2002, p.73). O padrão SDH foi adotado internacionalmente. Neste trabalho será utilizada a sigla SDH, indistintamente para referir-se a ambos SONET e SDH.

As redes consideradas de segunda geração (2G) apresentam como característica o emprego de fibras-ópticas em larga escala, nas espinhas dorsais da rede. A tecnologia motora desta segunda geração de redes, além do emprego em larga escala das fibras-ópticas, foi a

utilização do padrão SDH como camada física. As redes de segunda geração também são relacionadas ao surgimento das tecnologias de comutação de pacotes *Frame-Relay* e de células, o *Asynchronous Transfer Mode* (ATM). De uma maneira geral as redes de segunda geração são caracterizadas pelo surgimento do conceito de canais virtuais sobre a rede física. Este foi um salto tecnológico com relação às redes 1G que realizavam tipicamente a comutação de circuitos.

2.1 Tecnologia SDH

A tecnologia SDH é muitas vezes combinada com o ATM e utilizada nas redes das operadoras de serviços de telecomunicações por suas características técnicas que garantem níveis de serviço e disponibilidade aos clientes. As características que tornaram essa combinação eficiente são a alta velocidade das interfaces, a possibilidade de diferenciação de tráfego, qualidade de serviços (QoS) e a alta disponibilidade da rede. As operadoras apoiaram-se nas características amplamente testadas da arquitetura SDH com relação à operação, administração e gerenciamento dos circuitos (conhecido como OAM da sigla em inglês) (MODIANO; LIN, 2001).

O SDH opera em um anel duplo com Chaveamento de Proteção Automático (APS) que realiza a comutação entre anéis primário e secundário em 50 milissegundos, no caso de falha em um dos anéis. Até agora novas tecnologias não atingiram esse grau de confiabilidade e velocidade de comutação automática para contingência.

O protocolo ATM possui a capacidade de transportar qualquer tipo de tráfego de dados, voz ou vídeo, inclusive o IP, através das diferentes camadas de adaptação (AAL – *ATM Adaptation Layer*). O ATM é utilizado no transporte IP e na integração de serviços

legados de voz, incluindo Frame-Relay. Recentemente, o ATM tem sido substituído pelo *Multi-Protocol Label Switching* (MPLS), na realização das tarefas de roteamento e diferenciação de tráfego nas redes das operadoras (OLIVA, 2002).

O SDH usa a eletrônica para realizar a multiplexação e o *add/drop* (inclusão e retirada) de circuitos através da multiplexação no domínio do tempo. O sistema de anéis SDH possui um mecanismo confiável de diversificação de tráfego que assegura a alta disponibilidade do sistema. O SDH no entanto continua sendo uma tecnologia de comutação de circuitos. Quando estabelecemos um circuito na rede SDH esse torna-se indisponível para o resto da rede, esteja transportando tráfego ou não. Esta ineficiência é ampliada quando utiliza-se um anel secundário para proteção a falhas. Neste caso metade da capacidade da fibra instalada não é utilizada na maior parte do tempo. Os equipamentos SDH têm aumentado em capacidade e velocidade, no entanto permanecem limitados ao tempo de chaveamento dos dispositivos eletrônicos. A implementação de novos pontos de acesso principalmente em locais mais afastados do núcleo (anel) da rede SDH é crítico (BALA, 2001). A agregação do tráfego não é inteligente pois os circuitos são manualmente configurados. Por esse motivo os circuitos estabelecidos podem não utilizar a melhor rota dentro da rede. Além disso na arquitetura em anel do SDH a sincronização é crítica, resultando em dificuldades de expansão do anel. O SDH não troca informações com a camada IP sem o auxílio de camadas intermediárias, como o *Point-to-Point Protocol* (PPP), o MPLS e o ATM. A dependência de camadas auxiliares agrega custos e complexidade indesejáveis (BLACK, 2002, p.74).

2.2 Redes óticas de terceira geração

O motivador das redes de terceira geração (3G) é a transmissão de dados no domínio ótico, usualmente associado à tecnologia WDM. As redes 3G ou redes óticas buscam a minimização ou total eliminação das conversões opto-eletrônicas entre os nós da rede.

Segundo Thiagarajan e Somani (2001) o transporte de sinais no domínio ótico restringe-se ao núcleo das redes. Depende-se ainda fortemente de uma camada eletrônica para realizar a sincronização, definição de canais lógicos ou virtuais, o endereçamento (identificação) e o roteamento dos fluxos de tráfego. As redes ainda realizam as funções de OAM numa camada eletrônica.

Black (2002, p.32) afirma que redes de terceira geração são essencialmente redes de camada um (com relação ao modelo de camadas *International Standards Organization/Open Systems Interconnect ISO/OSI*) e apenas demonstram algumas características das redes 1G e 2G. No entanto o que define uma geração de tecnologias de rede não é só a evolução da velocidade e tecnologia da camada física, mas sim todo o plano de controle e OAM dessa rede. Um dos desafios na implementação de redes óticas é justamente delimitar quais características das redes legadas são essenciais, desejáveis ou descartáveis nas redes 3G. Um marco na evolução das redes 1G para 2G foi o surgimento do SDH. No momento para evoluir das redes 2G para 3G, ou seja, para criar-se redes inteligentes totalmente óticas, busca-se justamente eliminar as camadas intermediárias como o ATM e o SDH (BANERJEE et al., 2001).

A tabela 1 assemelha-se a tabela proposta por Black (2002, p.2) e relaciona os protocolos-chave e os delimitadores tecnológicos pertencentes a cada geração de redes.

Geração	Meio físico	Tecnologia	Delimitadores Tecnológicos	Motivador	Capacidade Típica
Primeira	Cobre	Comutação de circuitos	T1/E1, X.25 e Frame-Relay	Tráfego de voz	Mbit/s
Segunda	Cobre e Fibra ótica	Comutação de circuitos e pacotes	IP, ATM e SONET/SDH	Tráfego de voz e dados	Gbit/s
Terceira	Fibra-ótica	Comutação de Pacotes	IP, DWDM, MPLS, GMPLS.	Tráfego convergente de voz, dados e vídeo.	Tbit/s

Tabela 1: Delimitadores tecnológicos das gerações de redes

Historicamente as redes 2G não substituíram de imediato e nem completamente as redes legadas 1G. O que ocorreu foi o uso das redes 2G como espinha dorsal interligando redes 1G devido a sua alta capacidade relativa. Ou seja, inicialmente utilizou-se o SDH para interligar os canais de voz T1/E1 das redes 1G. O mesmo fenômeno parece se repetir quando as redes 3G, ou redes óticas DWDM são utilizadas para interligar anéis SDH (ZHANG; RAMAMURTHY, 2003). As redes 2G por sua vez estão migrando do núcleo para os pontos de acesso das redes, mais próximos do usuário final. Neste cenário deve-se destacar uma tendência na utilização de tecnologias mais baratas do que o SDH, como o Ethernet em sua versão para redes metropolitanas e até mesmo tecnologias de transmissão de terceira geração sem-fio.

Banerjee et al. (2001) afirma que arquiteturas de rede multi-níveis sofrem tipicamente do efeito do mínimo denominador comum e conclui que qualquer uma das tecnologias envolvidas pode limitar a escalabilidade, assim como elevar custos ou impedir a ampliação de toda a rede.

Com a tecnologia de comutação de pacotes passou-se a utilizar um mesmo canal físico estabelecido entre dois pontos, para o transporte de diferentes fluxos de tráfego. Esses fluxos são identificados através de identificadores do canal virtual em cada pacote ou célula. Essa evolução também trouxe problemas devido ao excesso de camadas de protocolos. A

sobreposição de protocolos causa um desperdício de banda devido aos bits de endereçamento e controle em cada pacote ou célula transmitidos (BLACK, 2002, p.74).

O modelo evolutivo ideal deve levar em consideração as conquistas da tecnologia anterior e procurar eliminar as características desnecessárias. Essa visão é defendida por Lardies (2001), segundo a qual, a combinação da camada de rede eletrônica SDH e o WDM das provedoras de serviços é a infra-estrutura de rede mais eficiente e com melhor custo-benefício. No entanto uma das questões relacionadas ao problema de agregação de tráfego é como eliminar o ATM e o SDH mantendo as mesmas funcionalidades de gerenciamento de tráfego, qualidade de serviço (QoS), confiabilidade e resiliência e as facilidades de OAM. De acordo com Banerjee et al. (2001), essas funções deverão ser incorporadas aos dispositivos *Optical Cross-Connect* (OXC) e DWDM, eliminando a necessidade de camadas intermediárias. Cox e Sanchez (2001) antecipam que com a migração para uma infra-estrutura baseada numa topologia em malha DWDM, o SDH será substituído pelo protocolo IP. As pilhas de protocolos relativamente complexas como ATM sobre o SDH serão simplificadas até restar apenas o IP sobre DWDM. A figura 1 representa essa possível evolução das tecnologias de rede através da eliminação de camadas de protocolos.

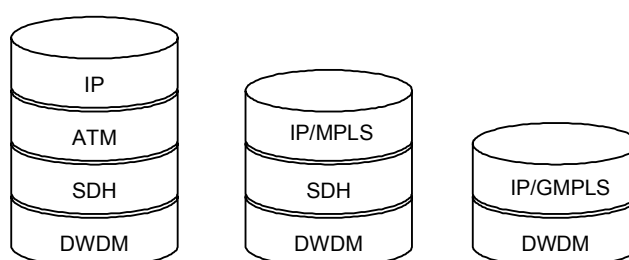


Figura 1: Eliminação de camadas de protocolos

Durante esta evolução tecnológica percebeu-se que uma outra maneira de aproveitar a capacidade de transporte das redes era aumentar o número de comprimentos de onda por fibra-ótica. Enquanto as interfaces SDH operam com um único comprimento de onda, sistemas DWDM com 40, 80 e 128 comprimentos de onda já foram projetados e sistemas de

maior capacidade estão em fase experimental (KARTALOPOULOS, 2000, p.4).

O DWDM é uma tecnologia com maior número de comprimentos de onda por fibra (acima de 40), comparado ao WDM que utiliza de 2 a 8 comprimentos de onda. Neste trabalho os termos WDM e DWDM são utilizados conforme aparecem nos trabalhos referenciados. Quando o número de comprimentos de onda aumenta, muitos problemas surgem do ponto de vista físico dos sinais que trafegam na fibra-ótica como: largura de banda do canal, espaçamento entre os canais, potência total do sinal ótico, utilização de amplificadores óticos e outros. O DWDM é transparente a quaisquer protocolos ou tipos de tráfego. Na prática é capaz de agregar e transportar o tráfego oriundo de redes ATM, SDH, IP e outros. A figura 2 demonstra diferentes fluxos de tráfego provenientes de dispositivos de acesso (SDH ou não) num sistema WDM. Cada fluxo de entrada é agregado em um comprimento de onda distinto, mas são transportados na mesma fibra-ótica. Cada linha representada por uma figura geométrica indica um comprimento de onda distinto. Na figura 2 são representados apenas quatro equipamentos de acesso, cada um ocupando um comprimento de onda distinto. O equipamento WDM efetua a multiplexação dos quatro comprimentos de onda em uma única porta (fibra) de saída.

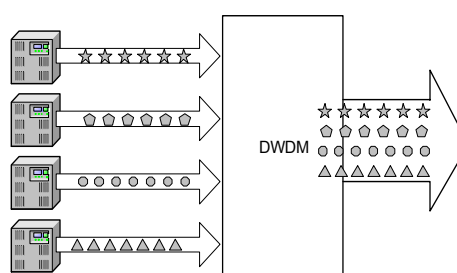


Figura 2: Diferentes comprimentos de onda no WDM

A seguir serão descritos alguns dos principais componentes das redes WDM, citados ao longo deste trabalho.

2.2.1 Chaveador de interconexão ótica (OXC - *Optical Cross-Connect*)

Um dos elementos mais importantes das redes óticas é conhecido como *Optical Cross-Connect* (OXC), numa tradução livre, chaveador de interconexão ótica. Esse elemento recebe as fibras-óticas que contêm os diferentes comprimentos de onda. O OXC efetua o chaveamento de comprimentos de onda inteiros, independentemente do tráfego contíguo neles. Os OXCs podem ou não realizar a troca de comprimento de onda. Se não realizar, um fluxo de tráfego que chega em um comprimento de onda em uma porta, só pode seguir pelo mesmo comprimento de onda na porta de saída.

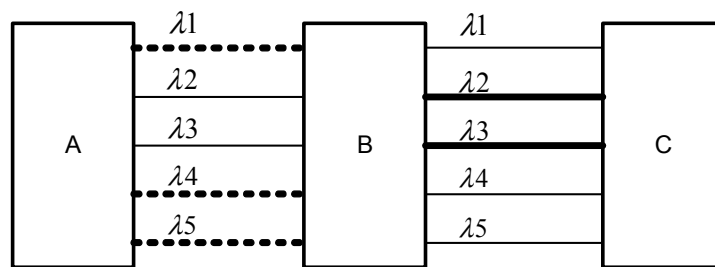


Figura 3: Elementos OXC da rede ótica sem conversão de comprimento de onda

Na figura 3 supõe-se que os elementos A, B e C são OXCs sem conversão de comprimento de onda. Dessa forma é imposta a restrição de continuidade. Ou seja, o fluxo que chega no comprimento de onda λ_1 , só pode ser roteado passando por todos os OXCs intermediários no mesmo comprimento de onda λ_1 . Se λ_1 estiver ocupado entre quaisquer nós da rede, este fluxo será bloqueado. Fica muito clara a penalidade imposta. A linha pontilhada representa fluxos de tráfego de A para B e as linhas sólidas mais grossas são fluxos de B para C. As outras linhas representam comprimentos de onda livres. Dessa forma há três comprimentos de onda, λ_1 , λ_4 e λ_5 ocupados entre A e B. E λ_2 e λ_3 ocupados entre B e C.

Se agora uma nova requisição de conexão entre A e C chega, não é possível realizá-la

pois a continuidade não pode ser cumprida. Mesmo sendo possível estabelecer a comunicação entre A e B, através de λ_2 ou λ_3 , estes comprimentos de onda encontram-se ocupados entre B e C, portanto não é possível estabelecer o canal ótico fim-a-fim. Lembrando que os elementos OXC não efetuam a troca de comprimento de onda neste caso.

2.2.2 *Optical Cross-Connect* com conversão de comprimento de onda

Na figura 4 os elementos OXCs podem realizar a conversão de comprimento de onda entre as portas de entrada e saída. Agora no mesmo cenário anterior é possível estabelecer a comunicação entre A e C. Estabelece-se a comunicação por exemplo, através de λ_2 , entre A e B, e λ_1 entre B e C (linha grossa com seta). Há ainda outras alternativas, como por exemplo utilizar λ_3 entre A e B e λ_4 ou λ_5 entre B e C.

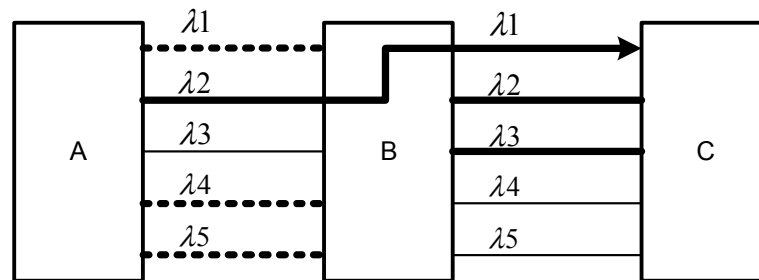


Figura 4: Elementos OXC da rede ótica com conversão de comprimento de onda

Portanto torna-se evidente a vantagem de utilizar-se OXCs com conversão de comprimento de onda. Como dito anteriormente, o canal de comunicação totalmente ótico estabelecido que ocupa todo um comprimento de onda e que interconecta dois ou mais nós da rede, é chamado de caminho ótico.

Espera-se que a agregação de tráfego aumente consideravelmente as possibilidades de

roteamento de fluxos numa rede ótica. Dessa forma reduzindo consideravelmente a probabilidade de bloqueio de novas conexões. A diminuição da probabilidade de bloqueio em redes óticas que utilizam OXCs com troca de comprimento de onda em redes WDM já foi demonstrada por exemplo no trabalho de Strand, Doverspike e Li (2001).

2.2.3 Multiplexador ótico de inclusão e retirada (OADM - *Optical Add/Drop Multiplexer*)

A principal função de um multiplexador ótico é a de acoplar vários comprimentos de onda numa mesma fibra-ótica. Se um multiplexador ótico for alinhado com um demultiplexador, esta configuração permite a inclusão de uma importante função. Essa construção permite que comprimentos de onda individuais possam ser inseridos e retirados. Este dispositivo pode ser definido como um multiplexador/de-multiplexador de inclusão e retirada de comprimentos de onda. Para simplificação do nome chamou-se de multiplexador ótico de inclusão e retirada (*Optical Add/Drop Multiplexer*) ou OADM (KARTALOPOULOS, 2000 p.152).

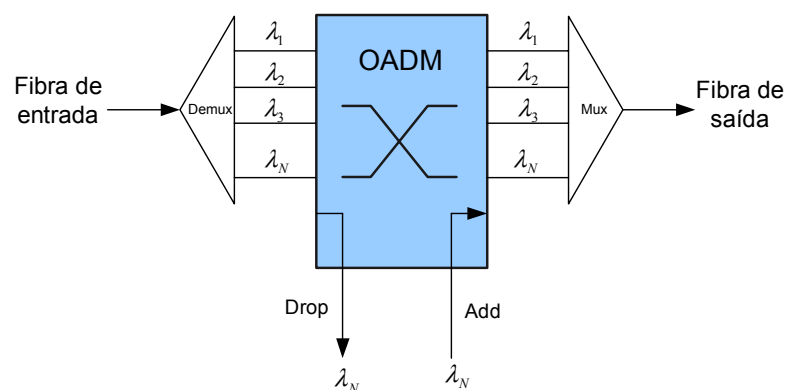


Figura 5: Esquema interno de um OADM

A figura 5 ilustra o esquema de um OADM com uma fibra-ótica de entrada e uma de saída. Na entrada do OADM os comprimentos de onda são de-multiplexados. A figura 5 representa a retirada e inclusão (*add/drop*) de um comprimento de onda qualquer. Os comprimentos de onda que não foram comutados pelo OADM podem ainda ser regenerados para recuperação da relação sinal/ruído e encaminhados para a fibra de saída.

2.2.4 OXC com agregação de tráfego (*Grooming-OXC*)

Grooming-OXC (G-OXC) é um equipamento (ou uma combinação de equipamentos) que pode realizar a inclusão e retirada de fluxos de tráfego individuais nos comprimentos de onda. Esta é uma função adicional, além da inclusão e retirada de comprimentos de onda totais (como nos OADMs). Yao e Ramamurthy (2004) e Lo Cigno, Salvadori e Zsóka (2004) afirmam que um G-OXC é também um roteador IP. Yao e Ramamurthy (2004) propuseram o esquema interno de um G-OXC como ilustra a figura 6. O G-OXC é um OXC com a capacidade de inclusão e retirada de comprimentos de onda e além disso capaz de agregar tráfego proveniente de uma rede IP/GMPLS nos caminhos óticos.

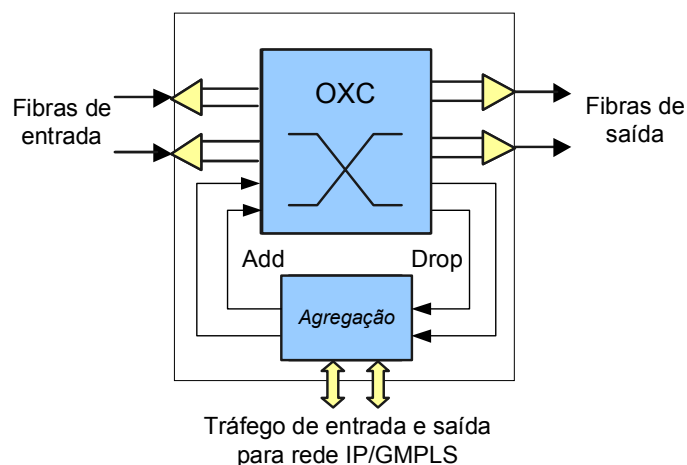


Figura 6: Esquema de um Grooming-OXC

2.3 Topologia física e topologia virtual

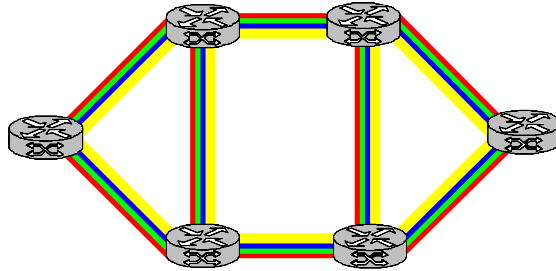
Quando se considera um ambiente multicamadas, com conexões fluindo entre a camada IP e a camada ótica, é necessário distinguir entre a topologia física e a topologia virtual da rede. A topologia virtual é composta pelos caminhos óticos estabelecidos sobre a topologia física, de acordo com algum algoritmo. A topologia virtual é utilizada pela camada IP para decisões de roteamento e muda cada vez que o algoritmo de agregação de tráfego efetua a conexão ou remoção de um caminho ótico. Huang e Dutta (2004) afirmam que o estabelecimento de caminhos óticos sobre uma rede ótica pode ser dividido em sub-problemas. Um desses problemas é o estabelecimento da topologia virtual. Ou seja, decidir qual conjunto de caminhos óticos estabelecer sobre os recursos da rede ótica.

A topologia virtual pode ser representada como um grafo, onde os vértices correspondem aos nós da rede e existe uma conexão entre os vértices se existir um caminho ótico estabelecido entre eles (MURTHY; GURUSAMY, 2002, p.217). A designação de comprimento de onda para os caminhos óticos deve obedecer as restrições de continuidade e evitar o colapso dos recursos da rede, pois o número de comprimentos de onda por porta é limitado. Chlamtac, Ganz e Karmi (1992) demonstraram que o problema de designação de comprimento de onda é NP-completo através do modelo de coloração de grafos.

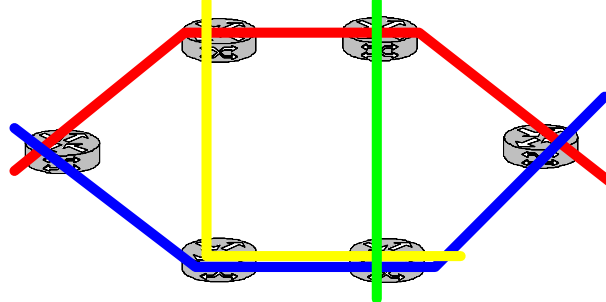
Após o estabelecimento dos caminhos óticos os fluxos de tráfego entre os nós devem seguir por um desses enlaces. Simplificadamente este então transforma-se num problema de roteamento clássico. A figura 7 mostra uma topologia física com 4 comprimentos de onda por enlace e 6 nós G-OXC. Cada comprimento de onda é representado por uma cor. Os nós são todos G-OXCs sem conversão de comprimento de onda. O desenho intermediário da figura 7 mostra alguns caminhos óticos estabelecidos sobre a topologia física. Na parte inferior da figura 7 é representada a topologia virtual resultante para a camada IP. O plano de controle

define quais informações da topologia física são acessíveis ao roteamento. A descrição dos planos de controle encontra-se a seguir.

Topologia física 4 comprimentos de onda por fibra



Caminhos óticos estabelecidos



Topologia virtual resultante

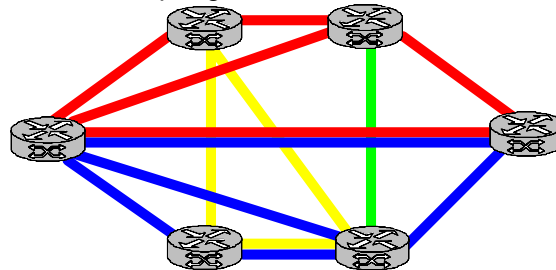


Figura 7: Topologia física, caminhos óticos e a topologia virtual em uma rede óptica.

2.4 IP sobre DWDM

Segundo Jue (2001) há uma forte tendência na utilização do protocolo TCP/IP diretamente sobre a rede ótica. Portanto existe o interesse em otimizar a infra-estrutura da rede ótica para suportar o tráfego IP. Outro fato notável são os esforços do IETF na definição do protocolo GMPLS. A evolução da arquitetura de redes onde o protocolo IP é transportado diretamente sobre o DWDM passa pela definição do modelo de interoperabilidade. Há dois modelos bem conhecidos: *Peer* e *Overlay*. O objetivo do trabalho não é demonstrar ou detalhar a interoperabilidade entre as camadas nesses modelos, mas simular e analisar os efeitos da variação da granularidade dos fluxos de entrada na rede, de forma que os resultados possam até servir para o desenvolvimento de um desses modelos. Li et al. (2002) detalham os planos de controle, sinalização e proteção contra falhas nesses modelos.

Através da simulação será determinado como a granularidade dos fluxos IP dinâmicos operando diretamente sobre a rede WDM afeta o desempenho da rede. Ambos os modelos *Overlay* e *Peer* utilizam o *Resource Reservation Protocol* (RSVP) e os mesmos atributos para estabelecimento de caminho.

A figura 8 ilustra o modelo *Overlay*. Cada roteador IP troca informações diretamente com os elementos da rede ótica através da interface intermediária *User-to-Network Interface* (UNI). A interconexão entre os nós do núcleo da rede é realizada também através de uma interface padrão denominada *Network-to-Network Interface* (NNI). O roteador IP enxerga toda a rede ótica como um único enlace, ponto-a-ponto. Não importa quantos elementos e enlaces de fibra-ótica existam na rede ótica, será transparente para os roteadores IP.

O modelo *Overlay* já foi definido através da especificação UNI 1.0 do OIF (OIF, 2001). A interoperabilidade de equipamentos de diferentes fabricantes operando com a definição UNI 1.0 já foi demonstrada pelo OIF (OIF, 2001). Este modelo é mais simples, pois

alterações na topologia da rede ótica não precisam ser informadas aos elementos de acesso da rede.

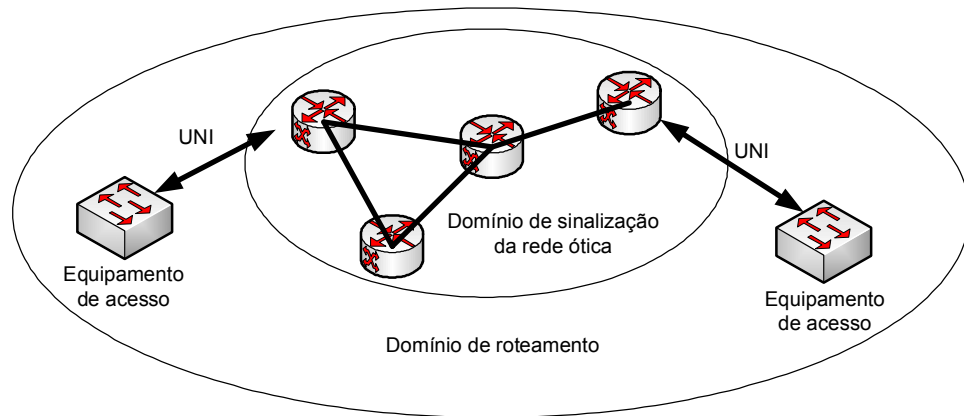


Figura 8: Modelo Overlay de interoperabilidade com a rede ótica.

O modelo *Peer* assim como proposto pelo IETF através do GMPLS, estabelece que os roteadores e OXCs sejam parceiros (*Peers*) com diferentes atributos de interface. Uma única topologia virtual é mantida através de toda a rede na camada eletrônica e ótica. No modelo *Peer* é possível modificar os protocolos IP existentes para suportar o controle e gerenciamento associados ao estabelecimento e remoção de caminho ótico. A vantagem dessa abordagem é diminuir a necessidade do desenvolvimento de novos protocolos para a camada ótica e permitir o controle de ambas camadas IP e ótica através de um único plano de controle integrado (LI et al., 2002). Quando há esta integração entre a camada ótica e a camada IP, protocolos de roteamento comuns como o *Open Shortest Path First* (OSPF) ou *Intermediate-System to Intermediate System* (IS-IS) com extensões apropriadas podem ser utilizados na distribuição da informação de topologia através da rede (BLACK, 2002, p.175)

No modelo *Peer* uma considerável quantidade de informação de controle de estado flui entre a camada IP e a camada ótica, incluindo a comunicação direta entre roteadores nas duas pontas da rede. Os recursos da camada ótica (portas de OXCs e comprimentos de onda)

são conhecidos e considerados como uma rota alternativa pelos roteadores IP.

O modelo *Peer* representado na figura 9, é mais complexo porque todos os elementos da rede deverão participar das decisões de roteamento. Não há neste caso uma separação entre topologia física e virtual, como no modelo *Overlay*. O domínio de sinalização e controle é unificado.

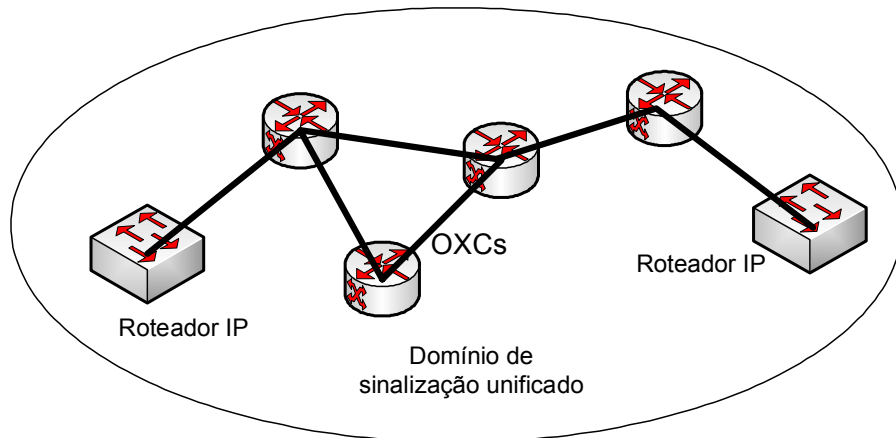


Figura 9: Ilustração do modelo peer.

Segundo Sohraby e Fatehi (2001) há pelo menos três caminhos evolutivos para as tecnologias de redes óticas. Uma das alternativas consiste em levar a fibra-ótica o mais próximo possível do cliente final, por exemplo até um roteador IP. Essa solução impõe restrições devido às conversões opto-eletrônicas que deverão ser realizadas já no equipamento de acesso. Além disso o equipamento de acesso deverá de alguma maneira interagir com os equipamentos totalmente óticos da rede. Essa pode não ser uma solução ideal também, pois assume que todo o tráfego é IP. No entanto parece ser a escolha futura mais promissora (JUE, 2001).

Uma outra opção é construir equipamentos totalmente óticos, que imitam as mesmas funções de equipamentos de rede eletrônicos. Essa solução encontra-se nos estágios iniciais de desenvolvimento. A idéia é construir placas de rede, chaveadores, roteadores e multiplexadores que só entendem sinais fotônicos. Nessa arquitetura, elimina-se a necessidade

da conversão de sinais ótico-eletrônico-ótico (O-E-O).

A terceira opção não necessariamente em ordem de importância, é efetuar as conversões O-E-O no menor número possível de pontos da rede. Essa é uma arquitetura sofisticada que requer um estudo rígido do controle de acesso à rede. A desvantagem dessa abordagem é manter a princípio os equipamentos eletrônicos SDH.

Nos cenários citados acima surge a necessidade da criação de um plano de controle comum, que realize a interface entre os dados no domínio eletrônico e os equipamentos do domínio ótico.

2.5 Planos de controle para redes óticas

A camada eletrônica que possui uma interface de controle com a rede ótica é conhecida como plano de controle. Os planos de controle como o GMPLS (IETF, 2003a), o ASON (ITU-T, 2001) e o modelo UNI 1.0 (OIF, 2001), não definem claramente como deve ser realizada a agregação de tráfego.

Dentre os planos de controle para redes óticas destaca-se a proposta GMPLS descrita na RFC 3471 (IETF, 2003a). O *Generalized* MPLS descreve as extensões do protocolo MPLS necessárias para incorporar a comutação de mensagens TDM, comprimentos de onda (ou lambdas óticos) e comutação espacial (por exemplo, de uma fibra ou porta de entrada a uma fibra ou porta de saída). Enquanto a engenharia de tráfego tradicional no MPLS é unidirecional, o GMPLS suporta o estabelecimento de LSPs bidirecionais. De uma maneira geral, o GMPLS propõe extensões e mecanismos de forma a suportar quatro tipos de interfaces, como segue:

- 1) Interfaces que reconhecem pacotes e células e podem encaminhar dados, baseado

no cabeçalho do pacote ou célula. Por exemplo ATM-LSRs (*Label Switching Router*) que baseiam-se na informação de *Virtual Path Identifier/Virtual Channel Identifier* (VPI/VCI) do ATM. Essas interfaces como no MPLS são chamadas de *Packet-Switch Capable* (PSC).

2) Interfaces que reconhecem e encaminham pacotes, baseado em time-slots. Interfaces como SDH capazes de efetuar multiplexação por divisão do tempo. Essas interfaces são chamadas de *Time Division Multiplexing* (TDM).

3) Interfaces que reconhecem e encaminham pacotes, baseado no comprimento de onda. Um exemplo são equipamentos de interconexão ótica (OXC). Essas interfaces são chamadas de *Lambda Switch Capable* (LSC).

4) Interfaces que reconhecem e encaminham pacotes, baseado na posição da informação mapeada com o mundo real: uma interface de um OXC que pode operar com uma ou múltiplas fibras. Essas interfaces são chamadas de *Fiber-Switch Capable* (FSC).

No MPLS *Traffic Engineering* (TE) tradicional um *Label Switched Path* (LSP) que transporta tráfego IP tem que iniciar e terminar em um roteador IP. O GMPLS estende essa característica exigindo que um LSP inicie e termine em um *Label Switch Router* (LSR) de mesmo tipo. Outra diferença básica entre o LSP tradicional do MPLS e as extensões GMPLS é que a alocação de banda pode ser realizada apenas em valores discretos.

O GMPLS formaliza também a possibilidade da separação dos canais de dados e controle. Esta característica é particularmente importante para suportar tecnologias onde o tráfego de controle não pode ser enviado “*in-band*”, juntamente do tráfego de dados. Identificadores de canais lógicos podem ser manualmente estabelecidos ou gerados a partir de um protocolo automaticamente, como o *Link Management Protocol* (LMP). Esses

identificadores são utilizados no parâmetro “*label*”, do rótulo generalizado nas interfaces PSC e LSC.

A utilização de rótulo sugerido é uma otimização do GMPLS. O nó superior prepara, configura e sugere ao nó inferior a utilização de um determinado rótulo. Cabe ao nó inferior aceitar ou não essa sugestão. O nó superior espera até que o nó inferior dê a resposta. O conjunto de rótulos (*Label set*) é utilizado para limitar o número de escolhas possíveis de um nó abaixo, a um conjunto de rótulos aceitáveis. Esta restrição é utilizada para limitar a faixa de rótulos que podem ser utilizados em um LSP particular entre dois pares, diminuindo a latência devido à tomada de decisão.

No MPLS tradicional existe uma associação implícita entre o canal de controle e o canal de dados. Quando tal associação se faz presente, nenhuma informação adicional ou especial é necessária para associar-se a configuração de um LSP com um canal de dados em particular. Está implícito o canal de controle sobre o qual as mensagens de sinalização são enviadas. Nos casos em que não há uma associação explícita um-para-um entre canais de controle e canais de dados é necessário acrescentar informação adicional na sinalização para identificar o canal de dados sendo controlado em particular. O GMPLS suporta a identificação explícita de canal de dados provendo informação de identificação de interface. O GMPLS permite o uso de um número de esquemas de identificação de interface incluindo-se endereços IPv4, IPv6, índices de interfaces e componentes de interfaces (estabelecidos através de configuração ou de um protocolo como o LMP).

Quando o canal de dados é separado do canal de sinalização há dois tipos de falhas que precisam ser controladas. No primeiro há uma falha no enlace ou outro tipo de falha que limite a capacidade de nós vizinhos trocarem informações de controle. Nesta situação nós vizinhos são incapazes de trocar informações de controle por um período de tempo. Uma vez que a comunicação é restaurada, o protocolo de sinalização deve indicar que os nós

mantiveram seu estado operativo durante a falha. O protocolo de sinalização deve também garantir que qualquer mudança de estado instanciada durante a falha seja sincronizada através dos nós. No segundo caso o plano de controle dos nós falha e reinicia e perde a maioria das informações de estado. Neste caso ambos nós *upstream* e *downstream* devem sincronizar suas informações de estado com o nó reiniciado. Para que a re-sincronização ocorra o nó passando pela reinicialização precisará preservar algumas informações, como seus mapeamentos de rótulos de entrada e saída. Ambos os casos são tratados através de protocolos específicos, definidos nas RFC3472 (IETF 2003b) e RFC3473 (IETF 2003c). Note que estes casos aplicam-se apenas quando existem mecanismos de detecção de falhas de canais de dados independentemente das falhas dos canais de controle.

A versão GMPLS com *Resource Reservation Protocol-Traffic Engineering* (RSVP-TE) inclui suporte específico para rápida notificação de falha. Para a versão *Constraint-based Label Distribution Protocol* (CR-LDP) não há um mecanismo semelhante. Quando uma falha é detectada será propagada com mensagens de *Release/Withdraw* (Liberar/Retirar), radialmente partindo do ponto de falha. Os recursos serão liberados nesta fase e a informação atualizada realimenta o sistema.

O RSVP-TE oferece extensões para ASON. A arquitetura para redes óticas chaveadas automaticamente (ASON) é uma especificação do ITU-T para a introdução de um plano de controle para redes óticas. O desenvolvimento e padronização do ASON foram realizados pelo grupo de estudos SG15 da ITU-T e está documentada na recomendação G.8080 (ITU-T, 2001). A arquitetura inclui um plano de controle com um conjunto de pontos de referência entre os componentes da mesma. A sinalização ASON que roda sobre interfaces definidas nesses pontos de referência é descrita na recomendação ITU-T G.7713 e foge do escopo deste trabalho.

2.6 A definição UNI 1.0

A definição UNI 1.0 documenta um conjunto de serviços, tecnologias de transporte físico e capacidades de sinalização que podem ser implementadas por fabricantes e provedores de serviço para suportar usuários. O escopo do documento permite a implementação precoce de uma camada de transporte ótico aberta que permita a conexão dinâmica a camadas clientes como o IP, ATM, SONET/SDH e outras. A intenção do OIF é desenvolver a UNI 1.0 alinhado com o trabalho do IETF. Quaisquer mudanças nas propostas de padrão GMPLS/LMP que possam ser incorporadas na sinalização UNI 1.0, serão incluídas em versões futuras. A OIF definiu extensões para o *Label Distribution Protocol* (LDP) e para o RSVP para sinalização na interface de usuário para rede (UNI). Estas extensões consistem de um conjunto de novos objetos (dados) e códigos de erros. O documento UNI 1.0 (OIF, 2001) descreve estas extensões.

2.7 Resumo do capítulo 2

O capítulo 2 descreveu a evolução das redes digitais de primeira, segunda e terceira gerações. A primeira geração de redes surgiu com o desenvolvimento dos padrões de interfaces T1/E1 e os protocolos de comutação X.25 e Frame-Relay, que destinavam-se principalmente ao tráfego de voz. A segunda geração surgiu com as tecnologias SDH e ATM operando sobre fibras óticas e destinando-se também ao tráfego de dados IP, além de voz. A terceira geração de redes é impulsionada pelo WDM, DWDM, GMPLS e o próprio protocolo IP e destina-se ao tráfego de conteúdo multimídia convergente de voz, vídeo e dados.

As redes óticas de terceira geração são compostas por elementos de comutação ótico-

eletrônicos como os OXCs, OADMs e GOXCs que compõe o núcleo da rede.

Nas redes óticas há dois modelos de interoperabilidade que se destacam: o modelo *Overlay* e o modelo *Peer*. No primeiro os roteadores IP enxergam a rede ótica e a topologia virtual formada pelos canais óticos estabelecidos como enlaces ponto-a-ponto. No modelo *Peer* os roteadores e os elementos da rede ótica são parceiros e uma única topologia lógica é conhecida por ambos.

Apesar de toda esta estruturação das redes óticas de terceira geração e os esforços das instituições internacionais para criar padrões para o plano de controle, problemas como o controle de acesso ao núcleo da rede ótica, roteamento e agregação de tráfego podem causar um enorme impacto no desempenho das redes. Por este motivo o próximo capítulo irá definir agregação de tráfego que é o tema central deste trabalho, visando a melhoria do desempenho destas redes.

3 AGREGAÇÃO DE TRÁFEGO

Geralmente a capacidade de transmissão do caminho ótico é muito maior que a necessidade de um único fluxo de tráfego. Por isso dedicar um caminho ótico para cada solicitação individual é ineficiente. A agregação de tráfego em redes WDM pode ser definida como a multiplexação, demultiplexação e comutação de fluxos de tráfego de velocidade inferior à alta capacidade dos caminhos óticos. A agregação de tráfego pode ser realizada em distintos pontos da rede. O problema de multiplexar fluxos de taxa inferior à taxa por comprimento de onda e estabelecer o caminho entre origem e destino é conhecido como o problema de agregação de tráfego.

O ato de comutar os fluxos de tráfego de um comprimento de onda a outro pode ser realizado pelos OXCs presentes na rede. A comutação nesses nós pode ser realizado em tempo, espaço e comprimento de onda. Dessa forma um fluxo de tráfego que ocupa um canal (*time slot*) em uma fibra-ótica, pode ser chaveado para um canal diferente, num comprimento de onda diferente em uma fibra diferente (BAAR; PATTERSON, 2001). Entretanto essas facilidades de comutação aumentam a complexidade da interconexão. Além da capacidade de comutação dos fluxos em comprimentos de onda, o OXC pode ter que efetuar a troca de comprimento de onda e utilizar um equipamento eletrônico para comutação de canal (THIAGARAJAN; SOMANI, 2001).

Zhu e Mukherjee (2003) comparam os vários cenários e arquiteturas de agregação de tráfego classificando-os em:

- 1) Multiplexação por divisão do espaço (SDM) – particionar o espaço físico, por exemplo agrupando várias fibras em um único cabo.
- 2) Multiplexação por divisão de frequência (FDM) – particionar o espectro de frequência disponível em canais distintos. Analogamente como no DWDM e WDM é

realizada a divisão do espectro ótico em comprimentos de onda.

3) Multiplexação por divisão do tempo (TDM) – divide a largura de banda disponível em *time-slots* que se repetem em intervalos fixos de tempo.

4) Multiplexação estatística dinâmica ou multiplexação por divisão em pacotes (PDM). Cria um serviço de canal virtual em uma rede IP/MPLS sobre WDM. A banda disponível no WDM é compartilhada diretamente pelos múltiplos fluxos de tráfego IP (circuitos virtuais).

O ato de multiplexar e demultiplexar os sinais elétricos em comprimentos de onda (sinais óticos) pode ser realizado pelos OXCs, combinados com um multiplexador de inclusão e retirada (ADM) e um *Digital Cross-Connect* (DCS). A figura 10 mostra esta arquitetura através de equipamentos de conversão O-E-O SDH. Ao lado na mesma figura representam-se as camadas de protocolos envolvidas neste processo.

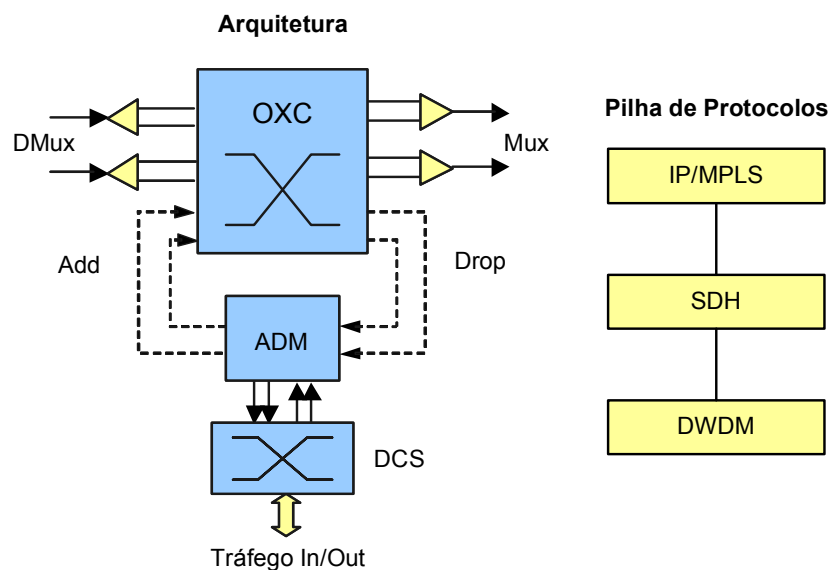


Figura 10: Agregação de tráfego com SDH na rede DWDM

Uma outra forma de realizar a agregação de tráfego é diretamente através de roteadores IP conectados à rede DWDM. Neste caso como mostra a figura 11, o plano de controle é baseado no GMPLS. A funcionalidade de agregação de tráfego é realizada nos LSRs. Ao lado na mesma figura observa-se apenas duas camadas de protocolos com um plano de controle baseado no protocolo GMPLS operando diretamente sobre a camada ótica DWDM.

Zhu e Mukherjee (2003) descrevem outras arquiteturas e métodos funcionais de agregação de tráfego em redes. A implementação de uma rede que suporte a agregação de tráfego depende da topologia da rede, das características das demandas de tráfego, dos equipamentos presentes na rede e também do objetivo da agregação de tráfego. Neste trabalho é considerado o modelo GMPLS/IP diretamente sobre a camada ótica, assumindo-se um modelo de interoperabilidade *Overlay*.

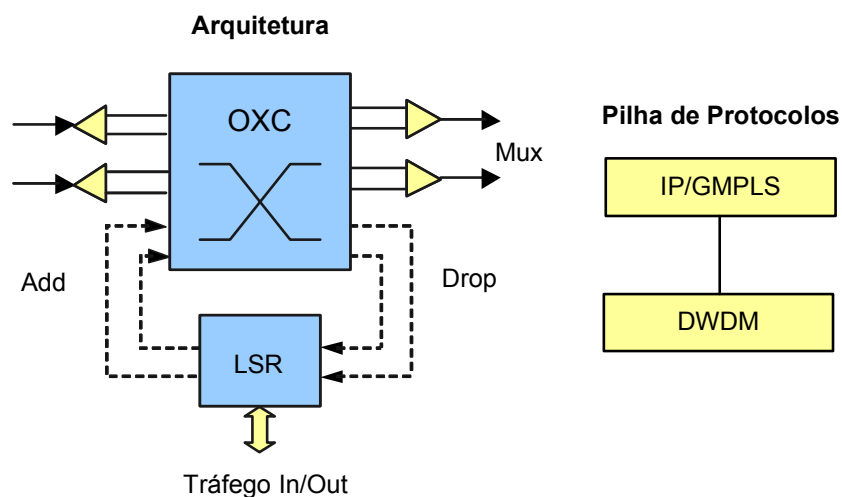


Figura 11: Agregação de tráfego IP com LSRs na rede DWDM

3.1 Benefícios da agregação de tráfego

A agregação de tráfego deve permitir que múltiplos fluxos de tráfego compartilhem um caminho ótico. Desta forma reduzindo o desperdício de capacidade disponível dos comprimentos de onda e aumentando matematicamente o número de possíveis rotas. Quando tráfego de baixa velocidade é agregado em um único caminho ótico e roteado através da rede ótica, os nós intermediários não podem acessar este tráfego. Se parte do tráfego deve ser acessado num nó intermediário, todo o comprimento de onda deverá ser convertido para sinal eletrônico, extraído o tráfego de baixa velocidade e reconstruído o caminho ótico para retransmissão. Ou seja, deverá ser realizada a função de inclusão e retirada, neste ponto da rede (BERRY; MODIANO, 2000). Pedidos de transporte de fluxos de baixa velocidade chegam aleatoriamente. Devem ser atendidos de maneira a minimizar a probabilidade de bloqueio.

3.2 Modelos de agregação de tráfego

De acordo com Chowdhary e Murthy (2004) o problema de agregação de tráfego pode ser sub-dividido em agregação de tráfego estático e dinâmico.

A agregação de tráfego estático em redes óticas deriva da análise das redes SDH sobre WDM (BILLAH; WANG; AWWAL, 2002). Tipicamente nas redes SDH as demandas são conhecidas de antemão e não mudam dinamicamente com o tempo. O estabelecimento de circuitos é planejado e permanece conectado por longos períodos. Portanto o problema de agregação de tráfego também pode ser resolvido de antemão. A rede ótica é modelada como uma sub camada que realiza a comutação de circuitos de taxa de bits constante. Estudos de

agregação de tráfego em redes com topologia em anel já haviam sido realizados para utilização nas próprias redes SDH (ZHANG; RAMAMURTHY, 2003). O estudo de agregação de tráfego estático em redes com topologia em malha é mais recente como nos trabalhos realizados por Guan e Chan (2002) e Zhemin e Hamdi (2002).

No modelo estático a meta é reduzir a quantidade de equipamento necessária para estabelecer os enlaces fim-a-fim e desta forma reduzir custos. Deve-se levar em conta ainda, as limitações dos elementos da rede, como por exemplo, a capacidade dos OXCs de realizar a troca de comprimento de onda ou não.

As demandas de estabelecimento de caminho ótico com diferentes requisitos de velocidade devem ser atendidas agregando-se cada circuito eficientemente de acordo com diferentes algoritmos de *Routing and Wavelength Assingment* (RWA). No caso de redes IP não só o padrão de tráfego estático é inapropriado assim como a dinâmica das conexões é volátil, portanto uma solução estática não seria de muita valia segundo Modiano e Lin (2001). Huang e Dutta (2004) e Ramasubramanian e Somani (2004) afirmam que as redes DWDM, devem ser utilizadas para prover enlaces de alta velocidade e que requerem uma alta previsibilidade de comportamento e performance, por isso as simulações são realizadas para tráfego do tipo CBR, em contra-ponto à opinião de Modiano e Lin (2001).

No modelo de agregação de tráfego com tráfego dinâmico necessitamos agregar tráfego de natureza dinâmica a uma topologia de rede. Ou seja, as demandas por conexão chegam em tempos randômicos e duram períodos randômicos de tempo. Os caminhos óticos devem ser dinamicamente estabelecidos e extintos ao longo do tempo, de acordo com as chegadas e o término da comunicação dos fluxos na rede. Os tempos de chegada são geralmente modelados como um processo de Poisson com distribuição exponencial e uniforme em todos os pontos da rede. O objetivo deste modelo é minimizar a probabilidade de bloqueio de tráfego na rede. Como realizado por Zhang e Ramamurthy (2003) e Sivarajan e

Nayak (2003). Apesar do tráfego ser chamado dinâmico, estes estudos são realizados para canais com de taxa de bits constante (CBR – *Constant Bit Rate*).

Yao e Ramamurthy (2004) e Huang, Farahmand e Jue (2004) realizaram o estudo de agregação de tráfego com tráfego dinâmico em redes e malha. Ricciato et al. (2002) modelou o tráfego na forma de um conjunto de matrizes que ocorrem em diferentes instantes. Os fluxos de tráfego são alocados *off-line*, também de maneira estática. Srinivas e Murthy (2004) também utilizam um conjunto de matrizes de tráfego para dimensionar uma rede WDM em malha mas a agregação de tráfego ocorre dinamicamente.

3.3 Trabalhos relacionados

O tráfego de entrada da rede pode ser modelado como taxa de bits constante (CBR) ou através de modelos mais realistas que simulam a natureza do tráfego TCP/IP diretamente sobre a rede ótica DWDM. Salvadori, Lo Cigno e Zsóka (2004) apresentam uma ferramenta de simulação para redes IP sobre rede ótica. O software de simulação GANCLES permite o estudo da interação entre as duas camadas. Ao adicionar ou remover caminhos óticos a topologia virtual da rede se altera o que afeta o roteamento dos fluxos IP.

Wang (2004) propõe um novo modelo de tráfego em uma rede WDM em malha. As demandas de tráfego têm início e duração desconhecidos. No entanto só devem ocorrer dentro de um intervalo de tempo pré-definido. Neste modelo a seguinte limitação é imposta: O tempo de início de uma demanda ts a qual dura τ unidades de tempo não é conhecida de antemão. A demanda ts é permitida iniciar numa janela pré-definida $[L, r]$ que obedece a limitação $L \leq ts \leq r - \tau$.

A Tabela 2 lista alguns dos principais trabalhos aqui mencionados e demonstra como

podem ser relacionados:

Autores	Objetivo	Topologia	Tipo de Tráfego	Solução
Berry e Modiano (2000)	Minimizar o custo de <i>Add/Drop Muxes</i> SDH.	Anel	Matrizes de tráfego dinâmico	Otimização através de formulação combinatória e particionamento do problema
Cox e Sanchez (2001)	Planejamento de redes DWDM, anel vs. malha e redução de custos.	Anel e Malha	Tráfego estático	Introdução de um algoritmo genético, formulação através de programação linear integral
Farahmand, Huang e Jue (2004)	Aumentar a utilização dos comprimentos de onda, reduzir a probabilidade de bloqueio.	Malha	Tráfego dinâmico com taxa de bits constante	Proposta e simulação de algoritmos de agregação de tráfego
Salvadori, Lo Cigno e Zsóka (2004)	Simular a elasticidade do tráfego IP sobre a rede WDM	Malha	Tráfego dinâmico e elástico	Apresenta um software de simulação estatística de redes óticas
Thiagarajan e Somani (2001)	Diminuir a probabilidade de bloqueio total independente da taxa de fluxo.	Malha	Tráfego dinâmico	Propõe um algoritmo de CAC para justa distribuição dos recursos da rede
Zhang e Ramamurthy (2003)	Agregação de tráfego dinâmico em anéis SDH sobre WDM	Anel	Tráfego dinâmico	Propõe dois algoritmos heurísticos e define limites inferiores e superiores para a solução
Zhu e Mukherjee (2003)	Comparar cenários e arquiteturas para agregação de tráfego.	Malha e anel	Dinâmico e estático	Não propõe solução. Apenas descreve diferentes arquiteturas

Tabela 2: Lista de trabalhos relacionados

Zhang e Ramamurthy (2003) concluem que é mais barato quando o tráfego de acesso à rede já chega de forma agregada. Se o núcleo da rede for responsável por agregação de tráfego, torna-se mais caro. Cartier, Sansò e Girard (2004) levam em conta os custos para decidir se um canal ótico deve ser integralmente utilizado por uma demanda de tráfego ou se devemos instalar multiplexadores para agregar o tráfego de menor velocidade.

A maioria dos estudos que tratam de agregação de tráfego dinâmico produzem

resultados na forma das probabilidades de bloqueio de novas conexões. Alguns estudos levam em conta os custos por porta e a minimização das conversões opto-eletrônicas. Thiagarajan e Somani (2001) afirmam que a rede não deve discriminar fluxos de maior ou menor granularidade durante o controle de admissão e chamou esse problema de *capacity fairness*.

Farahmand, Huang e Jue (2004) concentram-se na agregação de tráfego em redes WDM em malha, com tráfego dinâmico. São propostos dois novos conceitos de agregação de tráfego chamados de retirada de caminhos óticos e extensão de caminhos óticos. No primeiro conceito é permitido o compartilhamento de um caminho ótico com os novos fluxos de entrada num determinado nó. Esse conceito é utilizado na maioria dos estudos de agregação de tráfego, que propõe OXCs com capacidade de agregação de tráfego, como proposto por Salvadori, Lo Cigno e Zsóka (2004a). No conceito de extensão de caminho ótico, além disso é possível estender o caminho ótico além do seu destino original. A partir desses conceitos são testados vários algoritmos de agregação de tráfego.

As simulações de Farahmand, Huang e Jue (2004) são realizadas para a topologia NSFNET. Os fluxos de tráfego chegam e são retirados dinamicamente. Cada enlace é bidirecional com 4 comprimentos de onda operando a 10 Gbit/s. Todos os nós OXCs da rede têm capacidade de agregação de tráfego (são G-OXCs). Os fluxos de tráfego podem ser de 155 Mbit/s, 622 Mbit/s ou 2,5 Gbit/s. O padrão de chegadas de fluxos obedece um processo de Poisson e a duração das chamadas é distribuída exponencialmente.

Huang e Dutta (2004) e Hu e Leida (2004) definem o problema de RWA e agregação de tráfego através de um problema de programação linear integral.

3.4 Resumo do capítulo 3

Neste capítulo foi definido o problema de agregação de tráfego em redes óticas. A agregação de tráfego em redes WDM pode ser definida como a multiplexação, demultiplexação e comutação de fluxos de tráfego de velocidade inferior à alta capacidade dos caminhos óticos. O problema de multiplexar fluxos de taxa inferior à taxa por comprimento de onda, estabelecer o caminho entre origem e destino é conhecido como o problema de agregação de tráfego.

Uma outra forma de realizar a agregação de tráfego é diretamente através de roteadores IP conectados à rede DWDM. Neste caso o plano de controle é baseado no GMPLS. A funcionalidade de agregação de tráfego é realizada nos roteadores IP.

A agregação de tráfego deve permitir que múltiplos fluxos de tráfego compartilhem um caminho ótico. Desta forma reduzindo o desperdício de capacidade disponível dos comprimentos de onda e aumentando matematicamente o número de possíveis rotas.

O problema de agregação de tráfego pode ainda ser sub-dividido em agregação de tráfego estático e dinâmico. Neste capítulo foram discutidos os trabalhos relacionados ao problema da agregação de tráfego, propostos por diversos autores. Esses trabalhos podem ser classificados quanto aos objetivos, topologia da rede, tipo de tráfego e tipo de solução propostos. Alguns objetivos são recorrentes como a redução de custos e a diminuição da probabilidade de bloqueio. Este capítulo permitirá a compreensão do detalhamento da proposta que será realizado no capítulo 4 a seguir.

4 DESCRIÇÃO DA PROPOSTA

A proposta deste trabalho é analisar o desempenho da agregação de tráfego IP com variação da granularidade dos fluxos em redes WDM. Para tanto é considerado um modelo que pode ser representado pelo diagrama de fluxos da figura 12, que apresenta o problema de agregação de tráfego em camadas. Dadas as demandas de tráfego em uma rede arbitrária, a camada do controle de admissão deve verificar os possíveis caminhos entre os nós de origem e destino, independentemente do algoritmo de roteamento da camada IP. Se já existirem caminhos óticos que suportem a conexão, cabe à camada de roteamento IP decidir qual dos caminhos eleger, baseado em alguma métrica pré-definida como o caminho mais curto ou caminhos alternativos. O controle de acesso não é uma tarefa trivial, tendo em vista a variabilidade da taxa e duração dos fluxos IP.

Após realizar essa decisão, a camada de roteamento por sua vez, solicita à camada de agregação de tráfego a inclusão e transporte do fluxo no caminho ótico designado. A camada de agregação de tráfego é responsável por solicitar aos equipamentos da camada física a criação de novos caminhos óticos ou a inclusão do novo fluxo de tráfego no caminho ótico (ou seqüência destes) designado pela camada de roteamento. A camada de agregação também realiza o roteamento e designação de comprimentos de onda (RWA) pois controla o estabelecimento de caminhos óticos sobre a rede WDM. O RWA não deve ser confundido com o roteamento de tráfego na camada IP.

Observe que a camada de roteamento IP enxerga apenas a topologia virtual através da camada de agregação de tráfego. Isto porque será assumido aqui o modelo de interoperabilidade *Overlay*, onde a camada IP não controla diretamente os dispositivos WDM do núcleo da rede ótica. Cabe portanto à camada de agregação de tráfego comunicar-se diretamente com os equipamentos físicos, atualizar a topologia virtual e informar a camada de

controle de acesso. A requisição pode ser rejeitada caso não haja a possibilidade de inclusão do fluxo em qualquer caminho ótico existente e também não haja a possibilidade de estabelecimento de um novo canal. Se a conexão é rejeitada é necessário submeter novamente a solicitação ao controle de admissão. As simulações realizadas neste trabalho assumem implicitamente a utilização de um plano de controle separado (por exemplo o GMPLS) para manter cada nó informado sobre o estado da rede global. O tráfego de controle não é considerado nos resultados da análise de desempenho.

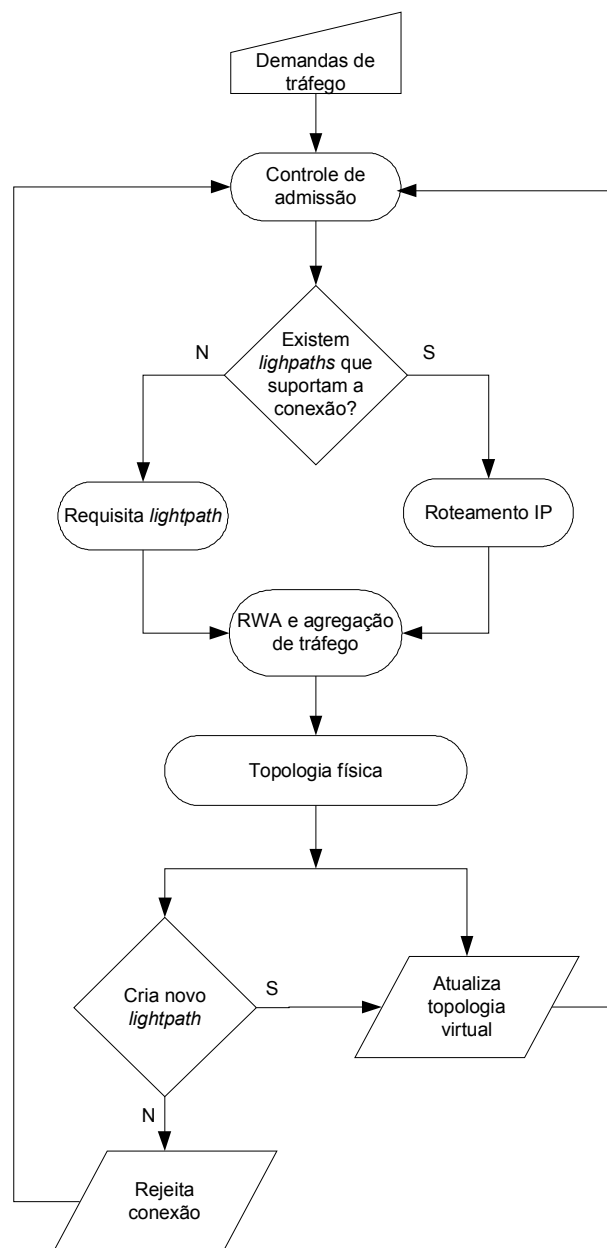


Figura 12: Diagrama de blocos para o problema de agregação de tráfego

As definições do cenário, das cargas, variáveis e métricas baseiam-se em outros estudos de agregação de tráfego e assemelham-se àquelas propostas por Hsu e Devetsikiotis (2004) e Thiagarajan e Somani (2001). A seguir é feita uma definição inicial dos principais parâmetros da simulação e que serão detalhados na continuação deste capítulo:

- 1) Um novo fluxo de tráfego com origem e destino entre dois nós G-OXC da rede, chegará em qualquer nó G-OXC e terá como destino qualquer outro nó. Estas são as demandas de tráfego representadas na figura 12;
- 2) O tráfego de chegada obedece um processo exponencial de Poisson. O modelo de chegadas por um processo exponencial de Poisson é o mais comum, torna o problema tratável e possibilita a comparação com trabalhos de outros autores e a confirmação dos resultados através de outros métodos de simulação.
- 3) Cada novo fluxo de dados é classificado de acordo com a largura de banda que demanda. Essa largura de banda dL é uma parcela da capacidade total do caminho óptico estabelecido na topologia virtual L . Portanto: $dL \leq L$;
- 4) Os fluxos de tráfego com origem em A e destino B , serão aceitos apenas quando todos os enlaces entre A e B tiverem ao menos dL largura de banda disponível. Todas essas frações de comprimento de onda são alocados simultaneamente na hora em que a chamada é aceita. Conforme ilustra a figura 12, a tarefa de verificação de capacidade dos enlaces é realizada pelo controle de admissão. A alocação efetiva dos fluxos é solicitada pelo algoritmo de roteamento IP ao algoritmo (ou camada) de agregação de tráfego;
- 5) De acordo com os algoritmos de controle de admissão, roteamento IP, RWA e agregação de tráfego, se não houver recursos disponíveis na rede entre quaisquer enlaces, a conexão é rejeitada e perdida;
- 6) Quando uma conexão termina, todos as frações de comprimento de onda dL

previamente alocadas serão liberados, ao longo do caminho entre A e B . O caminho ótico pode permanecer conectado mesmo sem transportar tráfego algum por um período de tempo definido durante a simulação. Se após esse período nenhuma demanda de tráfego necessitar esse caminho ótico, o mesmo será extinto.

4.1 Lista de serviços

Os serviços realizados pela rede são o controle de acesso de novas conexões, o roteamento IP, a designação de comprimento de onda combinada com a agregação e retirada dos fluxos de tráfego nos comprimentos de onda. Estes serviços são detalhados a seguir.

4.1.1 Controle de admissão

Considere o simples modelo de filas da figura 13 abaixo. Para cada requisição λ que chega, aplica-se o controle de admissão decidindo se a requisição deve ser atendida ou rejeitada na fila. Existem vários motivos para o controle de admissão. Primeiro não devemos permitir que a taxa de chegada dos fluxos λ exceda a taxa de serviço μ , isto resultaria em uma fila infinita e portanto novas requisições aguardariam infinitamente. Segundo temos que garantir que seja atingido um nível aceitável de desempenho. Tipicamente, queremos manter a média de tempo dos usuários no sistema o menor possível e ao mesmo tempo mantendo o servidor (nesse caso o nó da rede) o mais ocupado possível. Controlar as chegadas dos novos fluxos (λ) é uma maneira óbvia de atingir esses objetivos. Finalmente no caso de requisições de acesso a uma rede de filas (ao invés de um único servidor), o efeito do excesso de fluxos

admitidos no sistema pode causar uma variedade de efeitos indiretos e não óbvios dentro da rede (CASSANDRAS, 1993 p.479).

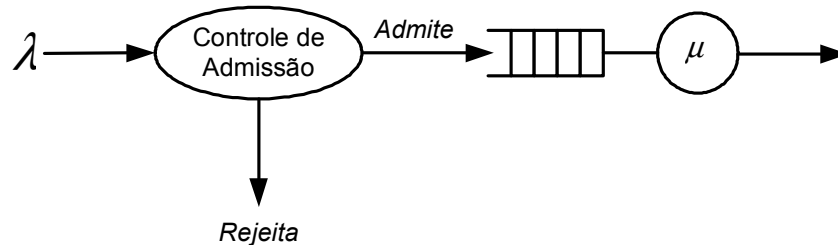


Figura 13: Um modelo de controle de admissão de um sistema de filas

Não é simples determinar se a requisição de um fluxo de dados de taxa de bits constante pode ser atendida. No caso de tráfego IP elástico o desafio é ainda maior, pois em teoria um número ilimitado de conexões são permitidas nos enlaces.

Para resolver esta questão, o controle de admissão estima a banda média dos fluxos IP de maneira a garantir uma taxa de transferência mínima, que foi ajustada para 50% da taxa máxima do fluxo no simulador. Ou seja, se a rede não tiver capacidade de suportar ao menos metade da taxa do fluxo, este será rejeitado. Na falta de recursos óticos, a requisição IP é recusada.

4.1.2 Roteamento

Consideramos o sistema de filas da figura 14, onde os elementos da rede podem escolher a fila 1, 2, 3 até n . A seleção de uma determinada fila é chamada de roteamento. O propósito do roteamento é atingir o destino desejado através do uso de dois ou mais recursos (filas de saída) que podem ser compartilhadas entre os usuários do sistema. Cada fluxo de tráfego é encaminhado para uma fila de saída de acordo com algum algoritmo de decisão. Isso

implica uma probabilidade associada a cada fila de saída como mostra a figura 14.

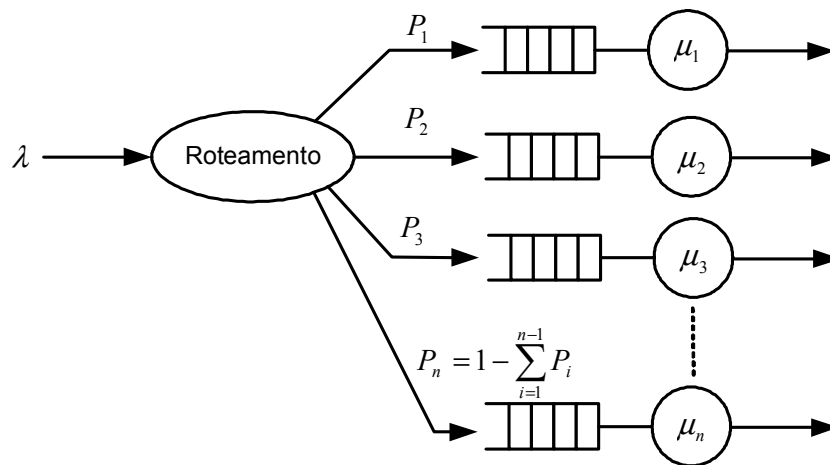


Figura 14: Um modelo de roteamento de um sistema de filas

Na figura 14 observa-se a chegada dos fluxos (λ) no processador de roteamento. O processador de roteamento é responsável pela escolha da fila de saída, (que pode representar por exemplo, as portas físicas de um roteador, ou os caminhos óticos em uma rede ótica). Dadas as probabilidade de roteamento dos fluxos através das filas de saída (P_1 a P_n), onde: P_n é a probabilidade de roteamento através da n -ésima fila, de acordo com a equação (2):

$$P_n = 1 - \sum_{i=1}^{n-1} P_i \quad (2)$$

O modelamento detalhado do controle de acesso e do roteamento através da teoria das filas e das cadeias de Markov pode ser encontrado em Cassandras (1993, p.486).

4.1.3 Roteamento e designação de comprimento de onda (RWA)

O estudo de agregação de tráfego pode incorporar o estudo de Roteamento e designação de comprimento de onda (RWA), como propõe Hu e Leida (2004), que chamou a combinação de problema de *Grooming Routing and Wavelength Assignment* (GRWA). O problema de RWA é tratado separadamente para estabelecimento de um caminho ótico assumindo que as demandas ocuparão todo o comprimento de onda. Neste trabalho o algoritmo RWA simulado é o *Alternate Shortest Path*. Este algoritmo é similar ao *Shortest Path First* que roteia as chamadas sempre no caminho primário entre origem e destino (geralmente o caminho mais curto em número de saltos). No algoritmo *Alternate Shortest Path* também é escolhido o caminho primário mais curto entre os pontos. Além disso investigam-se os caminhos secundários que possuam ao menos um comprimento de onda livre.

Devido as limitações no número de comprimentos de onda por fibra, pode não ser possível conectar todos os pares origem-destino em uma rede ótica em malha através de caminhos óticos diretos. Uma solução para esse problema é utilizar mais de um caminho ótico para conectar um par de nós. Essa solução é conhecida como *multi-hop* mas não é implementada nas simulações deste trabalho pelos algoritmo RWA *Alternate Shortest Path* que é de natureza *single-hop*. Quando a topologia virtual estabelecida pelo algoritmo RWA é *single-hop*, apenas o caminho ótico direto entre dois nós é utilizado. Se não houver um caminho ótico direto entre dois nós e mesmo existindo um caminho ótico complementar ele não pode ser utilizado.

4.1.4 Algoritmos de agregação de tráfego

Neste trabalho são simulados dois algoritmos de agregação de tráfego, dentre os mais simples conhecidos (SALVADORI; LO CIGNO; ZSÓKA, 2004a). Os dois algoritmos podem ser classificados de acordo com seus objetivos primários. O primeiro algoritmo conhecido como *Direct-vlink* tem como diretriz primária maximizar a utilização dos comprimentos de onda. Este algoritmo procura na topologia virtual um canal ótico já estabelecido e que satisfaça a demanda da requisição. Se não existir nenhum caminho ótico estabelecido, somente aí tenta-se o estabelecimento de um novo canal. Este algoritmo será referido no restante deste trabalho como agregação de tráfego *Direct-vlink*.

O segundo algoritmo de agregação de tráfego simulado comporta-se de maneira bastante exigente no uso dos recursos da camada ótica. O objetivo deste segundo algoritmo é estabelecer novos caminhos óticos a cada requisição, dessa forma evitando perturbar os demais fluxos de tráfego contidos nos canais óticos já estabelecidos. Este algoritmo é conhecido como *Och-first* (menos ocupado), pois faz uma busca primária nos comprimentos de onda livres e tenta criar um caminho ótico para cada nova requisição.

No caso da impossibilidade de criação de um novo caminho ótico é realizada a inclusão do fluxo em um dos caminhos óticos existentes. No caso de falta de ambos recursos, a requisição IP é recusada como no algoritmo de agregação de tráfego *Direct-vlink*. Este algoritmo será referido no restante deste trabalho como agregação de tráfego *Och-first*.

Os nós de destino e origem dos caminhos óticos não podem ser modificados até que todos os fluxos de tráfego nele contidos sejam atendidos. Isso para ambos algoritmos de agregação de tráfego.

4.2 Modelamento e Simulação

Para fazer a análise de desempenho da agregação de tráfego será realizada a simulação de uma rede ótica com topologia em malha. Podemos dizer que o sistema é composto de quatro elementos principais:

- 1) Os usuários que são os transmissores e receptores dos fluxos de tráfego na rede;
- 2) Os nós da rede que podem ser OXCs ou G-OXCs;
- 3) Os enlaces entre os nós que podem ser decompostos em uma ou mais fibras-ópticas e que por sua vez transportam um ou mais comprimentos de onda;
- 4) Os geradores de tráfego: Entidade estatística que gera o tráfego de entrada da rede através dos usuários;

O primeiro passo para realização das simulações é a combinação dessas quatro entidades básicas que definem as topologias das redes em estudo. A primeira topologia escolhida é a da NSFNET de 14 nós e 21 enlaces, representada na figura 15. Essa é uma topologia clássica e recorrente na literatura, como nas simulações realizadas por Salvadori, Lo Cigno e Zsóka (2004a), Yao e Ramamurthy (2004) e Farahmand, Huang e Jue (2004), para citar os mais relevantes. Além disso a topologia NSFNET representa um vínculo com uma rede real.

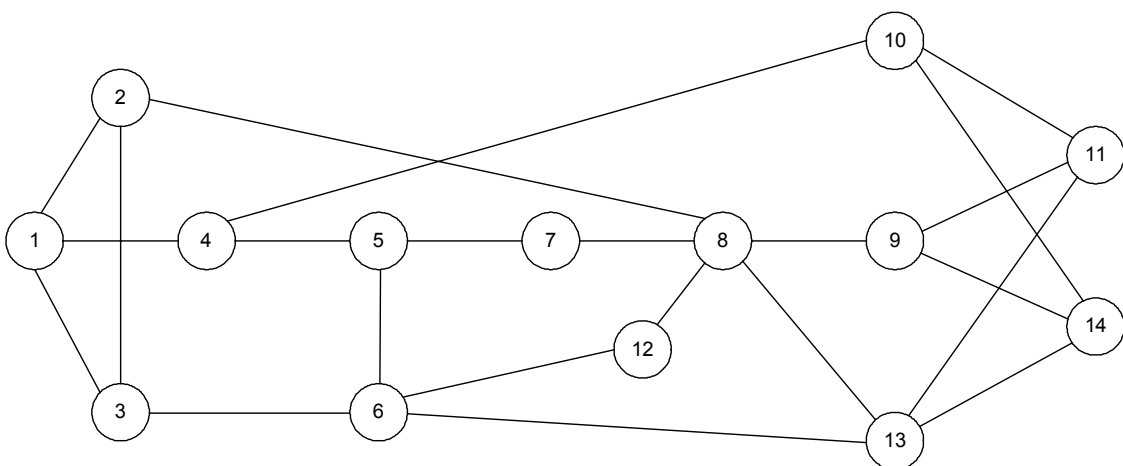


Figura 15: Topologia NSFNET

A segunda topologia escolhida é a rede Kyatera expandida com 8 nós. Essa topologia foi escolhida por ser relevante ao contexto nacional e também por representar uma rede real. A topologia da rede Kyatera é representada na figura 16.

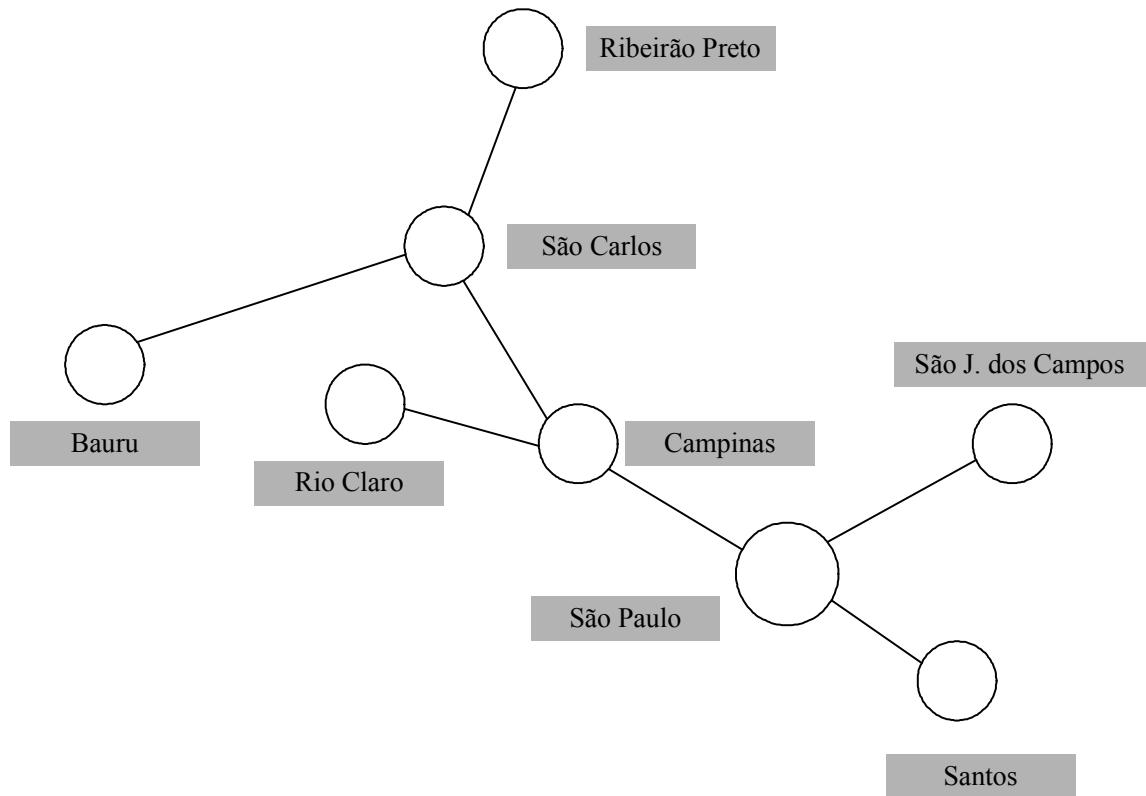


Figura 16: Topologia KyaTera

4.3 Métricas de desempenho

As métricas de desempenho da rede obtidas neste trabalho são:

- 1) A probabilidade de bloqueio total dos fluxos;
- 2) A carga efetiva transportada pela rede (*throughput*);
- 3) O número total de fluxos processados no caminho primário;

As duas primeiras métricas são as mais comuns e recorrentes em todos os trabalhos relacionados. Além dessas métricas diretas a partir dos dados coletados é determinada a correlação entre as probabilidades de bloqueio e a carga efetiva transportada pela rede

(*throughput*). A correlação nos ajuda a entender se há uma associação entre dois ou mais grupos de dados (variáveis). Em estatística o coeficiente de correlação de Pearson (BUSSAB, 2002), também chamado de "coeficiente de correlação produto-momento" mede o grau da correlação (e a direção dessa correlação, se positiva ou negativa) entre duas variáveis.

Este coeficiente, normalmente representado pela letra "r" assume apenas valores entre -1 e 1.

- $r = 1$, significa uma correlação perfeita positiva entre as duas variáveis.
- $r = -1$, significa uma correlação negativa perfeita entre as duas variáveis - Isto é, se uma aumenta, a outra sempre diminui.
- $r = 0$, significa que as duas variáveis não dependem linearmente uma da outra. No entanto, pode existir uma outra dependência que seja "não linear". Assim, o resultado $r = 0$ deve ser investigado por outros meios.

Em outras palavras, se uma variável aumenta, a variável correlacionada aumenta proporcional e linearmente. Se o coeficiente for zero, então as duas variáveis são completamente independentes (não há relação entre elas).

O coeficiente de correlação de Pearson calcula-se segundo a seguinte fórmula:

$$r = \frac{\sum_{i=1}^n (x_i - \bar{x})(y_i - \bar{y})}{\sqrt{\sum_{i=1}^n (x_i - \bar{x})^2} \cdot \sqrt{\sum_{i=1}^n (y_i - \bar{y})^2}}, \quad (3)$$

Na equação 3 x_1, x_2, \dots, x_n e y_1, y_2, \dots, y_n são os valores medidos de ambas as variáveis. \bar{x} e \bar{y} são as médias aritméticas.

4.4 Lista dos parâmetros da rede

As quatro entidades principais que compõem o modelo das simulações (nós, usuários, enlaces e geradores de tráfego) precisam ser definidas através dos seguintes parâmetros:

- 1) Tipo de tráfego de entrada: pode ser IP ou taxa de bits constante (CBR). Neste trabalho serão realizadas simulações para tráfego IP diretamente sobre a rede WDM. O tipo de tráfego simulado é *unicast* (ponto-a-ponto). Não será analisado o comportamento do tráfego *broadcast* ou *multicast* no modelo.
- 2) A topologia da rede é construída através da conexão de usuários aos nós e entre nós através de enlaces. As topologias NSFNET e Kyatera serão simuladas.
- 3) Tipo de nó: OXC ou G-OXC (*Grooming-OXC*). Nas simulações da rede NSFNET serão utilizados os dois dispositivos e nas simulações da rede Kyatera todos os nós serão G-OXCs.
- 4) Taxa mínima e máxima dos fluxos de entrada: as taxas mínima e máxima são iguais no caso de tráfego de taxa de bits constante. No caso de tráfego IP deve-se estabelecer uma granularidade mínima e máxima. A granularidade dos fluxos de tráfego é o ponto central das simulações. Os resultados do trabalho de Farahmand, Huang e Jue (2004), serão utilizados na comparação com os resultados obtidos através da simulação do mesmo cenário, porém aumentando-se a granularidade dos fluxos. Farahmand, Huang e Jue (2004) e Ramasubramanian e Somani (2004) citam a menor taxa dos fluxos de tráfego presentes na entrada de uma rede DWDM como sendo de 155 Mbit/s equivalente a um canal STM-1 da arquitetura SDH. Além disso nestes trabalhos os fluxos de tráfego são considerados como taxa de bits constante (CBR), o que não capta a natureza elástica dos fluxos IP operando diretamente sobre uma rede ótica. Serão realizadas simulações para quatro níveis distintos de granularidade de fluxos IP e uma

quinta simulação apenas para a topologia NSFNET, que combinará três geradores de tráfego simultâneos e concorrentes.

A figura 17 ilustra as granularidades utilizadas nas simulações. No primeiro nível de granularidade definido (I) os fluxos IP variam entre 10 e 52 Mbit/s segundo uma distribuição normal com média 31 Mbit/s. Isso representa a agregação de canais entre 10 Mbit/s (velocidade de uma interface Ethernet), até 52 Mbit/s que representa a velocidade de canais padrão STM-0.

No segundo nível de granularidade (II na figura 17) a taxa dos fluxos IP que são gerados varia desde o mínimo de 52 Mbit/s até 155 Mbit/s (equivalente à taxa de fluxos padrão STM-1), com distribuição normal de média 103,5 Mbit/s. No terceiro nível (III) a taxa mínima é de 155 Mbit/s e a máxima equivale à taxa por comprimento de onda total da simulação de 25 Gbit/s, com distribuição normal e média 1.327,5 Mbit/s.

No quarto nível de granularidade das simulações (IV) os fluxos IP variam uniformemente desde 10 Mbit/s até a taxa máxima do comprimento de onda de 2,5 Gbit/s, com distribuição normal e média 1.255 Mbit/s.

.Essa simulação foi realizada para tentar captar a maior variabilidade de fluxos possível. A quinta e última simulação é um caso especial onde três geradores de tráfego simultâneos concorrem para o acesso aos recursos da rede (V na figura 17). Esta simulação será discutida em mais detalhes itens 5.5 e 5.6, e é realizada apenas para a topologia NSFNET. O objetivo desta simulação é comprovar a distorção notada por Thiagarajan e Somani, (2001), que chamou esse problema de *capacity fairness*, considerando aqui também fluxos de maior granularidade. Neste caso os fluxos de maior ou menor granularidade não devem ser discriminados, de maneira a promover uma justa distribuição dos recursos da rede ótica.

Para as variáveis que serão analisadas estatisticamente (probabilidade total de bloqueio dos fluxos e carga total transportada), a precisão atingida por seu valor médio estimado é realizada durante o curso da simulação para cada ponto levantado da curva. Os dados relativos ao número de observações coletadas e a variância são computados nos arquivos que originam os resultados, mas foram omitidos deste trabalho por mera questão de espaço.

5) Tamanho médio do bloco de dados a ser transportado: em todas as simulações, o *back-log* (tamanho do bloco de dados a ser transportado) que corresponde a um fluxo nas simulações é randomicamente escolhido de uma distribuição exponencial com média de 3 Gbits. A figura 17 representa a carga de 3 Gbit de dados a ser transmitida que será encapsulada no protocolo IP e transmitida através das interfaces de acesso da rede (por exemplo através de roteadores IP/MPLS) em fluxos de 10 a 52 Mbit/s, 52 a 155 Mbit/s, 155 a 2.500 Mbit/s e 10 a 2.500 Mbit/s para as simulações I, II, III e IV. Os fluxos são processados pelo controle de acesso (CAC), roteados e agregados e finalmente são transportados na rede WDM.

Este modelamento de fluxos foi chamado de *Data-Based* e introduzido por Salvadori, Lo Cigno e Zsóka (2004a). Neste modelo os fluxos de tráfego IP chegam à rede com uma carga C a ser transportada. A aceitação deste novo fluxo irá afetar todos os outros fluxos na rede, pois são recomputadas as estimativas de término de transporte de todos os outros fluxos da rede. O mesmo ocorre ao término do transporte de um fluxo, liberando recursos da rede. Este modelo inclui a característica mais importante dos fluxos elásticos que é a realimentação na duração dos fluxos. Quanto mais congestionada a rede, mais tempo os fluxos permanecerão na rede. O congestionamento se agrava com o tempo, aumentando a possibilidade de que novos fluxos sejam gerados e piorem ainda mais o congestionamento.

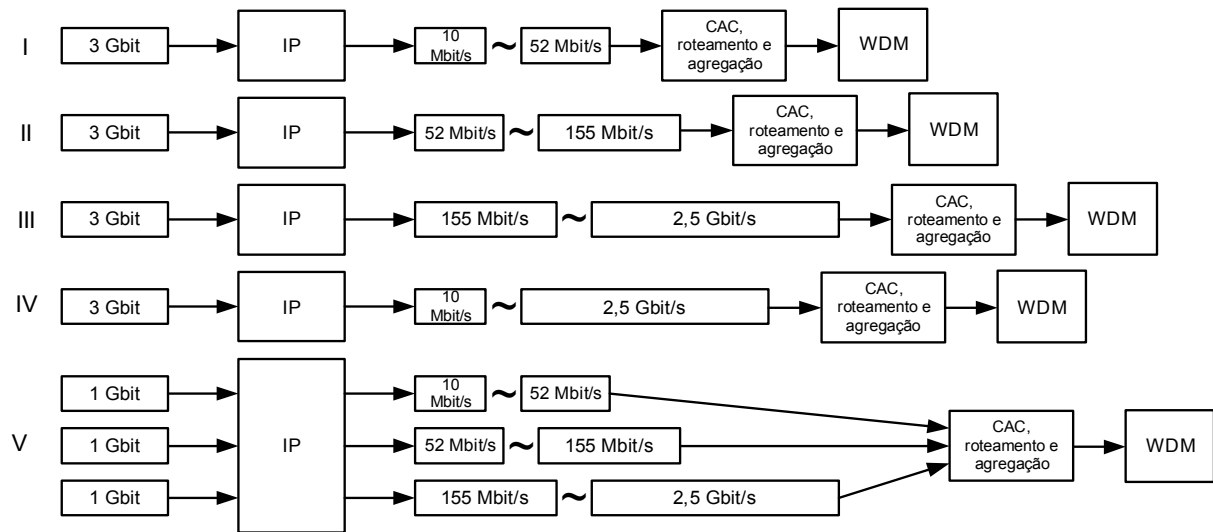


Figura 17: Representação das simulações de diferentes perfis de granularidades de tráfego IP sobre a rede WDM.

6) Taxa total por enlace que pode ser composto por mais de uma fibra-ótica e é igual ao número de fibras-óticas, vezes o número de comprimentos de onda por fibra, vezes a taxa por comprimento de onda. Nas simulações realizadas os enlaces são compostos por apenas um par de fibras-óticas, cada uma possui 4 comprimentos de onda operando a 2,5 Gbit/s. Portanto a capacidade total por enlace de fibra-ótica é de 10 Gbit/s.

7) Modo dos caminhos óticos (mono ou bi-direcional): os caminhos óticos estabelecidos sobre a topologia física são bi-direcionais. Ou seja, não é necessário o estabelecimento de dois caminhos óticos para o tráfego de ida e volta entre um par origem-destino.

8) As probabilidades de relacionamento de tráfego entre os nós: será simulada uma distribuição uniforme dos fluxos de tráfego. Quando um novo fluxo de dados é gerado em qualquer ponto da rede, a origem e o destino são randomicamente selecionados com a mesma probabilidade.

9) Algoritmo de controle de admissão de chamadas (CAC): o controle de acesso será realizado de forma que a banda equivalente da chamada seja adicionada a um

acumulador associado ao canal ótico. Se a soma for superior à capacidade do enlace, a chamada é rejeitada. Se for aceita, os próximos enlaces são verificados sucessivamente e a informação é passada ao algoritmo de roteamento. Esse controle de acesso realiza o controle através da banda estimada equivalente.

10) Processo de chegada dos fluxos: obedece um processo exponencial de Poisson conforme descrito anteriormente (Cap. 4). Não é levado em conta nenhum tipo de atraso de processamento nos G-OXCs.

Além disso conexões bloqueadas são descartadas. Não há fila de conexões bloqueadas ou tentativa de restabelecimento.

11) Roteamento e designação de comprimento de onda (RWA): o algoritmo RWA simulado é o *Alternate Shortest Path*. Este algoritmo roteia as chamadas sempre no caminho primário entre origem e destino (geralmente o caminho mais curto em número de saltos). Além disso investigam-se os caminhos secundários que possuam ao menos um comprimento de onda livre.

12) Protocolo de Roteamento IP: o roteamento dos fluxos IP será realizado sobre a topologia virtual formada pelos caminhos óticos simulando o modelo de interoperabilidade *Overlay*. O algoritmo de roteamento será o caminho mais curto disponível (*shortest path first*). Se dois ou mais caminhos tiverem o mesmo custo (número de saltos), o caminho ótico mais recente será escolhido. O número de saltos permitidos foi limitado a 5 para a topologia NSFNET, para diminuição do número de enlaces óticos estabelecidos e diminuição dos tempos de simulação. Qualquer nó na topologia NSFNET é alcançável com 4 saltos apenas. Portanto foram tolerados caminhos com até 1 salto a mais.

13) Algoritmo de Agregação de tráfego: os algoritmos de agregação de tráfego *Direct-link* e *Och-first* citados serão simulados para as duas topologias NSFNET e Kyatera.

14) Tempo de vida dos caminhos óticos: os caminhos óticos podem permanecer conectados durante 60 segundos mesmo sem transportar tráfego. Se após esse período nenhuma demanda de tráfego necessitar esse caminho ótico, o mesmo será desfeito. Este parâmetro foi escolhido para reduzir o tempo de processamento das simulações.

15) Grau de precisão e tempo de simulação: todas as simulações foram realizadas até que o grau de precisão atingisse 95% com +/-5% de intervalo de confiança em torno do valor estimado para a probabilidade de bloqueio dos fluxos e carga total transportada. O tempo de operação da rede simulado foi de 50.000 segundos para cada ponto da curva.

4.5 Técnica de avaliação

A técnica de avaliação é a simulação de um modelo através da utilização de um software de simulação estatístico. O simulador GANCLES (SALVADORI et al., 2004) escolhido para realização deste trabalho é baseado nas ferramenta de simulação ANCLES (POLITECNICO DI TORINO) e ASONCLES (ZSÓKA, 2002). A versão original do ANCLES foi desenvolvida para simulação de redes ATM e tráfego IP, oferecendo vários algoritmos de roteamento e de controle de acesso. ASONCLES é a abreviação de *ASON Call Level Simulator*. Essa versão possibilita a simulação de redes óticas chaveadas automaticamente. A ferramenta GANCLES permite a simulação e a combinação de algoritmos de controle de acesso, roteamento e agregação de fluxos de tráfego sobre a camada ótica. As simulações foram realizadas em um computador Athlon 2.4Ghz, com 512Mb de memória RAM, 80Gb de disco rígido, rodando o sistema operacional Linux da distribuição Suse v.9.3. Foi utilizada a versão do 1.0.4 do software GANCLES.

4.6 Determinação da carga de trabalho

A carga de trabalho é uma das variáveis mais importantes do sistema. A variação da carga de trabalho reflete diretamente na ocupação nas probabilidades de bloqueio e na taxa de transferência efetiva da rede. A carga de trabalho varia de 0,1 até 1 e representa respectivamente de 10 a 100% da capacidade total de todos os geradores de tráfego da rede. Uma carga de trabalho de 0,1 significa que a somatória dos fluxos de tráfego sendo gerados equivale a 10% da capacidade de transporte total da rede. A resultante ou a taxa efetiva de transporte de dados da rede após ser submetida a essa carga nominal dependerá do número de fluxos bloqueados e sua granularidade.

4.7 Resumo do capítulo 4

Neste capítulo foi realizada a definição de um modelo de agregação de tráfego IP em redes WDM sobre as topologias NSFNET e Kyatera. Foram introduzidos os parâmetros e os procedimentos das simulações. Foram definidas e relacionadas as métricas de desempenho almeçadas. A proposta deste trabalho é analisar o desempenho da agregação de tráfego IP com variação da granularidade dos fluxos em redes WDM.

As definições do cenário, das cargas, variáveis e métricas baseiam-se em outros estudos de agregação de tráfego e assemelham-se àquelas propostas por Hsu e Devetsikiotis (2004) e Thiagarajan e Somani (2001). Foram definidos neste capítulo os algoritmos de Controle de Admissão de Chamadas (CAC), Roteamento e designação de comprimento de onda (RWA), roteamento IP e dois algoritmos de agregação de tráfego o *Och-first* e o *Direct-vlink*.

A técnica de avaliação é a simulação de um modelo através da utilização de um

software de simulação estatístico. O simulador GANCLES (SALVADORI et al., 2004) escolhido para realização deste trabalho é baseado nas ferramenta de simulação ANCLES (POLITECNICO DI TORINO) e ASONCLES (ZSÓKA, 2002).

No capítulo 5 a seguir serão apresentados os resultados das simulações realizadas.

5 RESULTADOS

A seguir serão apresentados os resultados das simulações da topologia de rede NSFNET e Kyatera para os dois algoritmos de agregação de tráfego descritos: *Direct-vlink* e *Och-first*. A apresentação dos resultados é dividida da seguinte forma: Os itens 5.1 e 5.2 apresentarão os resultados das simulações da rede NSFNET com os algoritmos de agregação *Direct-vlink* e *Och-first*, respectivamente. Os itens 5.3 e 5.4 apresentarão os resultados correspondentes e no mesmo formato para a topologia Kyatera.

Nos itens 5.5 e 5.6 serão apresentados os resultados das simulações realizadas com três geradores de tráfego concorrentes e simultâneos em cada nó G-OXC da topologia NSFNET para ambos os algoritmos de agregação de tráfego.

Todos os gráficos serão apresentados em um formato padronizado. No primeiro tipo de gráfico o eixo horizontal é a carga relativa oferecida à rede e o eixo vertical a probabilidade de bloqueio resultante em escala logarítmica. Serão representados no mesmo gráfico as probabilidades de bloqueio de cada perfil de granularidade simulado (conforme detalhado no capítulo 4, item 4.4 e ilustrado pela figura 17).

O segundo tipo de gráfico representa a taxa de transferência efetiva (*throughput*) dos fluxos IP para os diferentes perfis de granularidade simulados. O eixo horizontal é a carga relativa oferecida à rede e o eixo vertical a taxa efetiva resultante (*throughput*) em Gbit/s. Novamente os resultados das quatro granularidades simuladas serão traçados no mesmo gráfico. O terceiro tipo de gráfico ilustra a porcentagem dos fluxos IP aceitos no caminho primário, eleito pelo algoritmo de roteamento. Estes gráficos representam o comportamento do algoritmo de roteamento IP sobre a camada ótica. O eixo horizontal é a carga relativa oferecida à rede e o eixo vertical a porcentagem de fluxos por granularidade. Os fluxos aceitos no caminho primário são uma parcela dos fluxos aceitos pela rede.

Dois outros tipos de gráficos serão apresentados nos itens 5.5 e 5.6. O primeiro formato representa a probabilidade de bloqueio dos fluxos IP para as três granularidades concorrentes em relação à probabilidade de bloqueio média sobre a topologia NSFNET. O eixo horizontal é a carga relativa oferecida à rede e o eixo vertical a probabilidade de bloqueio resultante. O segundo tipo de gráfico ilustra a taxa de transferência efetiva em Gbit/s (*throughput*) dos fluxos IP para os três geradores de fluxos concorrentes. O eixo horizontal é a carga relativa imposta à rede e o eixo vertical a taxa de transferência efetiva resultante por unidade de tempo.

No item 5.7 serão comparados os resultados obtidos nas simulações da rede NSFNET do item 5.1 com os resultados apresentados por Farahmand, Huang e Jue (2004). O motivo é validar os resultados do simulador utilizado neste trabalho.

Ao final deste capítulo no item 5.8 serão apresentadas as seguintes correlações: A correlação entre a carga oferecida versus a carga efetiva e a correlação da carga efetiva versus a probabilidade de bloqueio, para as duas topologias (NSFNET e Kyatera) e para os dois algoritmos de agregação de tráfego. Essas correlações referem-se aos resultados dos itens 5.1 a 5.4.

5.1 Simulação da topologia NSFNET com agregação *Direct-vlink*

A seguir serão apresentados os resultados das simulações da topologia de rede NSFNET conforme ilustra a figura 18. Essa topologia foi simulada para fluxos IP operando diretamente sobre a rede WDM nos nós indicados. Apenas 6 dos 14 nós da topologia são G-OXCs. Os demais nós são OXCs puros. Tanto os OXCs quanto os G-OXCs não efetuam a conversão de comprimento de onda. Os demais parâmetros da simulação são listados na

Tabela 3. Os detalhes sobre esses parâmetros já foram discutidos no Capítulo 4.

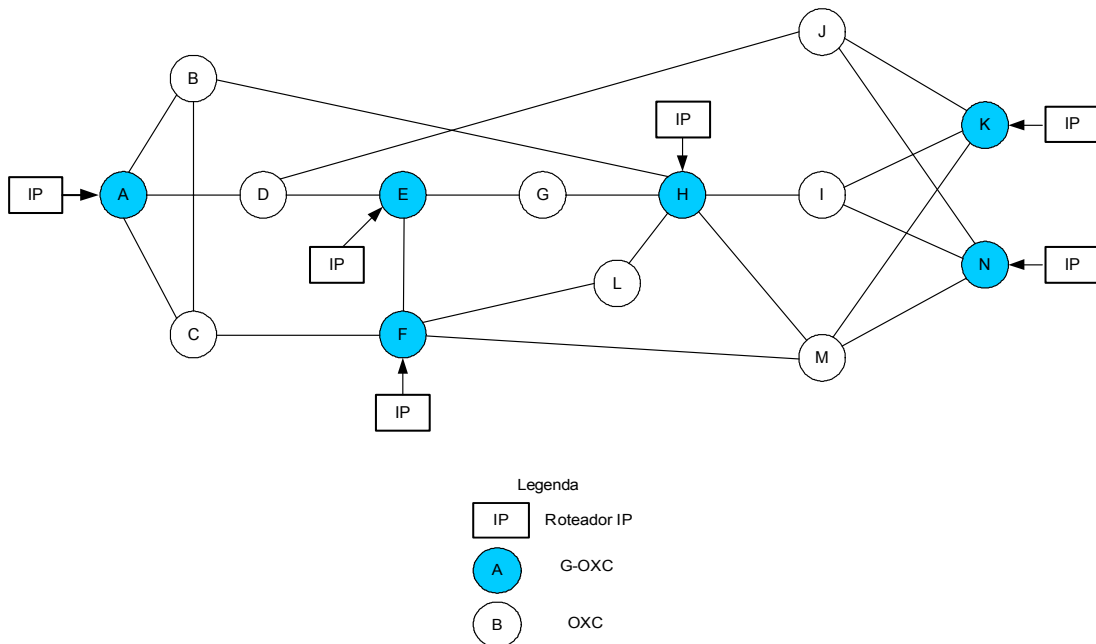


Figura 18: Topologia NSFNET com 6 nós G-OXC

Parâmetro de simulação	Valor
Tipo de tráfego de entrada	IP
Topologia	NSFNET (figura 18)
Tipo de OXC	6 nós G-OXC e 8 nós OXC (figura 18). Todos sem conversão de comprimento de onda
Taxa dos fluxos de entrada	10 a 52 Mbit/s, 52 a 155 Mbit/s, 155 a 2.500 Mbit/s e 10 a 2.500 Mbit/s
Tamanho médio do bloco de dados a ser transportado	3 Gbits
Fibras por enlace	1 par
Caminhos óticos	Bi-direcionais
Comprimentos de onda por fibra-ótica	4
Taxa por comprimento de onda	2,5 Gbit/s
Taxa total por enlace	10 Gbit/s
Padrão de tráfego	Uniformemente distribuído entre todos os nós
Processo de chegada dos fluxos	Poisson
Controle de Acesso	Verificação de banda equivalente nos enlaces
Roteamento IP	<i>Shortest path first</i> e caminho alternativo. Máximo de 5 saltos entre origem-destino
Agregação de tráfego	<i>Direct-vlink</i>
Tempo de permanência dos caminhos óticos	Permanentemente estabelecidos com tráfego. Desconectados após 60 segundos sem tráfego
Grau de precisão	95% e +/-5% de intervalo de confiança em torno do valor estimado
Tempo de operação da rede simulado	50.000 seg.

Tabela 3: Parâmetros da simulação da topologia NSFNET com agregação *Direct-vlink*

A figura 19 representa a probabilidade de bloqueio dos fluxos IP para as diferentes granularidades. Os fluxos de maior granularidade (10 a 52 Mbit/s) apresentaram menor probabilidade de bloqueio em relação às outras granularidades até praticamente 100% de carga relativa. A probabilidade de bloqueio dos fluxos de maior granularidade de 10 a 52 Mbit/s foi sempre menor e abaixo de 1% para até 50% de utilização da rede. A probabilidade de bloqueio dos fluxos foi praticamente zero até 30% de utilização da rede (carga igual a 0,3), como mostra a figura 19. No entanto a precisão dos valores situa-se em torno de 0,0003. Portanto valores abaixo devem ser observados com cautela.

O perfil de granularidade que apresentou o segundo melhor desempenho foi de 52 a 155 Mbit/s. Os fluxos com granularidades entre 10 a 2.500 Mbit/s e 155 a 2.500 Mbit/s apresentaram a terceira e quarta menor probabilidades de bloqueio respectivamente, mas muito próximas. Nota-se também que essas duas faixas de granularidade apresentaram um comportamento linear da probabilidade de bloqueio com relação a carga submetida rede. Esta linearidade pode ser comprovada através dos resultados da equação de correlação (3) que serão apresentados neste capítulo. Se observarmos a faixa de probabilidade de bloqueio até 10% notaremos que a maior granularidade dos fluxos pode permitir a utilização da rede até quase 60% de sua capacidade.

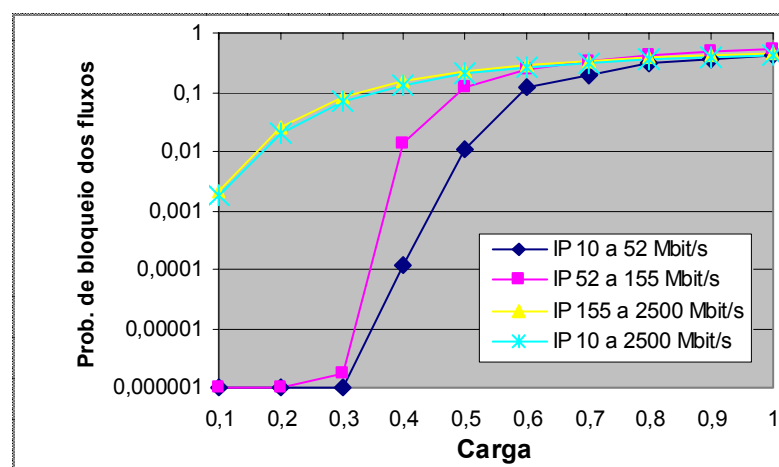


Figura 19: Probabilidade de bloqueio dos fluxos (NSFNET) com algoritmo de agregação *Direct-vlink*

A figura 20 representa a taxa de transferência efetiva (*throughput*) dos fluxos IP para os diferentes perfis de granularidade simulados. Neste caso a taxa efetiva transportada pela rede foi de 9 a 13% maior, para os fluxos IP de 10 a 52 Mbit/s, até praticamente 100% de utilização da rede. Neste quesito a segunda granularidade com o melhor desempenho foi de 52 a 155 Mbit/s até 60% de utilização da rede. As faixas de granularidade apresentaram um comportamento muito próximo até 30% de utilização da rede. No entanto entre 30% e 60% de utilização da rede (faixa que apresenta uma probabilidade de bloqueio próximo de 10%, conforme a figura 19), os fluxos com perfil de granularidade entre 10 a 52 Mbit/s obtiveram uma taxa de transferência efetiva até 23% superior.

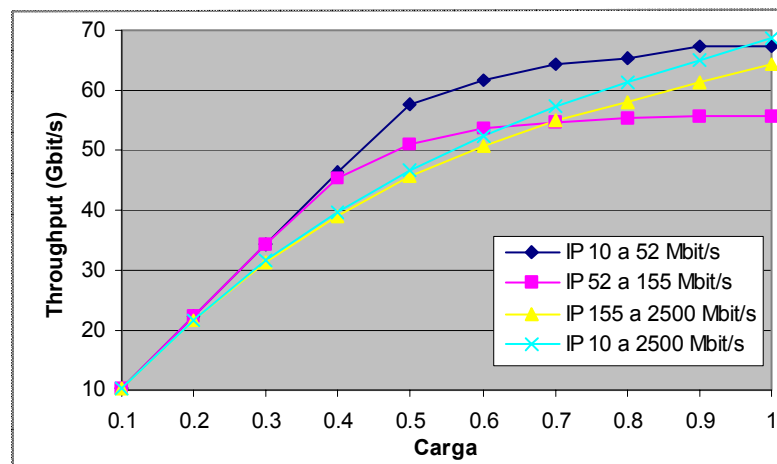


Figura 20: Taxa de transferência efetiva (*throughput*) de fluxos (NSFNET) com alg. de agregação *Direct-vlink*.

A figura 21 ilustra a porcentagem dos fluxos IP aceitos no caminho primário eleito pelo algoritmo de roteamento. Observa-se que o roteamento dos fluxos de maior granularidade (de 10 a 52 Mbit/s e de 52 a 155 Mbit/s) não foi tão bem comportado quanto os demais. Esse é um efeito colateral que pode ou não ser relevante na utilização da rede com estas granularidades altas.

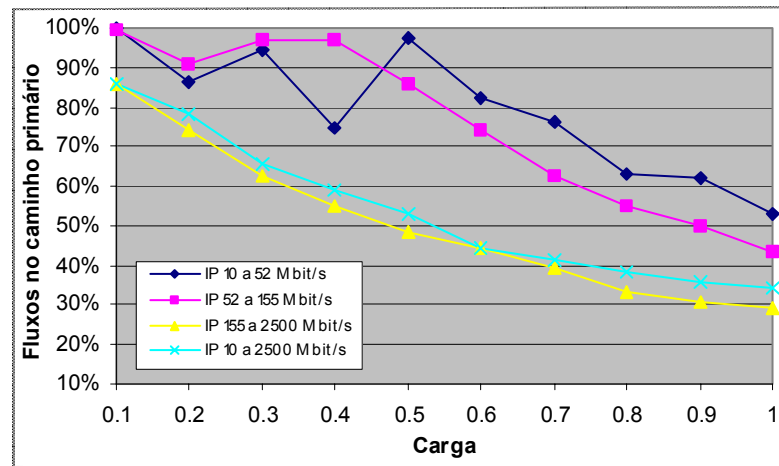


Figura 21: Porcentagem dos fluxos aceitos no caminho primário (NSFNET) com alg. de agregação *Direct-vlink*.

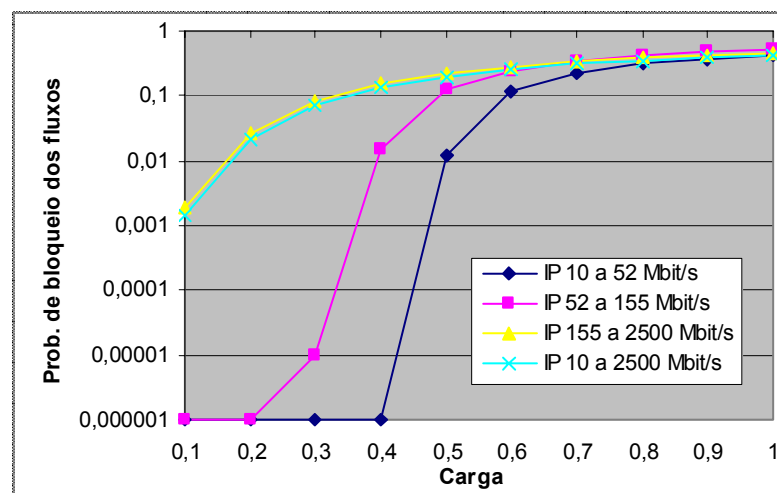
5.2 Simulação da topologia NSFNET com agregação *Och-first*

A seguir serão apresentados os resultados das simulações da topologia de rede NSFNET da figura 18 para o algoritmo de agregação de tráfego *Och-first*. Os demais parâmetros da simulação são listados na Tabela 4.

Parâmetro de simulação	Valor
Tipo de tráfego de entrada	IP
Topologia	NSFNET (figura 18)
Tipo de OXC	6 nós G-OXC e 8 nós OXC (figura 18). Todos sem conversão de comprimento de onda
Taxa dos fluxos de entrada	10 a 52 Mbit/s, 52 a 155 Mbit/s, 155 a 2.500 Mbit/s e 10 a 2.500 Mbit/s
Tamanho médio do bloco de dados a ser transportado	3 Gbits
Fibras por enlace	1 par
Caminhos óticos	Bi-direcionais
Comprimentos de onda por fibra-ótica	4
Taxa por comprimento de onda	2,5 Gbit/s
Taxa total por enlace	10 Gbit/s
Padrão de tráfego	Uniformemente distribuído entre todos os nós
Processo de chegada dos fluxos	Poisson
Controle de Acesso	Verificação de banda equivalente nos enlaces
Roteamento IP	<i>Shortest path first</i> e caminho alternativo. Máximo de 5 saltos entre origem-destino
Agregação de tráfego	<i>Och-first</i>
Tempo de permanência dos caminhos óticos	Permanentemente estabelecidos com tráfego. Desconectados após 60 segundos sem tráfego
Grau de precisão	95% e +/-5% de intervalo de confiança em torno do valor estimado
Tempo de operação da rede simulado	50.000 seg.

Tabela 4: Parâmetros da simulação da topologia NSFNET com agregação *Och-first*

A figura 22 representa a probabilidade de bloqueio dos fluxos IP para as diferentes granularidades com o algoritmo de agregação de tráfego *Och-first*. Os fluxos de maior granularidade (10 a 52 Mbit/s) apresentaram menor probabilidade de bloqueio em relação às outras granularidades até aproximadamente 90% de carga oferecida.

Figura 22: Probabilidade de bloqueio (NSFNET) com algoritmo de agregação *Och-first*

A probabilidade de bloqueio dos fluxos de 10 a 52 Mbit/s foi sempre menor como podemos observar na figura 22. O perfil de granularidade que apresentou o segundo melhor desempenho foi de 52 a 155 Mbit/s. Os fluxos com granularidades de 10 a 2.500 Mbit/s e 155 a 2.500 Mbit/s apresentam a terceira e quarta menor probabilidades de bloqueio respectivamente. Nota-se mais uma vez que essas duas faixas de granularidade apresentam um comportamento linear.

A figura 23 representa a taxa de transferência efetiva (*throughput*) dos fluxos IP para os diferentes perfis de granularidade com o algoritmo de agregação de tráfego *Och-first*. Neste caso a taxa efetiva transportada pela rede foi de 9 a 14% maior para os fluxos IP de maior granularidade (10 a 52 Mbit/s), até aproximadamente 90% de utilização da rede. A segunda granularidade com o melhor desempenho foi de 52 a 155 Mbit/s até 60% de utilização da rede. As faixas de granularidade apresentaram um *throughput* muito próximo até 30 % de utilização da rede. Entre 30% e 60% de utilização da rede os fluxos com perfil de granularidade entre 10 a 52 Mbit/s obtiveram uma taxa de transferência efetiva até 23% superior.

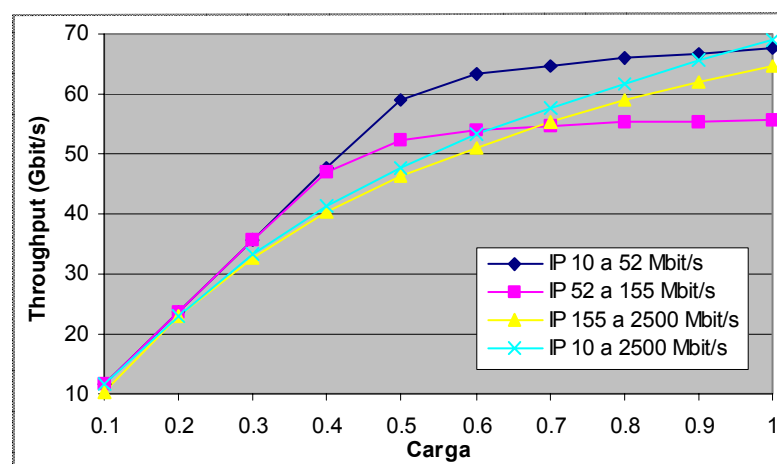


Figura 23: Taxa de transferência efetiva (*throughput*) de fluxos (NSFNET) com alg. de agregação *Och-first*

A figura 24 ilustra a porcentagem dos fluxos IP aceitos no caminho primário eleito pelo algoritmo de roteamento. Com o algoritmo de agregação *Och-first* observa-se apenas um comportamento mais linear independente da taxa dos fluxos em relação ao algoritmo *Direct-vlink*. Essa linearidade pode ser medida através da correlação da carga submetida com o número de fluxos aceitos no caminho primário.

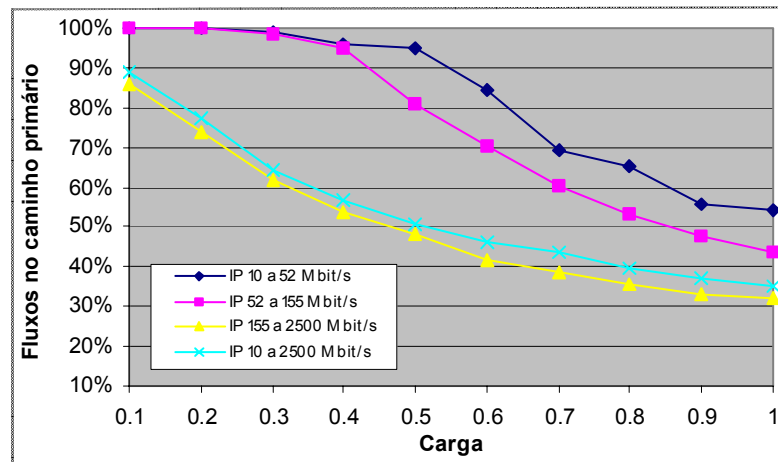


Figura 24: Porcentagem dos fluxos aceitos no caminho primário (NSFNET) com alg. de agregação *Och-first*

5.3 Simulação da topologia Kyatera com agregação *Direct-vlink*

A seguir serão apresentados os resultados das simulações da topologia de rede Kyatera da figura 25. Essa topologia foi simulada para fluxos IP operando diretamente sobre a rede WDM em todos os nós da rede. Todos os 8 nós da rede são G-OXCs. Os G-OXCs não efetuam a conversão de comprimento de onda.

Os demais parâmetros das simulações são semelhantes aos parâmetros dos itens anteriores e são relacionados na Tabela 5 para rápida referência.

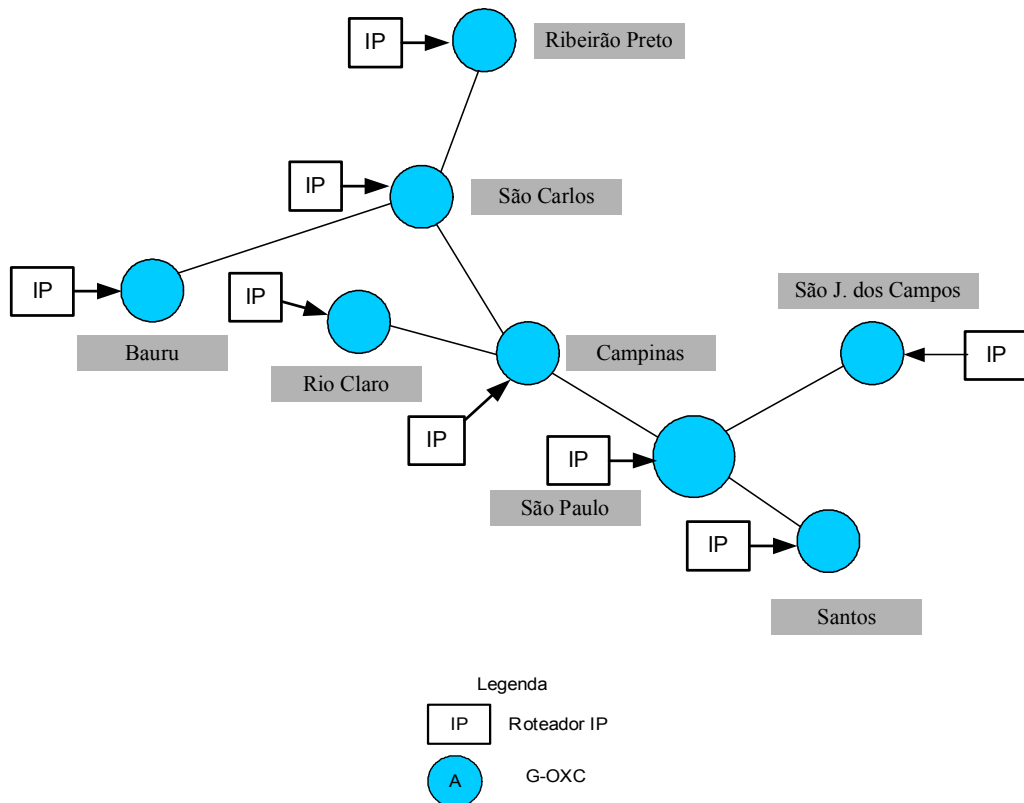


Figura 25: Topologia da rede Kyatera com agregação de tráfego em todos os nós

Parâmetro de simulação	Valor
Tipo de tráfego de entrada	IP
Topologia	Kyatera (figura 25)
Tipo de OXC	8 nós G-OXC (figura 25). Todos sem conversão de comprimento de onda
Taxa dos fluxos de entrada	10 a 52 Mbit/s, 52 a 155 Mbit/s, 155 a 2.500 Mbit/s e 10 a 2.500 Mbit/s
Tamanho médio do bloco de dados a ser transportado	3 Gbits
Fibras por enlace	1 par
Caminhos óticos	Bi-direcionais
Comprimentos de onda por fibra-ótica	4
Taxa por comprimento de onda	2,5 Gbit/s
Taxa total por enlace	10 Gbit/s
Padrão de tráfego	Uniformemente distribuído entre todos os nós
Processo de chegada dos fluxos	Poisson
Controle de Acesso	Verificação de banda equivalente nos enlaces
Roteamento IP	<i>Shortest path first</i> e caminho alternativo. Máximo de 4 saltos entre origem-destino
Agregação de tráfego	<i>Direct-vlink</i>
Tempo de permanência dos caminhos óticos	Permanentemente estabelecidos com tráfego. Desconectados após 60 segundos sem tráfego
Grau de precisão	95% e +/-5% de intervalo de confiança em torno do valor estimado
Tempo de operação da rede simulado	50.000 seg.

Tabela 5: Parâmetros da simulação da rede Kyatera com agregação *Direct-vlink*

A figura 26 representa a probabilidade de bloqueio dos fluxos IP para as diferentes granularidades com o algoritmo de agregação de tráfego *Direct_vlink* na rede Kyatera. A probabilidade de bloqueio dos fluxos de maior granularidade de 10 a 52 Mbit/s foi sempre menor e abaixo de 10% até aproximadamente 30% de utilização da rede. A probabilidade de bloqueio dos fluxos foi praticamente zero até 20% de utilização da rede, como mostra a figura 26. No entanto a precisão dos valores abaixo de 0,0001 devem ser observados com cautela. A rede Kyatera apresentou uma alta probabilidade de bloqueio (em comparação com a rede NSFNET), devido ao menor número de nós e a baixa flexibilidade para o estabelecimento de rotas. Na rede Kyatera o perfil de granularidade que apresentou o segundo melhor desempenho também foi de 52 a 155 Mbit/s.

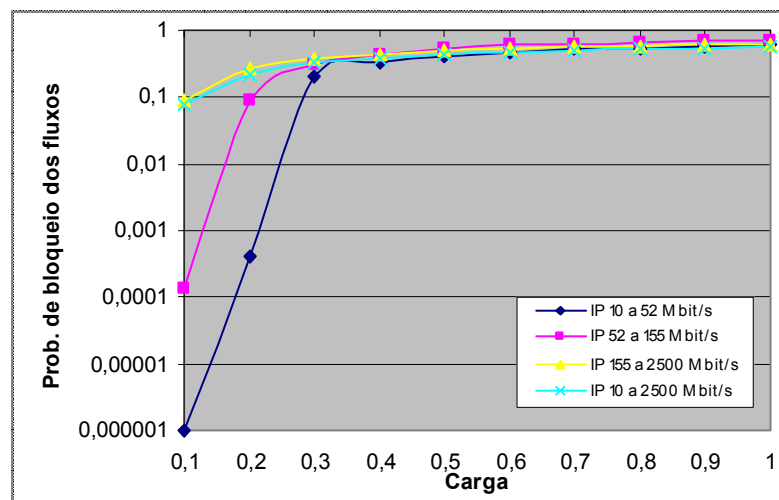


Figura 26: Probabilidade de bloqueio (Kyatera) com algoritmo de agregação *Direct-vlink*

A figura 27 representa a taxa de transferência efetiva (*throughput*) dos fluxos IP para as diferentes granularidades na rede Kyatera. Neste caso a taxa efetiva transportada pela rede foi de 2 a 23% maior para os fluxos IP de 10 a 52 Mbit/s, até 60% de utilização da rede. O segundo perfil de granularidade com o melhor desempenho foi de 52 a 155 Mbit/s, até 30% de utilização da rede. As faixas de granularidade apresentaram um comportamento bastante próximo em relação ao *throughput* até 20% de utilização da rede.

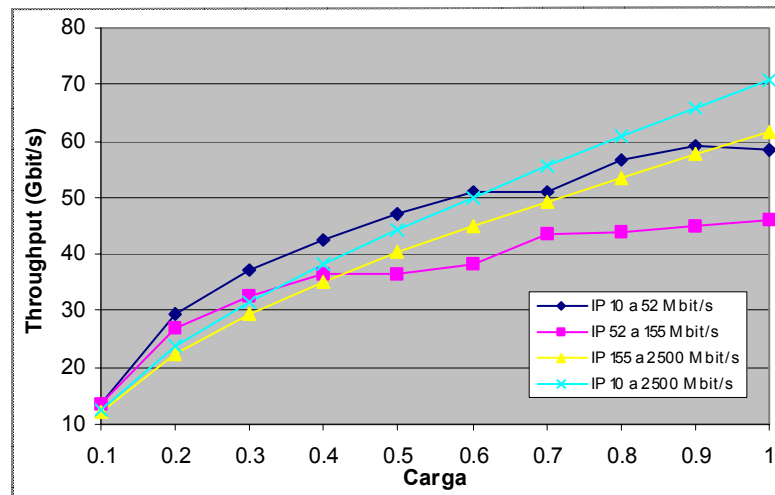


Figura 27: Taxa de transferência efetiva (*Throughput*) de fluxos (Kyatera) com alg. de agregação *Direct-vlink*.

A figura 28 ilustra a porcentagem dos fluxos IP aceitos no caminho primário eleito pelo algoritmo de roteamento e representa o comportamento do algoritmo de roteamento IP sobre a camada ótica.

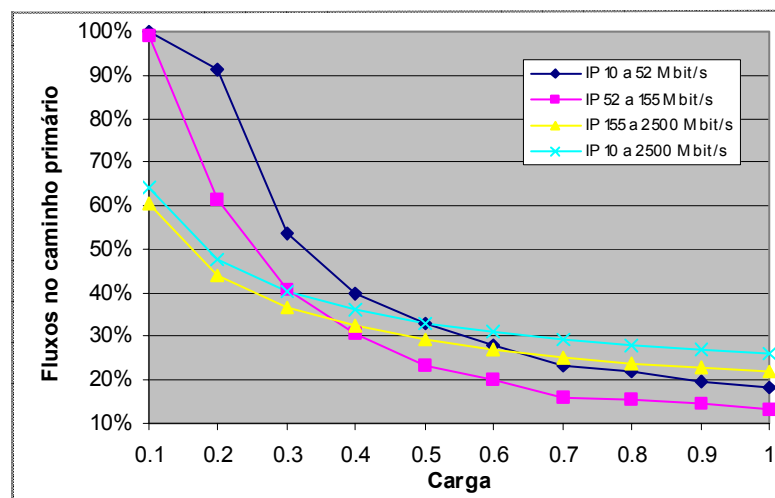


Figura 28: Porcentagem dos fluxos aceitos no caminho primário (Kyatera) com alg. de agregação *Direct-vlink*.

Estes resultados das simulações da rede Kyatera são semelhantes aos resultados obtidos nas simulações da rede NSFNET para o mesmo algoritmo de agregação de tráfego. Novamente os fluxos de menor taxa e maior granularidade de 10 a 52 Mbit/s apresentaram uma menor probabilidade de bloqueio e maior taxa de transferência efetiva.

5.4 Simulação da topologia Kyatera com agregação *Och-first*

A seguir serão apresentados os resultados das simulações da topologia de rede Kyatera da figura 25 com o algoritmo de agregação *Och-first*. Os demais parâmetros das simulações são semelhantes aos itens anteriores e são relacionados na Tabela 6.

Parâmetro de simulação	Valor
Tipo de tráfego de entrada	IP
Topologia	Kyatera (figura 25)
Tipo de OXC	8 nós G-OXC (figura 25). Todos sem conversão de comprimento de onda
Taxa dos fluxos de entrada	10 a 52 Mbit/s, 52 a 155 Mbit/s, 155 a 2.500 Mbit/s e 10 a 2.500 Mbit/s
Tamanho médio do bloco de dados a ser transportado	3 Gbits
Fibras por enlace	1 par
Caminhos óticos	Bi-direcionais
Comprimentos de onda por fibra-ótica	4
Taxa por comprimento de onda	2,5 Gbit/s
Taxa total por enlace	10 Gbit/s
Padrão de tráfego	Uniformemente distribuído entre todos os nós
Processo de chegada dos fluxos	Poisson exponencial
Controle de Acesso	Verificação de banda equivalente nos enlaces
Roteamento IP	<i>Shortest path first</i> e caminho alternativo. Máximo de 4 saltos entre origem-destino
Agregação de tráfego	<i>Och-first</i>
Tempo de permanência dos caminhos óticos	Permanentemente estabelecidos com tráfego. Desconectados após 60 segundos sem tráfego
Grau de precisão	95% e +/-5% de intervalo de confiança em torno do valor estimado
Tempo de operação da rede simulado	50.000 seg.

Tabela 6: Parâmetros da simulação da rede Kyatera com agregação *Och-first*

A figura 29 representa a probabilidade de bloqueio dos fluxos IP para os diferentes perfis de granularidade com o algoritmo de agregação de tráfego *Och-first* na rede Kyatera. Nota-se também um resultado semelhante à topologia NSFNET. Neste caso a probabilidade de bloqueio para os fluxos IP entre 10 e 52 Mbit/s foi sempre menor em relação a todas as outras granularidades testadas até 60% de carga. A probabilidade de bloqueio dos fluxos foi praticamente zero até 20% de utilização da rede, como mostra a figura 29. No entanto a precisão dos valores abaixo de 0,0001 devem ser observados com cautela. Novamente o perfil de granularidade que apresentou o segundo melhor desempenho foi de 52 a 155 Mbit/s.

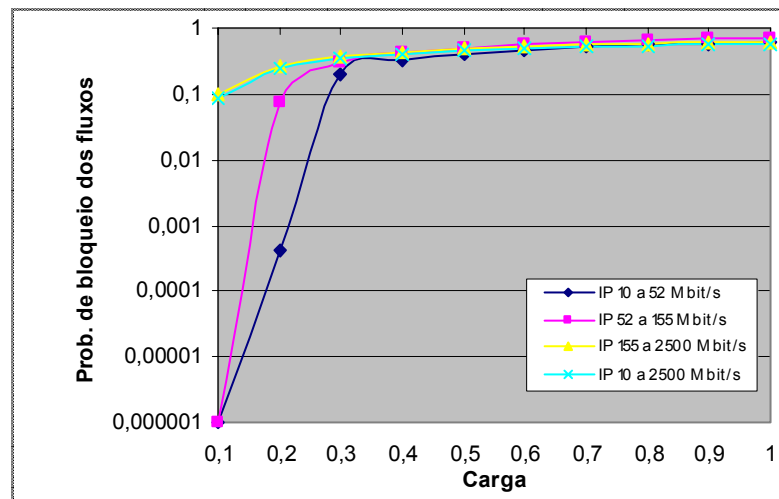


Figura 29: Probabilidade de bloqueio (Kyaterra) com algoritmo de agregação *Och-first*

A figura 30 representa a taxa de transferência efetiva (*throughput*) dos fluxos IP para as diferentes granularidades na rede Kyaterra. A taxa efetiva transportada pela rede foi de 3 a 23% maior para os fluxos IP de 10 a 52 Mbit/s pelo menos até 60% de carga relativa. Observamos na figura 30 que acima de 70% de carga, o *throughput* dos fluxos 10 a 2.500 Mbit/s é melhor, mas essa é uma faixa de operação inviável em redes reais devido à alta probabilidade de bloqueio que atinge mais de 50% dos fluxos. Entre 30% e 60% de utilização da rede, o perfil de maior granularidade de 10 a 52 Mbit/s resulta em uma taxa de transferência efetiva até 22% superior.

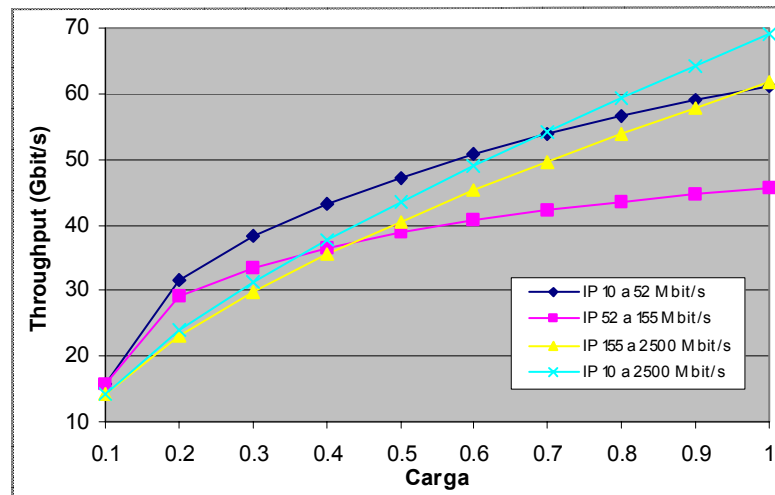


Figura 30: Taxa de transferência efetiva (*throughput*) de fluxos (Kyatera) com algoritmo de agregação *Och-first*

A figura 31 ilustra a porcentagem dos fluxos IP aceitos no caminho primário eleito pelo algoritmo de roteamento. Observa-se que o roteamento dos fluxos no caminho primário teve um comportamento não linear, mas bastante previsível e diretamente relacionado com a probabilidade de bloqueio para qualquer granularidade simulada.

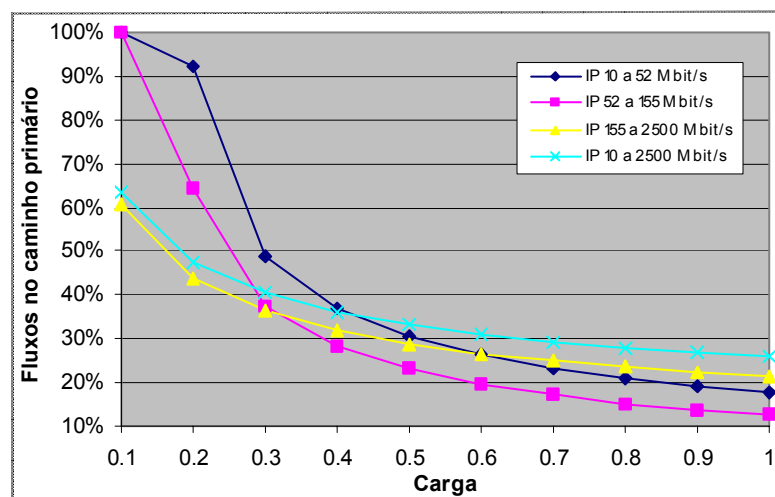


Figura 31: Porcentagem dos fluxos aceitos no caminho primário (Kyatera) com algoritmo de agregação *Och-first*

5.5 Simulação da topologia NSFNET com três geradores de tráfego concorrentes e agregação *Direct-vlink*

As simulações da topologia NSFNET da figura 18 serão agora realizadas com três geradores de tráfego concorrentes e simultâneos em cada nó G-OXC da topologia NSFNET para o algoritmo de agregação de tráfego *Direct-vlink*, conforme ilustra a figura 32. O objetivo desta simulação é comprovar o problema conhecido como *capacity fairness* discutido por Thiagarajan e Somani (2001). A Tabela 7 serve para ilustrar os demais parâmetros da simulação.

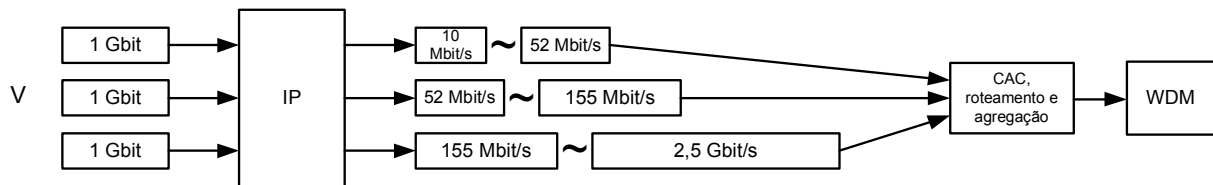


Figura 32: Representação da agregação de três fluxos de tráfego por nó G-OXC na topologia NSFNET

Parâmetro de simulação	Valor
Tipo de tráfego de entrada	IP (3 geradores por nó OXC figura 32)
Topologia	NSFNET (figura 18)
Tipo de OXC	6 nós G-OXC e 8 nós OXC (figura 18). Todos sem conversão de comprimento de onda
Taxa dos fluxos de entrada	10 a 52 Mbit/s, 52 a 155 Mbit/s, 155 a 2.500 Mbit/s (ao mesmo tempo)
Tamanho médio do bloco de dados a ser transportado	1 Gbit por gerador
Fibras por enlace	1 par
Caminhos óticos	Bi-direcionais
Comprimentos de onda por fibra-ótica	4
Taxa por comprimento de onda	2,5 Gbit/s
Taxa total por enlace	10 Gbit/s
Padrão de tráfego	Uniformemente distribuído entre todos os nós
Processo de chegada dos fluxos	Poisson
Controle de Acesso	Verificação de banda equivalente nos enlaces
Roteamento IP	<i>Shortest path first</i> e caminho alternativo. Máximo de 5 saltos entre origem-destino
Agregação de tráfego	<i>Direct-vlink</i>
Tempo de permanência dos caminhos óticos	Permanentemente estabelecidos com tráfego. Desconectados após 60 segundos sem tráfego
Grau de precisão	95% e +/-5% de intervalo de confiança em torno do valor estimado
Tempo de operação da rede simulado	50.000 seg.

Tabela 7: Parâmetros da sim. da topologia NSFNET para 3 geradores de tráfego com agregação *Direct-vlink*

A figura 33 apresenta a probabilidade de bloqueio dos fluxos IP para as três granularidades concorrentes em relação à probabilidade de bloqueio média para a topologia NSFNET. As probabilidades de bloqueio dos fluxos IP entre 10 e 52 Mbit/s e 52 a 155 Mbit/s estão bastante abaixo da probabilidade de bloqueio média. Já os fluxos de baixa granularidade entre 155 e 2.500 Mbit/s apresentaram uma altíssima probabilidade de bloqueio já à partir dos 30% de ocupação da rede. Isto demonstra que o controle de acesso que realiza apenas a busca por banda disponível na rede, como proposto neste trabalho não realiza esta tarefa de maneira justa quando há fluxos de granularidades variadas e concorrentes.

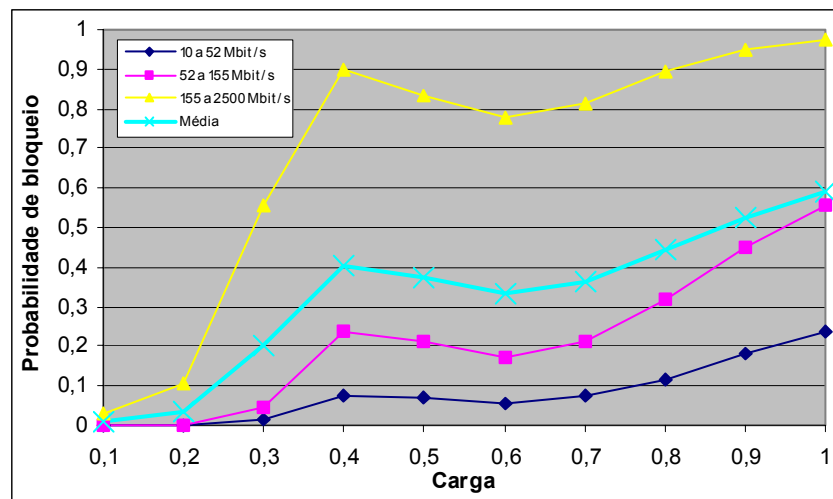


Figura 33: Prob. de bloqueio para 3 geradores simultâneos (NSFNET) com alg. de agregação *Direct-vlink*

A figura 34 representa a taxa de transferência efetiva (*throughput*) dos fluxos IP para os três geradores de fluxos concorrentes. A figura 34 confirma os resultados das probabilidades de bloqueio e demonstra que os fluxos de 155 a 2.500 Mbit/s apresentaram um *throughput* muito menor em relação às demais granularidades.

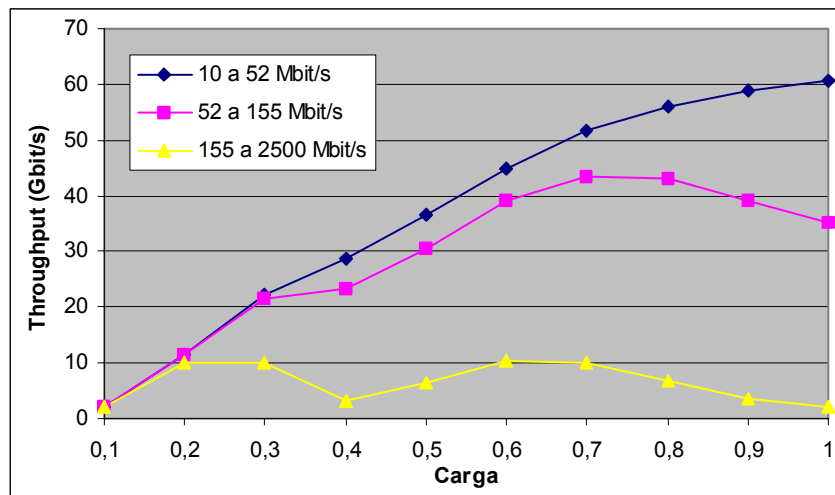


Figura 34: Taxa de transferência efetiva (*throughput*) para 3 geradores simultâneos (NSFNET) com alg. de agregação *Direct-vlink*

5.6 Simulação da topologia NSFNET com três geradores de tráfego concorrentes e agregação *Och-first*

As simulações da topologia NSFNET da figura 18 foram agora realizadas com três geradores de tráfego concorrentes e simultâneos em cada nó G-OXC da topologia para o algoritmo de agregação de tráfego *Och-first*. A Tabela 8 descreve os demais parâmetros da simulação.

Parâmetro de simulação	Valor
Tipo de tráfego de entrada	IP (3 geradores por nó OXC figura 32)
Topologia	NSFNET (figura 18)
Tipo de OXC	6 nós G-OXC e 8 nós OXC (figura 18). Todos sem conversão de comprimento de onda
Taxa dos fluxos de entrada	10 a 52 Mbit/s, 52 a 155 Mbit/s, 155 a 2.500 Mbit/s (ao mesmo tempo)
Tamanho médio do bloco de dados a ser transportado	1 Gbit por gerador
Fibras por enlace	1 par
Caminhos óticos	Bi-direcionais
Comprimentos de onda por fibra-ótica	4
Taxa por comprimento de onda	2,5 Gbit/s
Taxa total por enlace	10 Gbit/s
Padrão de tráfego	Uniformemente distribuído entre todos os nós
Processo de chegada dos fluxos	Poisson
Controle de Acesso	Verificação de banda equivalente nos enlaces
Roteamento IP	<i>Shortest path first</i> e caminho alternativo. Máximo de 5 saltos entre origem-destino
Agregação de tráfego	<i>Och-first</i>
Tempo de permanência dos caminhos óticos	Permanentemente estabelecidos com tráfego. Desconectados após 60 segundos sem tráfego
Grau de precisão	95% e +/-5% de intervalo de confiança em torno do valor estimado
Tempo de operação da rede simulado	50.000 seg.

Tabela 8: Parâmetros da simulação da topologia NSFNET para 3 geradores de tráfego com agregação *Och-first*

A figura 35 apresenta a probabilidade de bloqueio dos fluxos IP para os três perfis de granularidade distintos em comparação à probabilidade de bloqueio média, sobre a topologia NSFNET. O eixo horizontal é a carga relativa oferecida à rede e o eixo vertical a probabilidade de bloqueio dos fluxos resultante. As probabilidades de bloqueio dos fluxos IP entre 10 e 52 Mbit/s e 52 a 155 Mbit/s estão bastante abaixo da probabilidade de bloqueio média. Já os fluxos de baixa granularidade entre 155 e 2.500 Mbit/s apresentaram uma altíssima probabilidade de bloqueio já à partir dos 30% de ocupação da rede. Os fluxos de 10 a 52 Mbit/s apresentaram uma probabilidade de bloqueio duas vezes menor em relação aos fluxos de 52 a 155 Mbit/s e mais de dez vezes menor em relação aos fluxos de 155 a 2.500 Mbit/s.

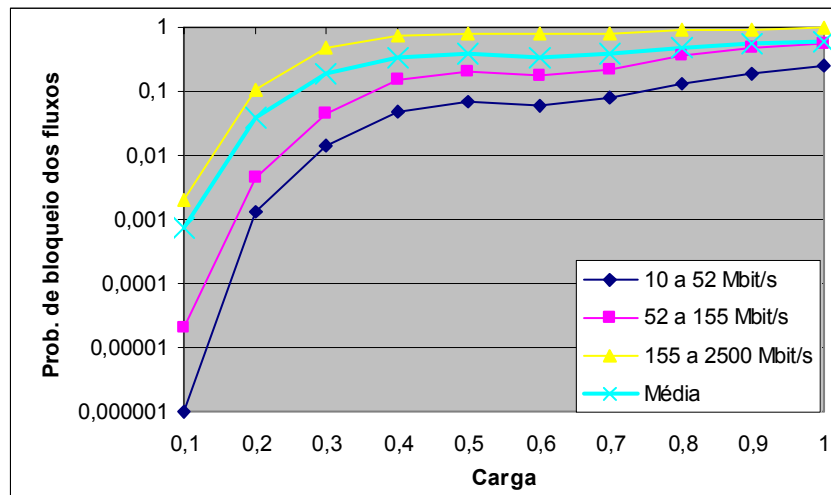


Figura 35: Probabilidade de bloqueio para 3 geradores simultâneos (NSFNET) com alg. de agregação *Och-first*

A figura 36 representa a taxa de transferência efetiva (*throughput*) dos fluxos IP para os três geradores de fluxos concorrentes. A figura 36 demonstra que os fluxos de 155 a 2.500 Mbit/s apresentam um *throughput* muito menor em relação às demais granularidades. Um fato notável é que as granularidades de 10 a 52 Mbit/s e 52 a 155 Mbit/s apresentaram praticamente o mesmo *throughput* até 70% de utilização da rede.

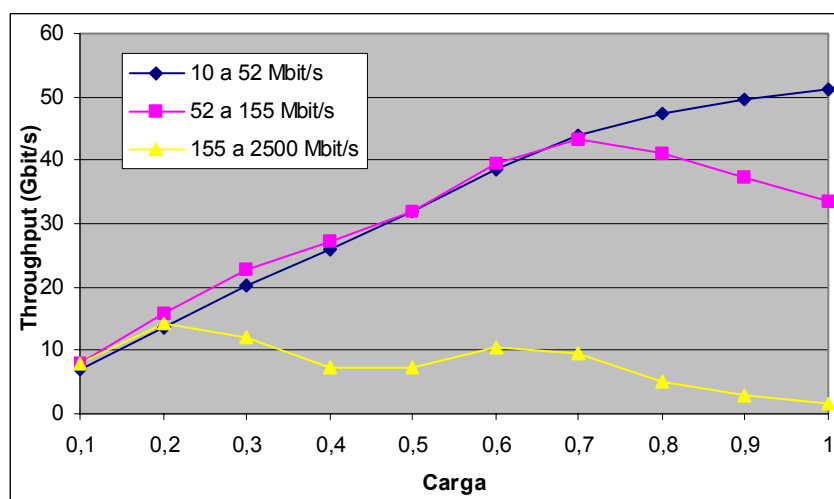


Figura 36: Taxa de transferência efetiva (*throughput*) de fluxos para 3 geradores simultâneos (NSFNET) com algoritmo de agregação *Och-first*

Nos itens 5.5 e 5.6 foi demonstrado que o controle de acesso que realiza apenas a busca por banda disponível na rede não realiza esta tarefa de maneira justa quando há fluxos de granularidades variadas e concorrentes, independentemente do algoritmo de agregação de tráfego.

5.7 Comparação dos resultados

O objetivo deste item é validar as simulações realizadas neste trabalho através da comparação com os resultados apresentados por Farahmand, Huang e Jue (2004). Devido à semelhança das simulações realizadas esta comparação se torna possível.

Farahmand, Huang e Jue (2004) realizaram a simulação de quatro algoritmos de agregação de tráfego para a topologia NSFNET. Um desses algoritmos será explicado pois assemelha-se ao algoritmo *Direct-vlink*, simulado neste trabalho. Farahmand, Huang e Jue (2004) definem que os fluxos de tráfego chegam e são retirados dinamicamente. Cada enlace é bi-direcional com 4 comprimentos de onda operando a 10 Gbit/s. Todos os nós OXCs da rede têm capacidade de agregação de tráfego (são G-OXCs). Os fluxos de tráfego podem ser de 155 Mbit/s, 622 Mbit/s ou 2,5 Gbit/s. O padrão de chegadas de fluxos obedece um processo de Poisson e a duração das chamadas é distribuída exponencialmente. O fluxo de tráfego originado em um nó da rede, terá como destino qualquer outro nó. Ou seja os pares origem-destino são equiprováveis.

Notadamente a principal diferença é que Farahmand, Huang e Jue (2004) definem a menor granularidade como sendo de 155 Mbit/s e não simulam o tráfego IP (apesar de realizar a simulação de fluxos de tráfego dinâmico).

Através dessa comparação é possível confrontar os resultados obtidos com o

simulador GANCLES e os resultados obtidos por um modelo de grafos realizado por Farahmand, Huang e Jue (2004).

O algoritmo proposto por Farahmand, Huang e Jue (2004) chama-se *Lightpath-based with no intermediate dropping and no extension capacity* (LPnDnE). Neste algoritmo os fluxos de tráfego em um caminho ótico podem ser retirados apenas no destino final do canal. Além disso uma vez que o caminho ótico esteja estabelecido, seus nós de origem e destino não podem ser modificados. Esse algoritmo de agregação foi combinado com quatro tipos de roteamento e designação de comprimento de onda (RWA). O RWA que mais se aproxima do modelo deste trabalho é o que busca minimizar o número de saltos na camada física, chamado de MPH por Farahmand, Huang e Jue (2004). O objetivo do MPH pode ser comparado ao roteamento pelo caminho mais curto simulado neste trabalho. A figura 37 apresenta os resultados de Farahmand, Huang e Jue (2004):

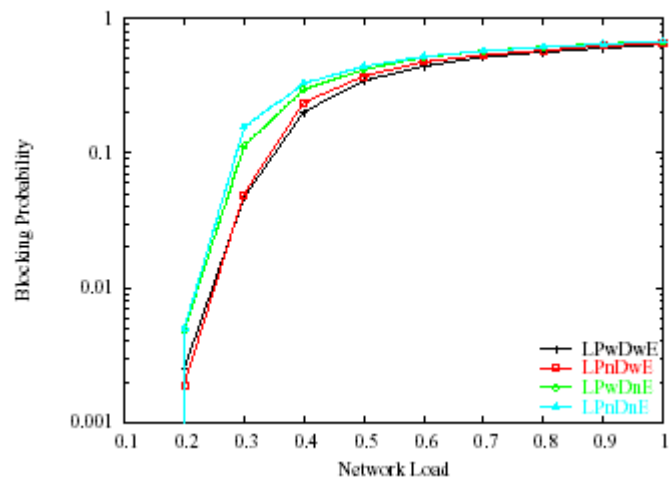


Figura 37: Resultados de Farahmand, Huang e Jue (2004), para a topologia NSFNET

A figura 38 representa os resultados da simulação da topologia NSFNET com o algoritmo de agregação de tráfego *Direct-vlink*, apenas para a granularidade entre 155 e 2.500 Mbit/s. A granularidade mínima de 155 Mbit/s é a mesma utilizada por Farahmand, Huang e

Jue (2004) para os fluxos dinâmicos. A figura 38 demonstra a semelhança do comportamento das simulações. No trabalho de Farahmand, Huang e Jue (2004) as probabilidades de bloqueio obtidas com os algoritmos propostos foram ligeiramente menores. Não foi possível determinar numericamente esta diferença pois os resultados não estão disponíveis. Vale ressaltar que neste trabalho os fluxos além de dinâmicos apresentam a natureza elástica do protocolo IP.

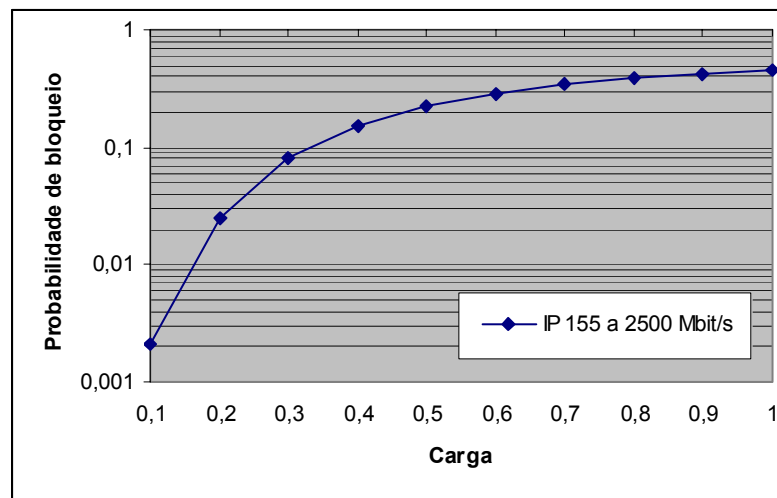


Figura 38: Probabilidade de bloqueio (NSFNET) com agregação *Direct-vlink* para fluxos de 155 a 2.500 Mbit/s

A figura 39 representa os resultados da simulação da topologia NSFNET com o algoritmo de agregação de tráfego *Direct-vlink*, para todas as granularidades. Agora nota-se uma grande diferença da probabilidade de bloqueio quando a rede aceita fluxos de maior granularidade.

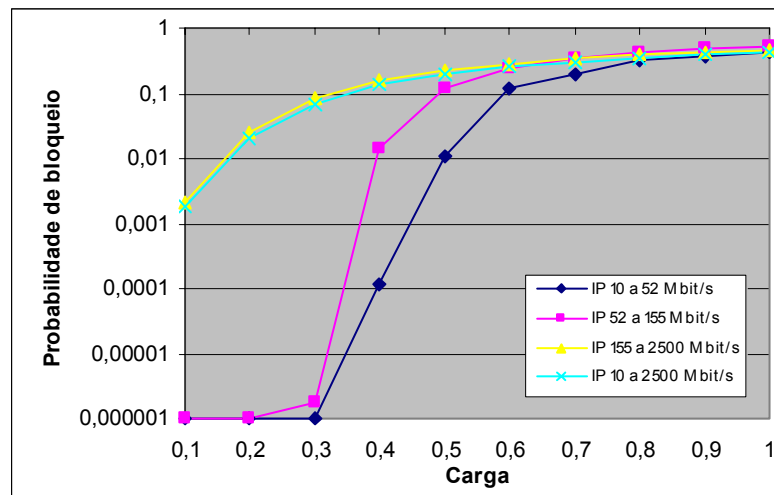


Figura 39: Probabilidade de bloqueio (NSFNET) com algoritmo de agregação *Direct-vlink* (escala logarítmica)

5.8 Análise de linearidade dos resultados pela fórmula da correlação

A figura 40 representa a correlação entre a carga oferecida vs. a carga efetiva transportada pela rede. Cada par de barras corresponde a uma das granularidades simuladas para a rede NSFNET, nos itens 5.1 e 5.2. Neste caso a granularidade que apresentou um comportamento mais linear, foram os fluxos de 10 a 2.500 Mbit/s, para os dois algoritmos de agregação de tráfego. A linearidade entre a carga oferecida vs. a carga efetiva é representada pelas duas barras superiores da figura 40, que mais se aproximam de 1.

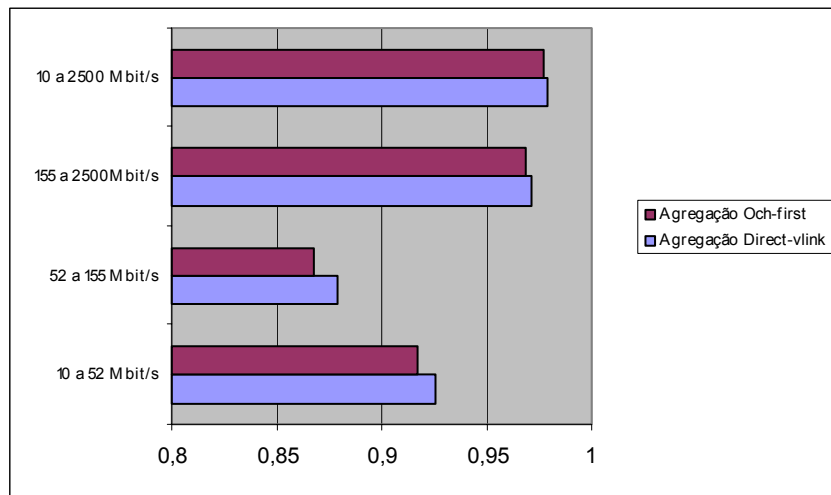


Figura 40: Correlação entre a carga oferecida vs. a carga efetiva (NSFNET)

A figura 41 é a mais importante correlação e demonstra a correlação da carga efetiva (*throughput*) versus a probabilidade de bloqueio por granularidade. Este gráfico deve ser interpretado de forma inversa, ou seja, quando menor o valor, melhor o desempenho da rede pois demonstra que a probabilidade de bloqueio não aumenta proporcionalmente à carga imposta. Isso significa que a probabilidade de bloqueio não cresce tanto quanto a carga efetiva transportada.

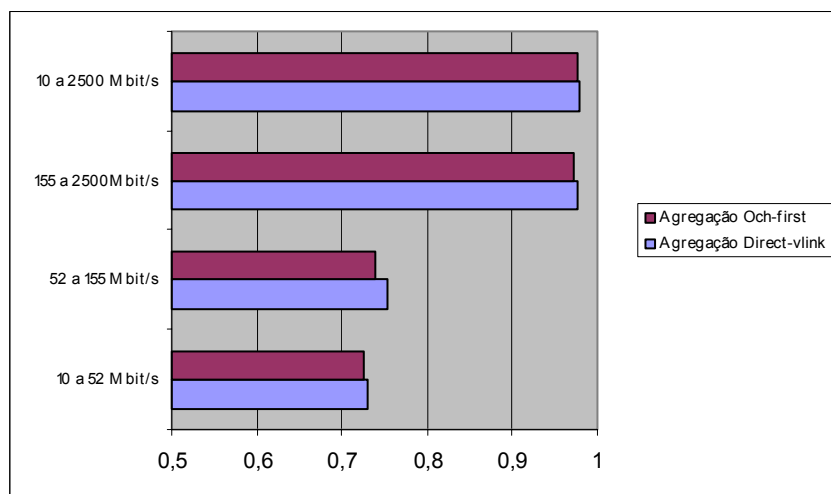


Figura 41: Correlação da carga efetiva (*throughput*) vs. probabilidade de bloqueio (NSFNET)

A figura 42 representa a correlação entre a carga oferecida vs. a carga efetiva transportada pela rede na topologia Kyatera. Cada par de barras corresponde a uma das granularidades simuladas para a rede Kyatera.

Neste caso a granularidade que apresentou um comportamento mais linear, novamente foram os fluxos de 10 a 2.500 Mbit/s, só que operando com o algoritmo de agregação *Och-first*, ao contrário do que ocorreu com a topologia NSFNET. Basta observar que a barra correspondente aos fluxos de 10 a 2.500 Mbit/s com agregação *Och-first* é a que mais se aproxima de 1. Portanto representa o comportamento mais linear.

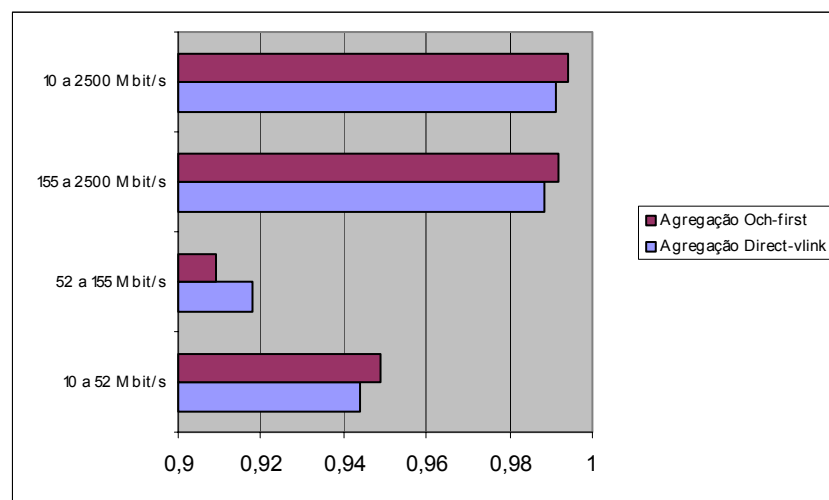


Figura 42: Correlação entre a carga oferecida vs. a carga efetiva (Kyatera)

A figura 43 demonstra a correlação da carga efetiva (*throughput*) vs. probabilidade de bloqueio por granularidade para a topologia Kyatera. Lembre-se que este gráfico deve ser interpretado de forma inversa, ou seja, quando menor o valor, significa que a probabilidade de bloqueio não cresce tanto quanto a carga efetiva transportada. As duas granularidades de 10 a 52 Mbit/s e 52 a 155 Mbit/s apresentaram o melhor desempenho. A diferença essas duas granularidades em relação à linearidade é desprezível.

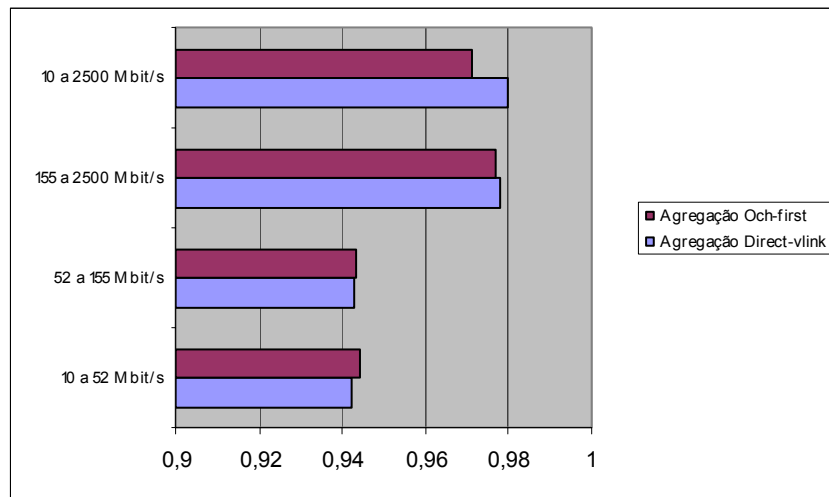


Figura 43: Correlação da carga efetiva (*throughput*) vs. probabilidade de bloqueio (Kyatera)

5.9 Resumo do capítulo 5

Neste capítulo foram apresentados os resultados das simulações, no mesmo formato, para as topologias de rede NSFNET e Kyatera para dois algoritmos de agregação de tráfego: *Direct-vlink* e *Och-first*. Foram ainda apresentados os resultados das simulações realizadas com três geradores de tráfego concorrentes e simultâneos em cada nó G-OXC da topologia NSFNET, também para ambos os algoritmos de agregação de tráfego.

Todos os gráficos foram apresentados em um formato padronizado representando: as probabilidades de bloqueio dos fluxos, a taxa de transferência efetiva (*throughput*) dos fluxos IP e a porcentagem dos fluxos IP aceitos no caminho primário, para os diferentes perfis de granularidade simulados. As simulações realizadas neste trabalho foram comparadas com os resultados apresentados por Farahmand, Huang e Jue (2004).

A análise da linearidade dos resultados foi realizada através da fórmula da correlação.

O capítulo a seguir conclui e delimita a contribuição deste trabalho.

6 CONCLUSÃO

Neste trabalho foi realizada a análise de desempenho da agregação de tráfego IP diretamente sobre a rede ótica WDM com especial atenção aos efeitos da granularidade dos fluxos sobre os parâmetros de desempenho da rede.

A maior contribuição deste trabalho foi comprovar de que os fluxos de maior granularidade (de 10 a 52 Mbit/s) apresentam menor probabilidade de bloqueio e promovem maior taxa de transferência efetiva em todos as simulações em uma rede IP operando sobre o WDM com topologia em malha. Através do modelo proposto e conforme a hipótese inicial deste trabalho pode-se afirmar que isto é fato quando a carga relativa imposta à rede é de até 90% na topologia NSFNET e até 60% na topologia Kyatera. Os fluxos de maior granularidade apresentaram um melhor desempenho em todos os cenários testados até 10% de probabilidade de bloqueio.

As diferenças entre o desempenho dos algoritmos *Direct-vlink* e *Och-first* foram mais expressivas entre 0 e 50% de utilização da rede nas topologias NSFNET e Kyatera. Os resultados da probabilidade de bloqueio dos fluxos de maior granularidade demonstraram um comportamento de 3% a 20% superior para o algoritmo *Direct-vlink*. As diferenças entre o desempenho dos algoritmos foram sutis para as demais granularidades, ficando abaixo dos 3%. A taxa de transferência efetiva da rede foi 3% superior em média com o algoritmo de agregação *Och-first* para ambas as topologias. Aumentando-se a capacidade dos enlaces e o número de comprimentos de onda por fibra-ótica esses resultados podem apresentar diferenças mais significativas. Os efeitos da inclusão da conversão de comprimento de onda nos OXCs também poderá alterar estes resultados.

Através da análise dos resultados por correlacionamento foi demonstrado que as granularidades mais baixas, principalmente entre 155 e 2.500 Mbit/s, apresentam uma

característica de linearidade.

Os resultados deste trabalho podem ser facilmente explorados. Dada uma granularidade pode-se buscar a probabilidade de bloqueio, a taxa de transferência e analisar o comportamento do roteamento dos fluxos. O caminho inverso também é possível: determinar qual a melhor granularidade para atingir os parâmetros de desempenho desejados.

A validação do sistema, do modelamento, e a comprovação dos resultados das simulações foram realizadas através da comparação com o trabalho de Farahmand, Huang e Jue (2004). A comparação com trabalhos de outros autores também demonstrará resultados compatíveis.

Uma outra contribuição foi demonstrar que o controle de acesso que realiza apenas a busca por banda disponível na rede, independente da granularidade dos fluxos não promove a justa distribuição dos recursos da rede. Isso foi demonstrado através dos resultados das simulações de três geradores de tráfego simultâneos com diferentes granularidades operando sobre a topologia NSFNET. Esse fato demonstra a necessidade de criação de um algoritmo adaptativo que promova a distribuição controlada dos recursos da rede ótica, independentemente da taxa dos fluxos de entrada. Como demonstra este trabalho, se apenas granularidades altas forem aceitas na rede, evita-se este problema, reduz-se a probabilidade de bloqueio e aumenta-se consideravelmente a taxa de transferência efetiva da rede.

Todos os resultados deste trabalho contribuem para o desenvolvimento da rede Kyatera, uma rede experimental que está sendo implementada em um projeto financiado pela Fapesp. A topologia Kyatera demonstrou altas taxas de bloqueio com baixa carga, em comparação com uma topologia mais complexa como a NSFNET. Com a inclusão de novos enlaces entre os nós desse topologia pode-se reduzir drasticamente a probabilidade de bloqueio.

Trabalhos futuros podem explorar os mecanismos de proteção de comprimentos de

onda ou de fluxos individuais, realizar a simulação de tráfego *Multicast* e *Broadcast* e propor mecanismos mais sofisticados de controle de admissão na rede ótica de maneira que os fluxos de alta ou baixa granularidade não sejam discriminados.

O roteamento RWA utilizado é um dos mais simples (*alternate shortest path*) e não levou em conta outras técnicas de designação de comprimento de onda.

Existem ainda na literatura outros algoritmos de agregação de tráfego além dos dois propostos, que podem ser implementados com alguma alteração no software de simulação GANCLES.

ANEXO I

I.1 Ferramenta de Simulação GANCLES

A ferramenta ANCLES (POLITECNICO DI TORINO, 1996) que deu origem ao simulador GANCLES é um simulador para redes ATM desenvolvido pelo Departamento de Eletrônica da Politécnica da Universidade de Turim em cooperação com o CSELT (Centro Studi e Laboratori Telecomunicazioni), centro italiano para a pesquisa pública em redes e telecomunicações.

ANCLES é uma sigla para *ATM Networks Call Level Simulator*. Quando um usuário encaminha uma requisição de conexão, funções de roteamento e de controle de admissão começam a trabalhar na busca de um caminho conveniente através do qual recursos de transmissão possam ser alocados. O desempenho de vários algoritmos de roteamento e técnicas de controle de admissão podem ser comparados através de parâmetros como a carga total aceita pela rede, a carga transportada em cada enlace e a probabilidade de bloqueio computados na rede toda ou de usuário para usuário.

O simulador ANCLES possibilita a definição de topologias arbitrárias, com uma grande liberdade de escolha de número de nós na rede, o número de portas conectadas a cada nó e as características do tráfego. A sessão de simulação começa com a aquisição da topologia da rede. Uma gramática formal apropriada foi definida para criar a topologia da rede e os parâmetros da simulação.

O simulador ANCLES é dividido em quatro partes principais: O arquivo de descrição da topologia da rede (ND), os geradores de tráfego que mudam as condições de operação dinâmica da rede, os controles de admissão de chamadas e os algoritmos de roteamento. Todas as entidades da rede são definidas por nomes simbólicos. São quatro os elementos

básicos que definem a topologia da rede: Nós, enlaces, usuários e geradores de chamadas (NODES, LINKS, USERS e CALL GENERATORS). Nenhum novo componente de rede foi introduzido na versão ASONCLES e GANCLES. Os quatro elementos básicos da rede permaneceram os mesmos. Um usuário possui um gerador de chamadas e coloca o tráfego na rede através do nó ao qual está conectado. Os nós da rede e os usuários são interligados por enlaces. Entre um usuário e um nó existem enlaces de entrada e saída (do ponto de vista da rede) e entre os nós da rede também existem enlaces (ZSÓKA, 2002).

Não há interface gráfica disponível para o simulador ANCLES e por conseqüência tão pouco para o GANCLES. Isso visa a portabilidade do software, que é independente de máquina, devido a ser inteiramente escrito em linguagem C. Qualquer interface gráfica comprometeria a portabilidade do software.

O usuário do software pode definir um conjunto de parâmetros que valerão para todos os elementos de rede que os necessitem e pode definir os parâmetros que deverão ser informados pelo usuário para o início da simulação.

O arquivo descritor da rede é ainda dividido em duas partes: A primeira contém as declarações globais pertinentes a toda a rede e a segunda contém as declarações relacionadas a cada entidade individualmente.

Segundo Salvadori (2005), a implementação de políticas de agregação de tráfego em um simulador de redes como o NS-2, não é conveniente por razões de eficiência. O simulador GANCLES modela a topologia em camadas de uma rede IP sobre fibra-ótica. Além disso, como descrito por Salvadori et al. (2004) com o simulador GANCLES, é possível implementar diferentes modelos de rede: Um nó da rede ótica pode ser puramente um OXC, que permite a comutação de todo um caminho ótico de uma porta de entrada a uma porta de saída, ou pode ser um *Grooming-OXC* (G-OXC), que suporta fluxos de tráfego de taxas inferiores à capacidade total de um comprimento de onda (sub-comprimento de onda) e

multiplexa-os em um único comprimento de onda. É possível ter ambos tipos de *cross-connects*: totalmente opacos e totalmente transparentes. *Cross-connects* opacos permitem a conversão de todos os comprimentos de onda em sinal eletrônico e os transparentes não permitem nenhuma conversão. Os nós G-OXCs são também roteadores, portanto o tráfego que transita por determinado nó (que não termina naquele nó) pode ser agregado com o tráfego entrante naquele ponto da rede. O tráfego sub-comprimento de onda pode ser retirado apenas nos nós G-OXCs. Nesta versão do simulador não é possível a implementação de equipamentos híbridos (nos quais somente alguns comprimentos de onda são opacos).

A figura I.1 a seguir mostra a interação entre as diferentes partes do software de simulação GANCLES. Uma simulação inicia-se quando o GANCLES obtém a descrição do experimento de simulação no arquivo descritor da rede ND. O descritor da rede ND inclui:

- 1) A topologia da rede através de uma lista de usuários, nós e enlaces;
- 2) A relação de tráfego entre usuários e a caracterização estática das fontes;
- 3) Os algoritmos RWA, de controle de admissão, roteamento IP e de agregação de tráfego para rodar a simulação;
- 4) Um número de opções relacionadas à operação da rede e o gerenciamento da sessão de simulação (tempo de simulação, precisão estatística, etc);
- 5) Os índices de desempenho a serem medidos.

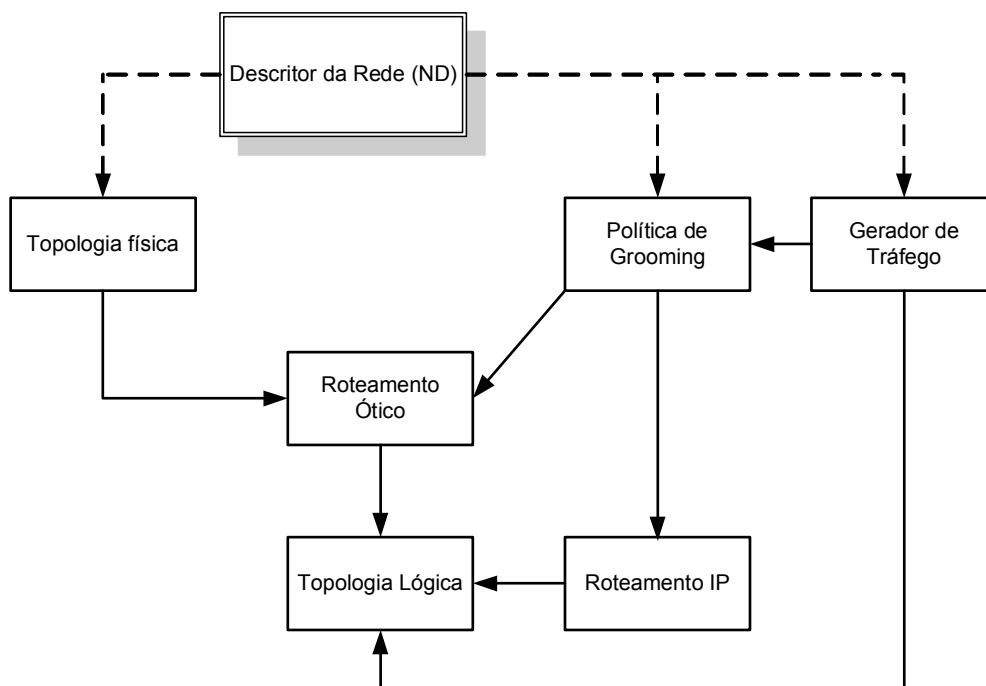


Figura I.1: Interação entre os módulos lógicos no GANCLES.

Toda vez que um usuário gera uma requisição de conexão, os algoritmos de agregação de tráfego decidem se: Roteiam o tráfego através da topologia virtual existente ou solicitam à camada ótica para abrir um ou mais canais óticos (desta forma modificando a topologia virtual) e então roteiam a requisição na camada de dados.

O simulador GANCLES assume implicitamente a utilização de um plano de controle separado (por exemplo o GMPLS) para manter cada nó informado sobre o estado da rede global. O tráfego de controle não é considerado nos resultados da análise de desempenho.

I.2 Geradores de tráfego

Os geradores de tráfego trabalham como um componente dinâmico dos usuários da rede, gerando as requisições de conexão entre eles. Se uma requisição é aceita, o gerador determina os parâmetros necessários para que o simulador gerencie a chamada durante toda

sua duração. Os valores dos parâmetros derivam do modelo associado a cada gerador. O simulador ANCLES possui sete tipos de geradores de tráfego. Todos relacionados a geração de tráfego orientado a conexão.

Na versão ASONCLES do simulador quatro novos tipos de geradores de tráfego foram introduzidos para gerar e consumir tráfego do tipo ASON.

I.2.1 - Gerador de tráfego tipo "never_closing_ason" ou "type_8"

O gerador de tráfego do tipo `never_closing_ason` ou `type_8` é um caso particular e especial do ponto de vista da simulação. Como durante a simulação diversas chamadas são atendidas para simular a funcionalidade de uma rede, a melhor maneira de modelar canais óticos permanentes e semi-permanentes é gerar chamadas que nunca são extintas. Isto significa que o tempo de encerramento dessas chamadas será maior que o tempo máximo de simulação. O número de canais abertos entre um gerador e um consumidor pode ser determinado pelo parâmetro `cg8_req_waves`, que pode determinar o número total de canais originados a partir do gerador e o padrão de tráfego da rede

I.3 Conexões Duplex/Simplex

No ANCLES cada enlace é simplex, do ponto de vista do gerador de tráfego. Se um enlace l existe do nó a para b , nenhum tráfego de b para a pode usá-lo. Um novo enlace l' de b para a é necessário para a transmissão do fluxo nessa direção. No ASONCLES além da versão simplex dos enlaces, foi introduzida a opção duplex. Esta opção pode ser definida para

cada enlace individualmente e é muito útil na descrição do tráfego de chaveamento de circuitos de uma rede ótica de chaveamento automático.

GANCLES herdou a opção duplex para enlaces óticos e introduziu uma nova variante: se o modo duplex é definido no nível mais baixo, cada conexão ótica do tipo `type_8` (`never_closing_ason`) criará um par de enlaces virtuais relacionados (ao invés de um único enlace virtual).

I.4 Agregação de tráfego no simulador GANCLES

Segundo Zsóka (2004) o ponto central das investigações com o simulador GANCLES é a análise de algoritmos dinâmicos de agregação de tráfego. Ambos tipos de fluxo elástico ou de largura de banda garantida podem ser arrançados. Duas soluções foram implementadas nesta versão do simulador ambas tentam criar um novo enlace virtual, se necessário. O processo de criação só pode ocorrer na chegada de um novo fluxo IP. Os nós de origem e o destino do enlace virtual requisitado são iguais a origem e ao destino da requisição IP. No caso de canais óticos duplex, um par de enlaces virtuais é criado. Os dois algoritmos de agregação de tráfego implementados são os mais simples e bem conhecidos na literatura, representando os extremos entre o mais conservador e o mais dispendioso no uso dos recursos da rede ótica.

I.4.1 Algoritmo de Agregação de tráfego Direct_Vlink

Direct_vlink é um algoritmo de agregação de tráfego com o objetivo de só abrir um novo caminho ótico se a topologia virtual existente não for suficiente para o transporte do tráfego IP. Primeiro a requisição é roteada na topologia virtual e a banda na rota escolhida é analisada. Se não existe nenhuma rota entre os nós de origem e destino, tenta-se obviamente a abertura de um enlace virtual. É fácil determinar se a requisição de um fluxo de dados de largura de banda garantida pode ser atendida. No caso de tráfego elástico, em teoria, um número ilimitado de conexões são permitidas nos enlaces. Entretanto este algoritmo realiza a criação de um novo enlace virtual se a taxa entre a banda estimada do fluxo elástico e sua banda de pico sejam inferiores a um determinado limiar. Este valor pode ser configurado no simulador pelo parâmetro `vl_open_thrs`.

Independente do sucesso da tentativa de abertura de um novo enlace virtual, a requisição IP é roteada novamente e seu tráfego será transmitido na rota assinalada. No caso de falta de recursos óticos, a requisição IP é recusada mesmo se o fluxo for elástico.

I.4.2 Algoritmo de Agregação de tráfego Och_first

O algoritmo de agregação de tráfego Och_first trabalha de uma maneira bastante exigente no consumo dos recursos da rede ótica. Na chegada de uma requisição IP tenta-se criar um novo enlace virtual direto. Independentemente do resultado o fluxo IP é transportado na topologia virtual. No caso de falta de recursos óticos, a requisição IP é recusada mesmo se o fluxo for elástico.

I.5 Arquivo de relacionamento de tráfego (TRF)

Em complementação da linguagem de descrição da rede, foi definido um formato para descrever o padrão de tráfego na rede. O formato é definido através de um arquivo de relacionamento de tráfego (TRF), onde o simulador obtém a fração de tráfego produzida por cada usuário na rede e como essa fração é destinada aos outros usuários. As relações de tráfego são definidas estritamente entre usuários.

REFERÊNCIAS

BALA, Krishna. **Making the New Public Network a Reality**. Optical Networks Magazine, Industry Forum, Jun. 2001. 4 p.

BANERJEE, Aayan; DRAKE, John; LANG, Johnatan P.; TURNER, Brad; KOMPELLA, Kireeti; REKHTER, Yakov. **Generalized Multiprotocol Label Swtctching: An Overview of Routing and Management Enhancements**. IEEE Communications Magazine, Internet Technology Series, Jan. 2001. 6 p.

BAAR, Richard e PATTERSON, Raymond A. **Grooming telecommunications networks**. Optical Networks Magazine, May/Jun. 2001. 4 p.

BERRY, R. e MODIANO, E. **Reducing Electronic multiplexing costs in SONET/WDM rings with dinamically changing traffic**. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 18, no.10, Oct. 2000.

BILLAH, Abdur R.B.; WANG, Bin e AWWAL, Abdul A.S. **Effective Traffic Grooming in WDM Rings**. GLOBECOM 2002 - IEEE Global Telecommunications Conference, vol. 21, no. 1, Nov. 2002. 4 p., 2733-2737.

BLACK, Uyless. **Optical Networks: Third Generation Transport Systems**. Prentice Hall Nova Jersey, EUA, 2002. 331 p.

BUSSAB, W. O. & MORETTIN, P. A. **Estatística Básica**. São Paulo. Ed. Saraiva, 5ª ed. 2002. 526 p.

CARTIER, François; SANSÒ, Brunilde; GIRARD, André. **Dimensioning of Large-Scale Hybrid Optoelectronic Networks with Modular Switch Costs and Grooming**. École Polytechnique de Montreal e GERAD, Montreal, Canadá, 2004.

CASSANDRAS, Christos G. **Discrete Event Systems: Modeling and Performance Analysis**. Aksen Associates Incorporated Publishers, Estados Unidos, 1993. 790 p.

CHLAMTAC, I.; GANZ, A. e KARMI, G. **Lightpath communications: An approach to high-bandwidth optical WAN's**. IEEE Transactions on Communications, 1992. 20 p.

CHOWDHARY, Girish V. e MURTHY, C. Siva Ram. **Dynamic Multicast Traffic Engineering in WDM Groomed Mesh Networks**. Índia: Department of Computer Science and Engineering Indian Institute of Technology, 2004. Disponível em <http://www.broadnets.org/2004/workshop-papers/TrafficGrooming/WTG2004-Chowdhary1.pdf>. Acesso em: 21 Março 2005.

CHU, Xiaowen; LI, Bo e ZHANG, Zhensheng. **A Dynamic RWA Algorithm in a Wavelength-Routed All-Optical Network with Wavelength Converters**. IEEE Infocom 2003.

CLEARY, John et al. **High Precision Traffic Measurement**. IEEE Communications Magazine, Vol. 40, no. 3, Mar. 2002. 6 p., 167-173.

COX, Louis Anthony Jr. e SANCHEZ, Jennifer Ryan. **Cost savings from optimized packing and grooming of optical circuits: mesh versus ring comparisons**. Optical Networks Magazine, Jun 2001. 18 p.

FARAHMAND, Farid; HUANG, Xiaodong e JUE, Jason P. **Efficient Online Traffic Grooming Algorithms in WDM Mesh Networks with Drop-and-Continue Node Architecture**. Proceedings of the First International Conference on Broadband Networks (BROADNETS'04). IEEE Computer Society.

GUAN, Chi (Kyle) e CHAN, Vincent. **Connectivity Architectures of Regular Optical Mesh Networks**. Taipei: IEEE GLOBECOM, Nov. 2002.

HSU, Chih-Chieh e DEVETSIKIOTIS, Michael. **An adaptative approach to fast simulation of Traffic Groomed Optical Networks**. EUA, Raleigh, North Carolina State University. Proceedings of the 2004 Winter Simulation Conference, 2004.

HU, J. Q. e LEIDA, Brett. **Traffic Grooming, Routing and Wavelength Assignment in Optical WDM Mesh Networks**. Proceedings of IEEE Infocom conference 2004.

HUANG, Shu e DUTTA, Rudra. **Research problems in dynamic traffic grooming in optical networks**. North Carolina State University, Department of computer science. North Carolina, EUA.

HUANG, Xiaodong; FARAHMAD, Farid e JUE, Jason P. **An Algorithm for Traffic Grooming in WDM Mesh Networks with Dynamically Changing Light-Trees**. Department of Computer Science, The University of Texas at Dallas. EUA, Texas, Richardson: IEEE Communications Society Globecom, 2004.

IEC - INTERNATIONAL ENGINEERING CONSORTIUM. **Optical Metro Edge**. Publicação International Engineering Consortium. 2003. Disponível em http://www.iec.org/online/tutorials/opt_metro/index.html. Acessado em 30 de Abril de 2003.

IETF - INTERNET ENGINEERING TASK FORCE. **Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) RFC 3471**. Signaling Functional Description. L. Berger, Ed. January 2003a.

_____. **Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Signaling Constraint-based Routed Label Distribution Protocol (CR-LDP) RFC 3472**. Extensions. P. Ashwood-Smith, Ed., L. Berger, Ed. January 2003b.

_____. **Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Signaling Resource ReserVation Protocol-Traffic Engineering (RSVP-TE) RFC 3473**. Extensions. L. Berger, Ed. January 2003c.

ITU-T. INTERNATIONAL TELECOMMUNICATION UNION. Telecommunication Standardization Sector. Recommendation G.8080. **Architecture for the automatically switched optical network (ASON)**. Nov. 2001.

JUE, Jason P. **Lightpath establishment in wavelength-routed WDM optical networks**. Optical Networks: recent advances.. Kluwer Academic Publishers. Norwell, MA, EUA. 2001. P. 99-122

KARTALOPOULOS, Stamatios V. **Introduction to DWDM technology. Data in a rainbow**. IEEE Press, publicado por John Wiley & Sons Inc. 258 p.

LARDIES, Ana, et al. **Traffic grooming in a multi-layer network**. Optical Networks Magazine, Jun. 2001. 8 p.

LARKIN, Nic. **ASON and GMPLS – The Battle of the optical control plane**. Data Connection Ltd. Aug. 2002.

LEE, Youngseok e MUKHERJEE, Biswanath. **Traffic Engineering in Next-Generation Optical Networks**. US National Science Foundation. California, EUA, Apr. 2004.

LI, Guangzhi, et al. **Control Plane Design for Reliable Optical Networks**. IEEE Communications Magazine, Vol. 40, no. 2, Feb. 2002.

LIN, Ying-Dar; HSU, Nai-Bin e HWANG, Ren-Hung. **QoS Routing Granularity in MPLS Networks**. IEEE Communications Magazine, Vol. 40, no. 6, Jun. 2002. 7 p. 58-65.

LO CIGNO, R.; SALVADORI, E. e ZSÓKA Z. **Elastic Traffic Effects on WDM Dynamic Grooming Algorithms**. IEEE Communications Society. Globecom 2004. 4p.

MAESSCHALCK, S. De et al. **Intelligent Optical Networking for Multilayer Survivability**. IEEE Communications Magazine, Vol. 40, no. 1, Jan. 2002. 7 p.

MODIANO, Eytan e LIN, Philip J. **Traffic Grooming in WDM Networks**. EUA: IEEE Communications Magazine, Jul. 2001. 5 p.

MURTHY, C. S. R e GURUSAMY, M. **WDM Optical Networks Concepts Design and Algorithms**. Prentice Hall PTR. 2002. 430p.

OIF - OPTICAL INTERNET FORUM. **User Network Interface (UNI) 1.0 Signaling Specification**. OIF2000.125.5. Jun. 2001

OLIVA, VAL. **Ethernet - The Next Generation WAN transport Technology**. 10 Gigabit Ethernet Alliance, Version 1.0, Califórnia, May 2002.

POLITECNICO DI TORINO. **Ancles User Manual**. Software version: 2.0. Turim, Itália, Jun. 1996. 68 p.

RAMASUBRAMANIAN S.; SOMANI A.K. **Analysis of Optical Networks With Heterogeneous Grooming Architectures**. IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 12, no. 5, Oct. 2004.

RICCIATO, F. et al.. **Offline configuration of a MPLS over WDM network under time-varying offered traffic**. Proceedings of INFOCOM, Jun. 2002.

SALVADORI, Elio et al.. **Gancles: A Network level simulator to study optical routing, wavelenght assignment and grooming algorithms**. Technical Report DIT-04-017. Itália, Trento: Dipartimento di Informatica e Telecomunicazioni, Università di Trento, 2004.

SALVADORI, Elio; LO CIGNO, Renato; ZSÓKA, Zoltan. **Dynamic Grooming in IP over WDM Networks: A Study with Realistic Traffic based on GANCLES Simulation Package**. Itália, Trento: Dipartimento di Informatica e Telecomunicazioni, Università di Trento, 2004a.

_____. **Elastic Traffic Effects on WDM Dynamic Grooming Algorithms.** IEEE Communications Society, Globecom, 2004b. 4 p.

SIVAKUMAR, Mahesh; SIVALINGAM, Krishna M., SUBRAMANIAM, Suresh. **On Factors Affecting the Performance of Dynamically Groomed Optical WDM Mesh Networks.** Department of CSEE. University of Maryland, Baltimore County. Baltimore, USA. 2004.

SIVARAJAN, Kumar N. e NAYAK, Tapan Kumar. **Routing and Dimensioning of Optical Networks under Traffic Growth Models: An Asymptotic Analysis.** IEEE/ACM Transactions on Networking (TON). Volume 11 , Issue 6. Piscataway, NJ, EUA, 2003. 12 p.

SOHRABY, Kazem e FATEHI, Mohammad T. **Digital container: a mechanism for heterogeneous traffic transport over an all-optical network.** Optical Networks Magazine, Jun. 2001. 12 p.

SRINIVAS, N. e MURTHY, C. Siva Ram. **Design and dimensioning of a WDM mesh network to groom dynamically varying traffic.** Photonic Network Communications, vol. 7, no.2. Department of Computer Science and Engineering. Indian Institute of Technology, Madras Chennai India, 2004. 12 p.

STRAND, John; DOVERSPIKE, Robert e LI, Guangzhi. **Importance of wavelength conversion in an optical network.** Optical Networks Magazine, Jun. 2001. 11p.

THIAGARAJAN, S.; SOMANI, A.K. **Capacity Fairness of WDM Networks with Grooming Capabilities.** Optical Networks Magazine, vol. 2, May. 2001. 7 p.

WANG, Bin et al. **Traffic Grooming Under a Sliding Scheduled Traffic Model in WDM Optical Networks.** Department of Computer Science and Engineering, Wright State University. Dayton, Ohio, EUA, 2004. Disponível em <http://www.broadnets.org/2004/workshop-papers/TrafficGrooming/WTG2004-Wang.pdf>. Acesso em: 1 Maio 2005.

YAO, Wang e RAMAMURTHY, Byrav. **Dynamic Traffic Grooming using Fixed-Alternate Routing in WDM Mesh Optical Networks.** EUA, Nebraska: Department of Computer Science and Engineering, 2004.

_____. **A Link Bundled Auxiliary Graph Model for Constrained Dynamic Traffic Grooming in WDM Mesh Networks.** IEEE Journal on selected areas in communications, vol. 23, no. 8, Aug. 2005.

ZHANG, Shu e RAMAMURTHY, Byrav. **Dynamic traffic grooming algorithms for reconfigurable SONET over WDM networks.** IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 21, no. 7, Sep. 2003. 7 p.

ZHEMIN, Ding e HAMDI, Mounir. **Clustering Techniques for Traffic Grooming in Optical WDM Mesh Networks.** Volume. 3. Taipei: IEEE Globecom, Novembro de 2002. 4 p.

ZHU, Keyao e MUKHERJEE, Biswanath. **A Review of Traffic Grooming in WDM Optical Networks: Architectures and Challenges.** EUA, Califórnia, Davis: Optical Networks Magazine, 2003.

ZSÓKA, Zoltan. **ASONcles 3.4.2 manual.** 14 de Novembro de 2002. 33 p.

_____. **Gancles 1.0.4 manual.** [2004]. 10p.