

DIFERENCIAÇÃO DE SERVIÇOS EM REDES DE
COMUTAÇÃO DE RAJADAS ÓPTICAS

Igor Monteiro Moraes

DISSERTAÇÃO SUBMETIDA AO CORPO DOCENTE DA COORDENAÇÃO DOS
PROGRAMAS DE PÓS-GRADUAÇÃO DE ENGENHARIA DA UNIVERSIDADE
FEDERAL DO RIO DE JANEIRO COMO PARTE DOS REQUISITOS
NECESSÁRIOS PARA A OBTENÇÃO DO GRAU DE MESTRE EM CIÊNCIAS
EM ENGENHARIA ELÉTRICA.

Aprovada por:

Prof. Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte, Dr. Ing.

Prof. Maurício Ferreira Magalhães, Dr. Ing.

Prof. Luís Henrique Maciel Kosmowski Costa, Dr.

RIO DE JANEIRO, RJ - BRASIL

MARÇO DE 2006

MORAES, IGOR MONTEIRO

Diferenciação de Serviços em Redes de Comutação de Rajadas Ópticas[Rio de Janeiro] 2006

XIII, 81 p. 29,7 cm (COPPE/UFRJ, M.Sc., Engenharia Elétrica, 2006)

Dissertação - Universidade Federal do Rio de Janeiro, COPPE

1. Redes Ópticas
2. Diferenciação de Serviços
3. Comutação de Rajadas Ópticas

I. COPPE/UFRJ II. Título (série)

À minha família.

Agradecimentos

Agradeço aos meus pais e demais familiares pelo carinho, compreensão e incentivo ao longo de toda a minha vida.

Ao professor Otto, meu orientador e responsável por grande parte da minha formação acadêmica e profissional, por sua amizade, conselhos e orientação. Aos professores Luís Henrique, Mauros, Rezende e Rubi, pela amizade, ensinamentos e conselhos.

Aos amigos desde a graduação e a iniciação científica, Guilherme, Marco e Rafael, pelos momentos de diversão e pela contribuição para a realização deste trabalho.

A todos do GTA, em especial aos amigos Aurelio, Bernardo, Doc, Elkind, Italo, Kleber, Miguel, Pedro e ao pessoal da Iniciação Científica, pelas risadas e pelo incentivo durante o trabalho.

Agradeço em particular aos professores Maurício Magalhães e Luís Henrique Costa pela participação na banca examinadora.

Aos funcionários do Programa de Engenharia Elétrica da COPPE/UFRJ pela presteza no atendimento na secretaria do Programa.

A todos que me incentivaram, contribuindo de forma direta ou indireta, para a minha formação acadêmica e profissional.

À CAPES, ao UOL, à FINEP, à RNP e ao FUNTTEL pelo financiamento da pesquisa.

Resumo da Dissertação apresentada à COPPE/UFRJ como parte dos requisitos necessários para a obtenção do grau de Mestre em Ciências (M.Sc.)

DIFERENCIAÇÃO DE SERVIÇOS EM REDES DE COMUTAÇÃO DE RAJADAS ÓPTICAS

Igor Monteiro Moraes

Março/2006

Orientador: Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte

Programa: Engenharia Elétrica

Novas aplicações, como as multimídias, requerem grande largura de banda. Uma alternativa para atender essa demanda são as redes ópticas WDM (*Wavelength Division Multiplexing*). Entretanto, além da demanda por banda passante, as novas aplicações são também sensíveis a parâmetros de qualidade de serviço como a perda de dados e o atraso fim-a-fim. Neste trabalho, é proposto um novo mecanismo de controle de admissão para provisão de qualidade de serviço em redes de comutação de rajadas ópticas. O mecanismo proposto admite as rajadas de cada classe de serviço de acordo com a ocupação da rede. Para isso, um parâmetro denominado grau de ocupação é definido para cada classe. A partir deste parâmetro, é possível diferenciar a probabilidade de bloqueio experimentada por cada uma das classes. São desenvolvidos modelos analíticos considerando um enlace e mais de um enlace. Análises de desempenho são realizadas em diferentes cenários, variando a carga oferecida à rede, a quantidade de tráfego de cada classe, a agressividade da diferenciação com a classe menos prioritária, o número de classes de serviço e o número de comprimentos de onda por enlace. Em comparação com outros mecanismos de controle de admissão similares, o mecanismo proposto é o único que mantém a diferenciação de serviços em todos os cenários analisados e sempre proporciona uma menor probabilidade de bloqueio para a classe mais prioritária.

Abstract of Dissertation presented to COPPE/UFRJ as a partial fulfillment of the requirements for the degree of Master of Science (M.Sc.)

SERVICE DIFFERENTIATION IN OPTICAL BURST-SWITCHED NETWORKS

Igor Monteiro Moraes

March/2006

Advisor: Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte

Department: Electrical Engineering

Novel applications, such as multimedia applications, require a large amount of bandwidth. An alternative which satisfies these services are the WDM (Wavelength Division Multiplexing) optical networks. Nevertheless, in addition to the bandwidth requirement, the new applications are sensitive to quality of service parameters, such as data loss and end-to-end delay. In this work, we propose a new admission control mechanism for providing quality of service in Optical Burst-Switching networks (OBS). The proposed mechanism admits bursts from a given service class according to the network load and a class-associated parameter. Based on this parameter, referred to as load level, it is possible to differentiate the burst blocking probability experienced by each service class. We also develop two analytical models for the proposed mechanism: a single-link model and a model for multiple links. Different scenarios are analyzed by varying the offered load, the amount of traffic of each service class, the aggressiveness of the low-priority class differentiation, the number of service classes, and the link capacity. The results show that the proposed mechanism effectively differentiates the services experienced by each class in all analyzed scenarios and always provides a lower blocking probability for the high priority-class bursts when compared to other similar admission control mechanisms.

Sumário

Resumo	v
Abstract	vi
Lista de Figuras	x
Lista de Acrônimos	xii
1 Introdução	1
1.1 Motivação	1
1.2 Objetivos	3
1.3 Organização	4
2 Redes Ópticas	5
2.1 Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda	6
2.2 Redes Totalmente Ópticas	7
2.2.1 Comutação de Comprimentos de Onda	9
2.2.2 Comutação de Pacotes Ópticos	11
3 Comutação de Rajadas Ópticas	13

3.1	Arquitetura e Funcionamento	14
3.2	Construção das Rajadas	15
3.3	Sinalização	16
3.4	Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda	19
3.5	Diferenciação de Serviços	21
3.5.1	Trabalhos Relacionados	22
4	O Mecanismo Proposto	25
4.1	Trabalhos Relacionados	26
4.1.1	O Mecanismo Estático	26
4.1.2	O Mecanismo Dinâmico	27
4.2	O Mecanismo Proposto	29
4.3	O Modelo Analítico para Um Enlace	34
4.4	O Modelo Analítico para Mais de Um Enlace	36
5	Resultados	42
5.1	Avaliação para Um Enlace	42
5.1.1	Desempenho para Duas Classes de Serviço	43
5.1.2	Desempenho para Três Classes de Serviço	53
5.1.3	Eficiência do Mecanismo Proposto	58
5.1.4	Impacto do Número de Comprimentos de Onda por Enlace	62
5.2	Avaliação para Mais de Um Enlace	65
6	Conclusões	70

Lista de Figuras

2.1	Um exemplo da técnica WDM.	6
2.2	Conversão de comprimentos de onda em OXCs totalmente ópticos.	9
2.3	A comutação de pacotes ópticos.	11
3.1	A arquitetura de uma rede OBS.	14
3.2	O funcionamento dos protocolos de sinalização JIT e JET.	17
3.3	A reserva estimada do protocolo JET.	18
4.1	Um exemplo de funcionamento do mecanismo estático.	27
4.2	Um exemplo de funcionamento do mecanismo dinâmico.	28
4.3	Um exemplo de funcionamento do mecanismo dinâmico modificado.	29
4.4	Um exemplo de funcionamento do mecanismo proposto.	31
4.5	Mecanismo proposto x mecanismo dinâmico.	32
4.6	O diagrama de transição de estados para o mecanismo proposto.	34
4.7	Um exemplo da redução da carga oferecida.	37
4.8	O diagrama de estados para um enlace v com o mecanismo proposto.	39
5.1	Cenário de maior agressividade de diferenciação com a classe 1.	45
5.2	Cenário com agressividade de diferenciação intermediária com a classe 1.	47

LISTA DE FIGURAS

5.3	Cenário com menor agressividade de diferenciação com a classe 1.	48
5.4	Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1.	50
5.5	Cenário com agressividade de diferenciação intermediária com a classe 1.	51
5.6	Cenário com menor agressividade de diferenciação com a classe 1.	52
5.7	Probabilidade de bloqueio: cenário de agressividade intermediária.	54
5.8	Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1 - bloqueio.	55
5.9	Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1 - carga efetiva.	56
5.10	Cenário com menor agressividade de diferenciação com a classe 1 - bloqueio.	57
5.11	Cenário com menor agressividade de diferenciação com a classe 1 - carga efetiva.	58
5.12	Eficiência: número de classes de serviço.	60
5.13	Eficiência: grau de ocupação da classe menos prioritária	62
5.14	Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1.	63
5.15	Cenário com agressividade de diferenciação intermediária com a classe 1.	64
5.16	Cenário com menor agressividade de diferenciação com a classe 1.	65
5.17	A topologia da rede NSFNET.	66
5.18	Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1.	67
5.19	Cenário com agressividade de diferenciação intermediária com a classe 1.	68
5.20	Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1.	68

Lista de Acrônimos

CWDM :	<i>Coarse Wavelength Division Multiplexing;</i>
DiffServ :	<i>Differentiated Services;</i>
DWDM :	<i>Dense Wavelength Division Multiplexing;</i>
FDL :	<i>Fiber Delay Line;</i>
FEC :	<i>Forwarding Equivalence Class;</i>
IP :	<i>Internet Protocol;</i>
JET :	<i>Just Enough Time;</i>
JIT :	<i>Just In Time;</i>
MPLS :	<i>Multi-Protocol Label Switching;</i>
OBS :	<i>Optical Burst Switching;</i>
OEO :	<i>Óptico - Eletrônico - Óptico;</i>
OPS :	<i>Optical Packet Switching;</i>
OXC :	<i>Optical Cross-Connect;</i>
QoS :	<i>Quality of Service;</i>
RAM :	<i>Random Access Memory;</i>
RWA :	<i>Routing and Wavelength Assignment;</i>
SDH :	<i>Synchronous Digital Hierarchy;</i>
SLA :	<i>Service Level Agreement;</i>
SLM :	<i>Single Longitudinal Mode;</i>
SONET :	<i>Synchronous Optical NETWORK;</i>
WDM :	<i>Wavelength Division Multiplexing;</i>
WR :	<i>Wavelength Routing;</i>
WR-OBS :	<i>Wavelength-Routed Optical Burst Switching.</i>

Capítulo 1

Introdução

A CRESCENTE demanda por aplicações de grande largura de banda, como as grades computacionais e as aplicações multimídias, impulsionou o desenvolvimento das redes ópticas. Dentre as tecnologias ópticas, a de maior destaque é a multiplexação por divisão de comprimento de onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM), devido à sua alta capacidade de transporte de dados. Além da demanda por banda passante, as novas aplicações também são sensíveis a parâmetros de qualidade de serviço (*Quality of Service* - QoS) como a perda de dados e o atraso. O serviço de melhor esforço oferecido pelo protocolo IP não é capaz de garantir a qualidade requerida por estas aplicações emergentes. Portanto, é necessário desenvolver redes multiserviços [1], o que torna o suporte à qualidade de serviço um fator essencial em redes ópticas [2].

1.1 Motivação

Atualmente, a maior parte das redes WDM utiliza comutadores eletrônicos com interfaces ópticas, chamados de OEO (interface óptica - comutação eletrônica - interface óptica). Como o sinal óptico que chega a um comutador OEO é convertido para um sinal eletrônico, o uso destes comutadores limita a taxa de transporte de dados das redes WDM. Enquanto a transmissão óptica pode atingir taxas da ordem de terabits por segundo, os comutadores eletrônicos atuais são capazes apenas de realizar a comutação em taxas de até

algumas dezenas de gigabits por segundo. Sendo assim, para que a largura de banda oferecida pelas redes WDM possa ser usada de forma eficiente são necessárias técnicas de transporte de dados totalmente ópticas incluindo a comutação óptica. Uma destas técnicas é a comutação de rajadas ópticas (*Optical Burst Switching* - OBS) [3,4].

Dentre as redes totalmente ópticas, as redes de comutação de rajadas ópticas são uma solução intermediária entre as redes de comutação de comprimentos de onda (*Wavelength Routing* - WR) e as redes de comutação de pacotes ópticos (*Optical Packet Switching* - OPS). Diferentemente da comutação de comprimentos de onda, na comutação de rajadas os recursos são alocados apenas durante o tempo necessário para a comutação e a transmissão de uma rajada. Além disso, não há necessidade do uso de *buffers*, como ocorre na comutação de pacotes, para armazenamento e processamento das rajadas. O armazenamento de pacotes ópticos é, atualmente, complexo e dispendioso.

Nas redes OBS, os pacotes com o mesmo endereço de destino são agregados em rajadas, pelos nós de borda da rede, antes de serem transmitidos. Previamente à transmissão de uma rajada, um pacote de controle é enviado em um canal de sinalização fora-de-banda. Ao chegar a um comutador pertencente ao caminho entre a fonte e o destino, o pacote de controle é convertido e tratado eletronicamente. Em seguida, se possível, os recursos necessários à rajada são alocados pelo comutador. Do contrário, se não existem recursos disponíveis, a rajada é bloqueada. De acordo com o protocolo utilizado para reservar os recursos, pode ser necessário, ou não, o envio da confirmação de alocação de recursos.

Um dos desafios das redes OBS é a provisão de qualidade de serviço [5–12]. Apesar da abundância de banda passante, atualmente um enlace possui no máximo algumas dezenas de comprimentos de onda. Como, durante a sua transmissão, uma rajada ocupa um comprimento de onda, ou uma fração deste, algumas rajadas serão bloqueadas dependendo da carga oferecida à rede. É importante destacar também que os mecanismos de QoS existentes, em sua maioria, foram propostos para redes de comutação de pacotes e são baseados no gerenciamento de *buffers* [13]. Para utilizar estes mecanismos em redes de comutação de rajadas, é necessário converter o sinal óptico para o domínio eletrônico em cada nó intermediário, uma vez que ainda não existem memórias RAM (*Random Ac-*

cess Memory) ópticas. As rajadas só podem ser atrasadas com o uso de linhas de atraso (*Fiber Delay Lines* - FDLs) [5]. Portanto, como a conversão OEO limita a taxa de transporte de dados, é necessário desenvolver mecanismos específicos de qualidade de serviço para redes OBS.

1.2 Objetivos

Neste trabalho é proposto um mecanismo de controle de admissão de rajadas baseado na ocupação da rede [14–18]. Para isso, define-se um *grau de ocupação* para cada classe de serviço. O grau de ocupação indica o número máximo de comprimentos de onda, que podem ser ocupados pelas rajadas de uma dada classe, em um determinado enlace. Sendo assim, uma rajada só é admitida se o número de comprimentos de onda ocupados, no instante da chegada desta rajada a um nó, for inferior ao grau de ocupação da classe de serviço, a qual esta rajada pertence. Conseqüentemente, quanto maior o grau de ocupação de uma classe, menor é a probabilidade de uma rajada pertencente a esta classe ser bloqueada. É importante ressaltar que, para o mecanismo proposto, não é necessário armazenar a classe e o comprimento de onda ocupado por uma rajada em cada nó da rede. O mecanismo requer apenas o número de comprimentos de onda que estão ocupados, independentemente da classe a qual pertencem as rajadas que os ocupam. Assim, os nós da rede só precisam armazenar o grau de ocupação de cada classe e o número de comprimentos ocupados em um enlace. Com isso, menos estados são armazenados nos nós da rede e a comutação é mais rápida e escalável.

Para o mecanismo proposto, foram desenvolvidos modelos analíticos para um enlace e para mais de um enlace. O modelo para um enlace é baseado no modelo de perda de Erlang. O modelo para mais de um enlace utiliza a aproximação de ponto fixo por carga reduzida para calcular a carga oferecida a cada enlace da rede [19, 20]. A partir dos modelos analíticos, comparou-se a proposta deste trabalho com outros dois mecanismos de controle de admissão propostos por Zhang *et al.* [12]. As métricas usadas na comparação são a probabilidade de bloqueio experimentada pelas classes de serviço e a carga efetiva. São considerados diversos cenários que diferem quanto à carga oferecida à rede, à quan-

tidade de tráfego de cada classe de serviço, ao número de classes de serviço, à capacidade dos enlaces e à agressividade da diferenciação aplicada à classe menos prioritária. Mesmo com o aumento do número de classes de serviço e a redução da agressividade com a classe menos prioritária, o mecanismo proposto é o único que mantém a diferenciação de serviços em todos os cenários analisados e sempre proporciona uma menor probabilidade de bloqueio para a classe mais prioritária.

1.3 Organização

Este trabalho está organizado da seguinte forma. No Capítulo 2 são apresentadas características das redes ópticas, em particular da técnica de multiplexação por divisão de comprimento de onda (WDM) e das redes totalmente ópticas. São discutidas ainda vantagens e desvantagens das diferentes técnicas de comutação óptica. Em seguida, no Capítulo 3, a comutação de rajadas ópticas é abordada. Detalhes sobre a arquitetura da rede, os protocolos e a provisão de qualidade de serviço são apresentados. O mecanismo de controle de admissão proposto é introduzido no Capítulo 4. Tanto o modelo analítico para um enlace quanto o modelo para mais de um enlace são apresentados neste capítulo. No Capítulo 5, o desempenho do mecanismo proposto é avaliado e comparado com o desempenho de outros mecanismos de controle de admissão similares. A avaliação é feita a partir dos modelos analíticos dos mecanismos. Por fim, no Capítulo 6, são apresentadas as conclusões sobre este trabalho e as considerações sobre trabalhos futuros.

Capítulo 2

Redes Ópticas

O CRESCIMENTO e a diversificação do tráfego tornam inadequada a atual infraestrutura da Internet. A cada dia, o número de usuários da rede aumenta, bem como o tempo de permanência de cada um deles. Além disso, serviços emergentes, como a telefonia IP e a distribuição de vídeo, exigem mais banda passante e qualidade de serviço. Nesse contexto, as redes ópticas surgem como solução para atender estes novos serviços da Internet.

As redes ópticas podem ser divididas em duas gerações. Na primeira, as fibras ópticas são usadas para transmissão de dados somente por proporcionarem uma grande largura de banda e uma baixa taxa de erro de bits. Tanto a comutação quanto outras funções inteligentes da rede são realizadas eletronicamente. As redes SONET (*Synchronous Optical Network*) e SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*) são exemplos de redes ópticas de primeira geração ainda muito utilizadas. A comutação e o roteamento são feitos de forma convencional usando o processamento eletrônico e isso é uma limitação, uma vez que a fibra óptica possui banda passante da ordem de terabits por segundo enquanto o processamento eletrônico atinge apenas algumas dezenas de gigabits por segundo. A segunda geração de redes ópticas está em desenvolvimento [21, 22]. Nessa nova geração, funções inteligentes da rede, como a comutação e o roteamento, são transportadas para a camada óptica com o objetivo de evitar a conversão do sinal óptico em um sinal eletrônico e com isso eliminar o gargalo de processamento eletrônico.

Neste capítulo, são apresentadas algumas características das redes ópticas de segunda geração, as redes totalmente ópticas. Aspectos da transmissão de dados, da arquitetura e dos componentes dessas redes são abordados. As técnicas de comutação óptica, necessárias para o desenvolvimento da nova geração de redes, também são caracterizadas. Em primeiro lugar, é apresentada a técnica de multiplexação por divisão de comprimento de onda (WDM) responsável pela grande capacidade das redes ópticas.

2.1 Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda

A multiplexação por divisão de comprimento de onda consiste em modular eletronicamente vários comprimentos de onda e, posteriormente, propagá-los simultaneamente em uma única fibra óptica, como ilustra a Figura 2.1. Nesse exemplo, os n fluxos de dados, cada um transportado em um comprimento de onda diferente e com uma taxa de B bits por segundo, são multiplexados em uma única fibra que transporta um fluxo agregado de nB bits por segundo.

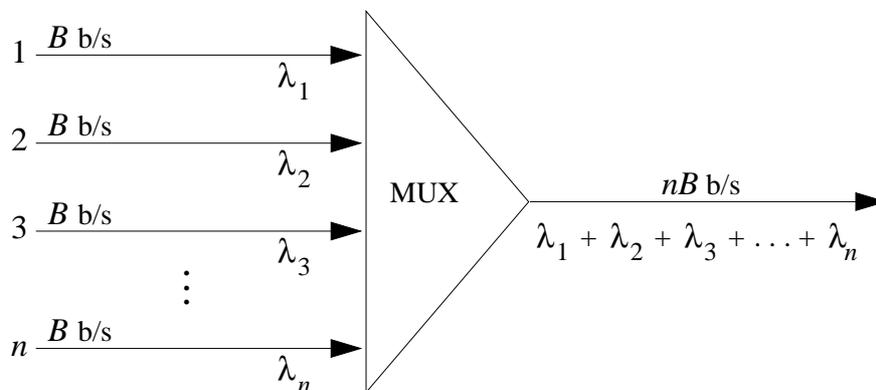


Figura 2.1: Um exemplo da técnica WDM.

Existem duas variações da técnica WDM que diferem quanto ao espaçamento entre os comprimentos de onda multiplexados. No WDM denso (*Dense WDM - DWDM*), o espaçamento entre os comprimentos de onda é da ordem de 0,8 nm. Em virtude desse espaçamento reduzido, é possível multiplexar um grande número de comprimentos de onda em uma fibra. Comercialmente, equipamentos topo-de-linha conseguem multiplexar até 128 comprimentos em uma fibra, cada um capaz de transportar 10 Gbps a uma distância

de até 4000 km [23]. Em laboratório, já se conseguiu multiplexar 1022 comprimentos em uma única fibra [24]. Também em laboratório, foi possível multiplexar 64 comprimentos de onda, cada um com capacidade de transportar 40 Gbps até 4000 km. O preço pago pelo número de comprimentos de onda multiplexados no DWDM é a sintonia bastante fina dos lasers de transmissão. Utilizam-se lasers SLM (*Single Longitudinal Mode*) para evitar interferência entre comprimentos de onda vizinhos. Isto eleva o custo dos sistemas DWDM, utilizados em sua maioria em ligações ponto-a-ponto. Por outro lado, no WDM esparso (*Coarse WDM - CWDM*) o espaçamento entre comprimentos de onda é de cerca de 20 nm. Tal espaçamento torna a sintonização dos lasers utilizados para a transmissão menos crítica e, conseqüentemente, reduz o custo dos sistemas CWDM. Também em virtude do maior espaçamento, o número de comprimentos de onda multiplexados em uma fibra é menor, oito na maioria dos produtos [25]. Atualmente, o CWDM é utilizado em redes de acesso e em redes metropolitanas.

A técnica WDM não especifica os requisitos para os nós da rede óptica e para a comutação dos sinais ópticos. Ela é responsável somente pela transmissão de dados em uma fibra óptica. Um dos pontos chave da multiplexação por divisão de comprimento de onda é a sua flexibilidade. Um comprimento de onda pode transportar tráfegos com características variadas, a diferentes taxas de transmissão e que utilizam diferentes protocolos da camada de enlace. Ao multiplexar vários comprimentos de onda em uma única fibra, atinge-se taxas da ordem de terabits por segundo. Entretanto, para que toda a capacidade da técnica WDM possa ser aproveitada, é necessário eliminar a conversão OEO dos comutadores ópticos, uma vez que o processamento eletrônico não atinge esta velocidade. Surge, então, a necessidade do desenvolvimento de redes totalmente ópticas.

2.2 Redes Totalmente Ópticas

Os nós que constituem uma rede óptica são chamados de comutadores OXC (*Optical Cross-Connect*). Um comutador OXC é composto por um conjunto de portas de entrada e saída, uma matriz de comutação e um controlador e, dessa forma, permite a comutação de um feixe de luz de uma porta de entrada para uma porta de saída. Nas redes de primeira geração, os comutadores OXC são dispositivos eletrônicos com interfaces ópticas

e são chamados de OEO (interface óptica - comutação eletrônica - interface óptica). Assim sendo, um sinal óptico que chega a um comutador OEO é convertido para um sinal eletrônico, processado e, em seguida, convertido novamente a um sinal óptico para ser transmitido. Tal procedimento é o gargalo para o transporte de dados a altas taxas, possibilitado pela técnica WDM. Enquanto a transmissão óptica pode atingir taxas da ordem de terabits por segundo, os comutadores eletrônicos atuais são capazes de realizar a comutação em taxas de até algumas dezenas de gigabits por segundo. Sendo assim, para que a largura de banda oferecida pelas redes WDM possa ser usada de forma eficiente são necessárias técnicas de transporte de dados totalmente ópticas incluindo a comutação óptica.

A comutação óptica elimina a conversão OEO dos comutadores OXC. Tanto o conjunto de portas quanto a matriz de comutação de um comutador OXC passam a ser elementos ópticos. Dessa forma, uma rede óptica transporta os sinais ópticos do nó emissor ao nó receptor totalmente no domínio óptico. Conseqüentemente, os nós do núcleo de uma rede totalmente óptica não têm acesso aos dados transportados pelos sinais ópticos. As únicas tarefas desses nós são a comutação e, se necessária, a amplificação óptica dos sinais. Por isso as redes totalmente ópticas também são chamadas de redes transparentes.

Para aumentar a capacidade de um comutador OXC totalmente óptico, é necessário que estes possam converter comprimentos de onda. A Figura 2.2 ilustra comutadores OXC totalmente ópticos sem capacidade de conversão, com capacidade total de conversão e com capacidade parcial. Em um comutador OXC sem capacidade de conversão, ilustrado na Figura 2.2(a), um sinal óptico é recebido em um comprimento de onda λ_i e deve ser encaminhado pela porta de saída no mesmo comprimento. Os comutadores com capacidade total convertem um comprimento λ_i em qualquer outro comprimento de onda. Sendo assim, ao receber um sinal em um comprimento λ_i , um comutador com capacidade total de conversão pode encaminhar o sinal recebido em qualquer outro comprimento de onda disponível na saída do comutador, como mostra a Figura 2.2(b). Nos comutadores com capacidade parcial, um sinal pode ser convertido de um comprimento λ_i para um subconjunto limitado de outros comprimentos de onda. Portanto, como ilustra a Figura 2.2(c), um sinal recebido em λ_i pode ser encaminhado em qualquer outro comprimento deste subconjunto disponível na saída do comutador.

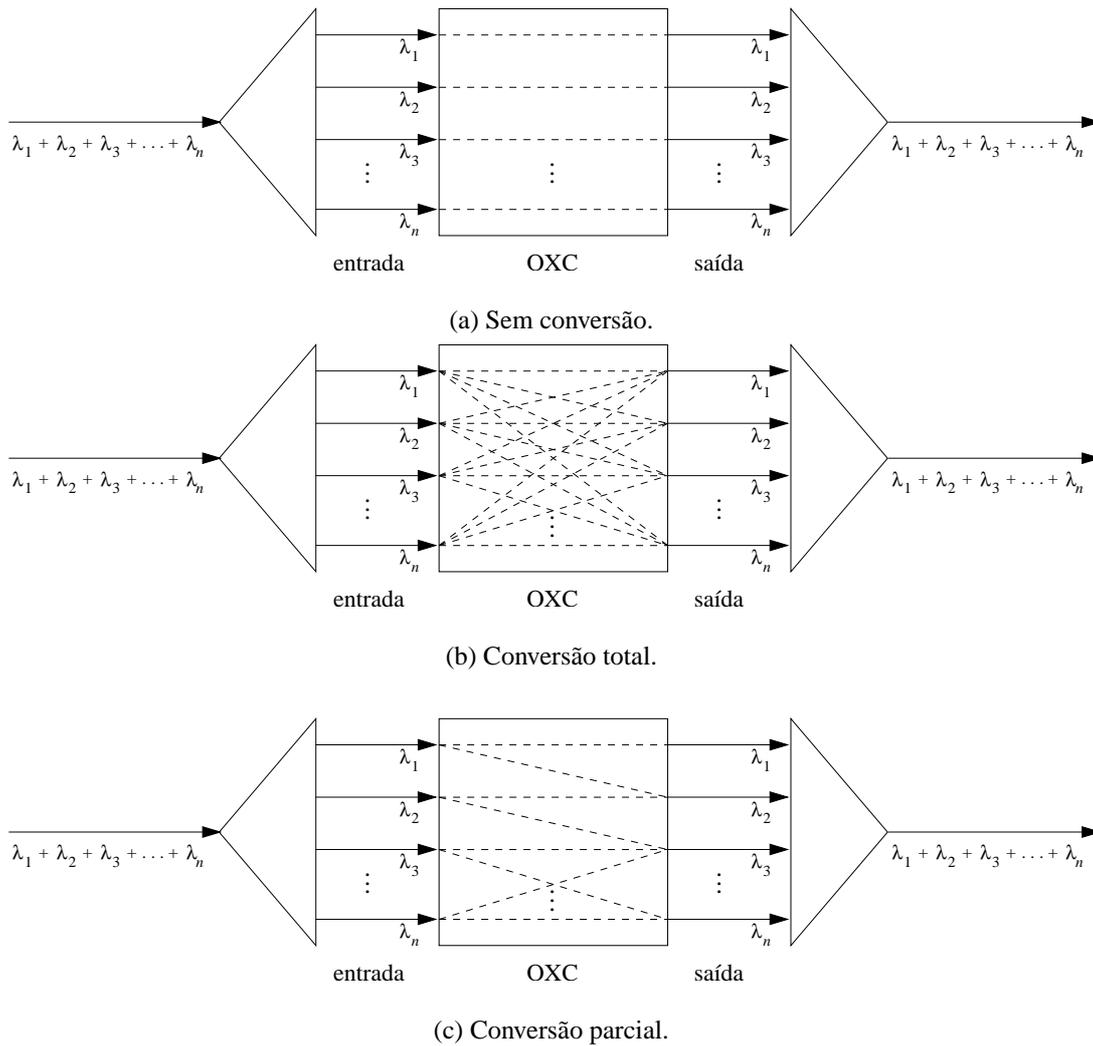


Figura 2.2: Conversão de comprimentos de onda em OXCs totalmente ópticos.

Existem três técnicas de comutação óptica: a comutação de comprimentos de onda, a comutação de pacotes ópticos e a comutação de rajadas ópticas. As duas primeiras técnicas são descritas a seguir. A comutação de rajadas ópticas é apresentada em detalhes no Capítulo 3.

2.2.1 Comutação de Comprimentos de Onda

A técnica de comutação de comprimentos de onda é similar à tradicional comutação de circuitos. Antes da transmissão de dados, é necessário estabelecer um canal óptico, também chamado de caminho de luz (*lightpath*), entre o nó origem e o nó destino. Um

canal óptico é uma conexão fim-a-fim da camada óptica entre dois nós da rede. A cada canal óptico é atribuído um comprimento de onda. O comprimento de onda associado a um canal óptico pode ser o mesmo em todos os enlaces ao longo do caminho entre o nó origem e o nó destino ou pode variar, de acordo com a capacidade de conversão dos nós ao longo do caminho. Se o comprimento de onda atribuído a um canal óptico é o mesmo em todos os enlaces ao longo do caminho entre a origem e o destino, diz-se que o canal satisfaz a propriedade de continuidade de comprimento de onda. Em redes totalmente ópticas, para se manter a propriedade de continuidade de comprimento de onda, o comutador só pode comutar o sinal de entrada para a saída que possui o mesmo comprimento de onda. Assim, a probabilidade de se conseguir comutar o sinal de entrada diminui, pois aumenta a probabilidade de encontrar ocupada a saída com este mesmo comprimento de onda. Diz-se, então, que a probabilidade de um canal óptico não ser estabelecido é alta.

Para estabelecer um canal óptico o nó origem envia uma mensagem de controle na direção do nó destino e espera pela confirmação do estabelecimento do canal antes de iniciar a transmissão de dados. O estabelecimento do canal óptico é feito em duas etapas em cada comutador OXC do caminho entre o nó origem e o nó destino. Na primeira etapa, determinam-se os enlaces do caminho entre o nó origem e o nó destino através de um protocolo de roteamento qualquer. Em seguida, associa-se um comprimento de onda ao canal em cada enlace do caminho. O conjunto desses dois procedimentos é denominado roteamento e atribuição de comprimentos de onda (*Routing and Wavelength Assignment* - RWA) [26–32]. Após o estabelecimento do canal óptico, a banda passante do canal é reservada até que a liberação dos comprimentos de onda associados seja sinalizada. O encaminhamento dos dados em uma rede de comutação de comprimentos de onda é feito de acordo com o caminho e o comprimento de onda associado a cada enlace do caminho.

Uma das vantagens da comutação de comprimentos de onda é a ausência de *buffers*, ópticos ou eletrônicos, e de processamento nos nós intermediários da rede. Uma vez estabelecido o canal óptico, os nós intermediários são responsáveis apenas pela comutação do sinal óptico. Em contrapartida, as redes de comutação de comprimentos de onda, assim como a comutação de circuitos, apresentam baixa eficiência na utilização da banda passante quando transportam tráfegos em rajada-silêncio. A principal vantagem

da comutação de pacotes é a multiplexação estatística, em que um enlace pode ser compartilhado entre diversos fluxos inclusive os correspondentes a diferentes pares origem-destino. Desta forma, reduz-se os períodos de silêncio. Na comutação de comprimentos de onda o canal óptico é estabelecido previamente e permanece dedicado a um fluxo até sua liberação. Para se usar o período de silêncio seria necessário liberar o canal óptico que está em silêncio e estabelecer um outro canal óptico para o fluxo que se deseja compartilhar. Para estabelecer ou liberar um canal óptico, são necessários pelo menos algumas dezenas de milissegundos. Em enlaces de alta capacidade de transporte de dados, este tempo é comparável à transmissão de uma grande quantidade de dados. Com isso, estabelecer e liberar dinamicamente um canal óptico na escala de tempo de uma rajada ou pacote de dados, para atender o tráfego em rajada, é ineficiente.

2.2.2 Comutação de Pacotes Ópticos

Uma solução para aumentar a utilização da banda passante de cada comprimento de onda é a comutação de pacotes ópticos (*Optical Packet Switching - OPS*) [33–35].

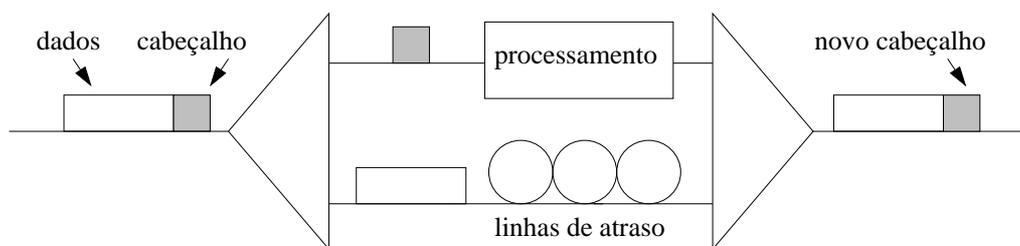


Figura 2.3: A comutação de pacotes ópticos.

Nesta técnica, ilustrada de forma simplificada na Figura 2.3, os dados são enviados juntamente com o cabeçalho do pacote sem a necessidade de estabelecer um canal óptico. O cabeçalho é necessário para identificar a origem e o destino de um pacote. Com o compartilhamento, também é necessário um *buffer* para armazenar pacotes que chegam e encontram a saída do comutador ocupada. Dessa forma, ao chegar um pacote em comutador OXC, seu cabeçalho deve ser processado e os outros pacotes que chegam devem ser armazenados para posterior encaminhamento. Para tanto, o cabeçalho é separado da

carga de dados do pacote. Enquanto o cabeçalho é processado, os dados são atrasados com o uso de linhas de atraso (FDLs). Após a etapa de processamento, um novo cabeçalho é adicionado ao pacote óptico que, em seguida, é encaminhado para o próximo nó. Tais procedimentos exigem a sincronia dos nós, devido às variações no tempo de processamento do cabeçalho dos pacotes, e, conseqüentemente, tornam o controle da rede complexo. Além disso, o armazenamento de pacotes ópticos é, atualmente, complexo e dispendioso. Outra desvantagem da comutação de pacotes ópticos é a elevada sobrecarga de controle, uma vez que o tamanho da carga de dados do pacote é geralmente pequena se comparada à capacidade de transmissão dos enlaces ópticos.

Uma solução de compromisso entre a comutação de pacotes ópticos e a comutação de comprimentos de onda é a comutação de rajadas ópticas, que é apresentada no próximo capítulo.

Capítulo 3

Comutação de Rajadas Ópticas

AS redes de comutação de rajadas ópticas (OBS) buscam um compromisso as vantagens da comutação de comprimentos de onda e da comutação de pacotes ópticos. Nas redes OBS, os pacotes que chegam a um nó de borda são ordenados de acordo com o endereço de destino e, em seguida, agrupados em rajadas. Antes de transmitir uma rajada, o nó de borda envia um pacote de controle na direção do nó destino para reservar os recursos necessários à rajada. Ao chegar a um comutador pertencente ao caminho entre a fonte e o destino, o pacote de controle é convertido e processado eletronicamente. Em seguida, se possível, os recursos necessários à rajada são alocados pelo comutador. Do contrário, se não existem recursos disponíveis, a rajada é bloqueada. Dependendo do protocolo de sinalização utilizado, não é necessário enviar a confirmação de alocação dos recursos para que uma rajada seja transmitida. Caso não haja confirmação da reserva e ocorra um bloqueio, a rajada é descartada e dados são perdidos. Dessa forma, diferentemente da comutação de comprimentos de onda, na comutação de rajadas os recursos são alocados apenas durante o tempo necessário para a comutação e a transmissão de uma rajada. Também não há necessidade do uso de *buffers*, como ocorre na comutação de pacotes, para armazenamento e processamento das rajadas.

Neste capítulo, são apresentadas as características principais da arquitetura e do funcionamento das redes OBS. Os algoritmos de construção de rajadas, os protocolos de sinalização e de roteamento e as técnicas de atribuição de comprimentos de onda são necessários em redes OBS. O impacto de todos esses mecanismos no desempenho da rede

é analisado. Outro tópico abordado é a provisão de qualidade de serviço nessas redes. Neste ponto, são apresentadas diferentes formas de prover diferenciação de serviços em redes OBS e trabalhos publicados na área são discutidos.

3.1 Arquitetura e Funcionamento

Uma rede OBS possui dois tipos de nós: os nós de borda e os nós de núcleo, como mostra a Figura 3.1. Os nós de borda são os responsáveis pela construção das rajadas e possuem tanto interfaces eletrônicas, para receber os pacotes das redes de acesso, quanto interfaces ópticas, para enviar as rajadas através da rede OBS. Por sua vez, os nós de núcleo são responsáveis pelo encaminhamento da sinalização de reserva de recursos, pelo roteamento e pela comutação das rajadas [36].

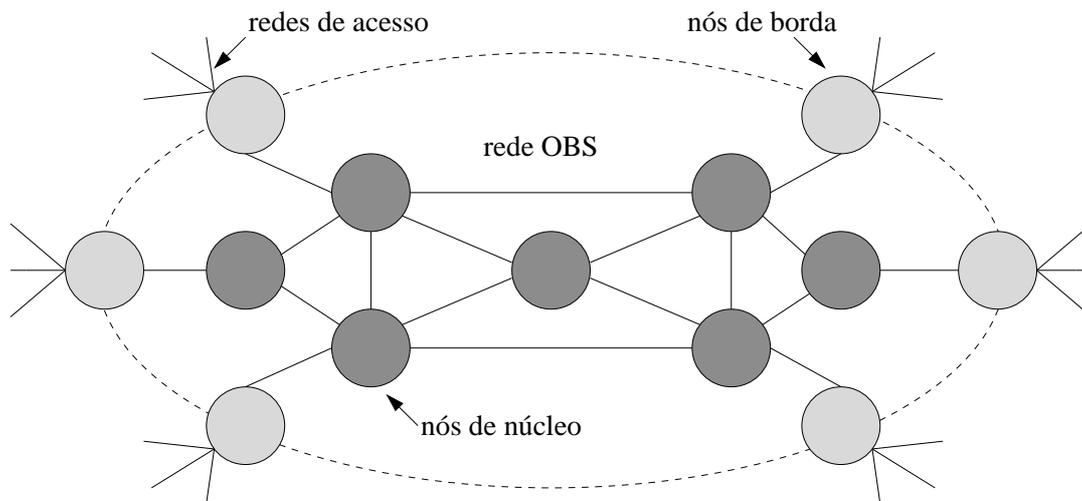


Figura 3.1: A arquitetura de uma rede OBS.

A função primordial de um nó de borda é coletar o tráfego de diferentes redes de acesso. Os dados coletados são, então, agrupados de acordo com o endereço de destino em rajadas, que são conjuntos de pacotes. Em uma rede com diferenciação de serviços, por exemplo, os pacotes também são agrupados de acordo com classe de serviço a qual pertencem. Além de construir as rajadas, os nós de borda são responsáveis pelo envio dos pacotes de controle que precedem a transmissão de cada rajada. Um pacote de controle é enviado ao nó de destino da rajada e contém como informações principais o tamanho da

rajada, o tempo entre o envio do pacote de controle e a transmissão da rajada e o endereço do nó de origem. Os pacotes de controle são enviados em um canal fora-da-banda e são processados eletronicamente em cada nó intermediário ao longo do caminho entre a origem e o destino. O tempo entre o envio do pacote de controle e o envio da rajada correspondente é chamado de *offset*. Este intervalo de tempo possibilita que o pacote de controle reserve os recursos necessários em cada enlace do caminho entre origem e destino antes da chegada da rajada. Além disso, o *offset* serve para que os nós do núcleo configurem suas matrizes de comutação para que os dados sejam encaminhados sem a necessidade de armazenamento e, conseqüentemente, sem o uso de *buffers*, uma vantagem incorporada da comutação de comprimentos de onda. Alguns protocolos de sinalização que calculam o *offset* de diferentes maneiras são apresentados na Seção 3.3. Após o *offset*, a rajada correspondente é enviada sem que haja qualquer informação sobre o sucesso, ou não, da requisição de reserva de recursos nos enlaces até o destino. Dessa forma, dado que as redes OBS são projetadas para interconectar grandes distâncias, elimina-se o atraso do estabelecimento e da liberação dos canais ópticos. Em contrapartida, como não há confirmação da reserva de recursos, uma rajada pode ser bloqueada. O bloqueio de uma rajada pode ser ocasionado por uma tentativa mal-sucedida de reservar os recursos em um determinado enlace ou por falha ou congestionamento do canal de sinalização. Sendo assim, o parâmetro de desempenho fundamental de uma rede OBS é a probabilidade de bloqueio de uma rajada. Em virtude das altas taxas de transporte de dados, as rajadas ou pacotes de controle perdidos podem ser retransmitidos sem prejuízo para as aplicações. Contudo, está é uma função das camadas superiores e não da rede OBS.

3.2 Construção das Rajadas

Os algoritmos de construção das rajadas [37–39] têm grande impacto no desempenho da rede [40]. Através destes algoritmos, é possível controlar as características das rajadas e, dessa forma, adequar o comportamento do tráfego oferecido à rede. Em geral, a construção da rajada compreende três procedimentos: a coleta do tráfego das redes de acesso, a classificação dos pacotes de acordo com o endereço de destino e o agrupamento dos pacotes para formar uma rajada.

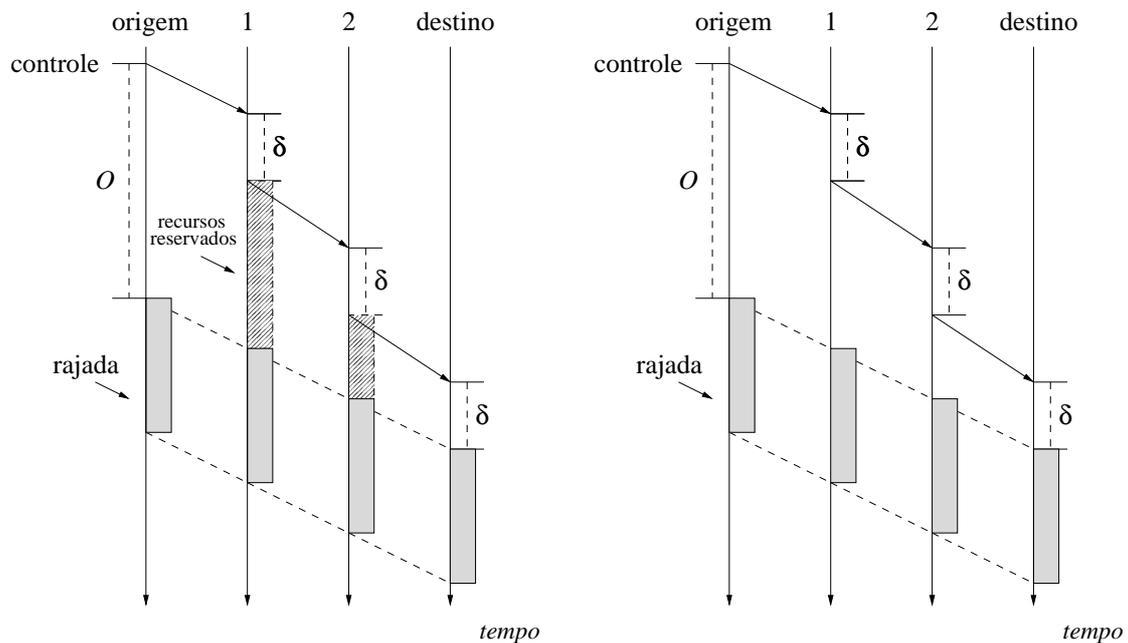
Três parâmetros são fundamentais para os algoritmos de construção de rajadas: o temporizador, o tamanho máximo e o tamanho mínimo de uma rajada. O temporizador é usado pelos nós de borda para determinar exatamente quando uma nova rajada deve começar a ser construída. Quando o temporizador expira, o nó de borda constrói uma nova rajada e gera o pacote de controle correspondente para essa rajada. O pacote de controle é enviado imediatamente após a sua construção. As rajadas de dados são compostas por pacotes de diferentes fluxos de tráfego, cada um com características e restrições diferentes. Dessa forma, se o algoritmo de construção se baseia apenas no temporizador e a carga de pacotes oferecida aos nós de borda é elevada, são criadas rajadas de tamanho excessivo. Rajadas maiores podem ocupar os recursos da rede por um longo período de tempo, o que pode aumentar a probabilidade de uma rajada ser bloqueada. Por isso, um algoritmo de construção deve definir o tamanho máximo de uma rajada. Assim sendo, quando uma rajada atinge o seu tamanho máximo ou quando o temporizador expira, uma nova rajada deve ser construída pelo nó de borda. Além do tamanho máximo, os algoritmos de construção devem definir um tamanho mínimo para cada rajada. Se a carga de pacotes oferecidos ao nó de borda é pequena, a chance do temporizador expirar sem que o tamanho mínimo da rajada seja satisfeito é grande. Caso essa situação ocorra, são inseridos bits de enchimento até que a rajada atinja o seu tamanho mínimo e, dessa forma, possa ser transmitida.

Os algoritmos de construção também influenciam na maneira como os recursos necessários para uma rajada são alocados e liberados. O tamanho de uma rajada é usado, por exemplo, por protocolos de sinalização para que os recursos sejam reservados pelo menor tempo necessário, como será visto na Seção 3.3. Nesse caso, assume-se que o tamanho da rajada é conhecido antes da construção do pacote de controle.

3.3 Sinalização

A sinalização é o primeiro passo para o envio de uma rajada. Tal procedimento consiste da criação do pacote de controle para uma dada rajada e, posteriormente, do envio desse pacote precedendo a rajada de um *offset*. Essas duas etapas são realizadas pelos

protocolos de sinalização, cuja operação determina se os recursos da rede são usados de forma eficiente. Idealmente, a estimativa do *offset* deve ser baseada no número de nós entre a origem e o destino e na carga da rede [41]. Vale ressaltar que uma estimativa incorreta pode acarretar no bloqueio de uma rajada, uma vez que a rajada pode chegar a um nó antes da matriz de comutação estar configurada. Portanto, a estimativa do *offset* é um ponto-chave do desempenho das redes OBS.



(a) O protocolo JIT.

(b) O protocolo JET.

Figura 3.2: O funcionamento dos protocolos de sinalização JIT e JET.

O protocolo JIT (*Just In Time*) [41–43] e o protocolo JET (*Just Enough Time*) [3] diferem quanto ao instante em que os recursos são reservados para uma determinada rajada. Em ambos os protocolos, o *offset* é calculado de acordo com o atraso de propagação dos enlaces e o tempo de processamento e configuração de cada nó intermediário entre a origem e o destino. Sendo assim, para que o *offset* seja calculado, o nó de borda responsável pelo envio do pacote de controle deve saber precisamente quantos e quais nós a rajada percorrerá até o destino. Além disso, também é necessário saber o tempo de processamento do pacote e de configuração da matriz de comutação em cada nó intermediário. Na maioria dos casos, assume-se que este tempo é o mesmo em todos os nós intermediários. A Figura 3.2 ilustra o funcionamento dos dois protocolos. Nessa figura, são representados

o nó origem, responsável pelo envio do pacote de controle e da rajada, dois nós intermediários e o nó destino. Nessa situação, o *offset* deve ser superior a 3δ , onde δ é o tempo de processamento e configuração, igual para todos os nós. De forma geral, a estimativa é dada por

$$O \geq \sum_{h=1}^H \delta(h), \quad (3.1)$$

onde H representa o número de saltos entre a origem e o destino e $\delta(h)$ é o tempo estimado de processamento e configuração a cada salto h entre a origem e o destino.

No JIT, como mostra a Figura 3.2(a) os recursos requeridos por uma rajada são alocados desde o término do processamento do pacote de controle até a transmissão de toda a rajada. Por outro lado, o JET utiliza a reserva atrasada (*Delayed Reservation*), como ilustrado na Figura 3.3. Em tal procedimento, os recursos de um comprimento de onda são reservados somente a partir da chegada da rajada no instante t_s e não no instante t_a , que representa o término do processamento do pacote de controle. Como o *offset* após i saltos é dado por

$$O(i) = O - \sum_{h=1}^i \delta(h), \quad (3.2)$$

o instante de chegada da rajada é dado por $t_s = t_a + O(i)$. Por sua vez, os recursos são reservados até a transmissão de toda a rajada, ou seja, até $t_s + l$, onde l é o tamanho da rajada. Com isso, os recursos são reservados durante o menor tempo necessário.

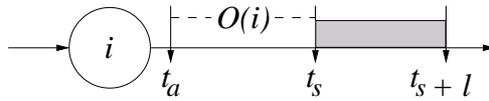


Figura 3.3: A reserva estimada do protocolo JET.

Tanto o JIT quanto o JET utilizam um *offset* fixo para rajadas com o mesmo endereço de destino. Verma *et al.* [44] concluem que tal fato pode acarretar no sincronismo de dois nós da rede. Com isso, esses nós disputam continuamente os mesmos recursos da rede e contribuem para aumentar a probabilidade de bloqueio de uma rajada. A solução proposta é gerar o *offset* de cada rajada estatisticamente. Para tanto, cada nó da rede gera fichas de transmissão, de acordo com um processo de Poisson com uma taxa média pré-determinada. Dessa forma, assim que uma rajada é construída, o nó de borda responsável

envia o pacote de controle correspondente na direção do nó destino. A rajada, então, só é transmitida após conseguir uma ficha. Porém, se uma rajada está esperando por uma ficha e a recebe no instante em que uma rajada anterior está sendo transmitida, a ficha é descartada e a rajada deve esperar pela geração de uma nova ficha. Dessa forma, a taxa com que as rajadas são oferecidas à rede é regulada e, conseqüentemente, a probabilidade de bloqueio é reduzida.

Outros protocolos exigem a confirmação da reserva de recursos para então transmitir a rajada. Düser *et al.* [45,46] propõem um método de sinalização centralizado, chamado WR-OBS (*Wavelength-Routed Optical Burst Switching*), o qual utiliza um processo fim-a-fim para reservar os recursos. No WR-OBS, existe um servidor central de requisições, responsável pela alocação dos recursos da rede. Os nós de borda da rede, então, enviam os seus pacotes de controle para o servidor central. Ao chegarem ao servidor, os pacotes de controle são enfileirados de acordo com os seus endereços de destino. O servidor de requisições tem o conhecimento global do estado de cada nó da rede e da disponibilidade de comprimentos de onda em todos os enlaces da rede. Com isso, o servidor processa os pacotes de controle, determina a melhor rota entre a origem e o destino e reserva os recursos necessários em cada enlace do caminho. Em caso de sucesso nesses três procedimentos, o servidor envia um pacote de confirmação positiva para o nó de borda que, só então, ao receber a confirmação, envia a rajada. Os autores mostram que o WR-OBS aumenta a vazão e a utilização dos recursos da rede.

3.4 Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda

O problema de roteamento e atribuição de comprimentos de onda (RWA) em redes OBS consiste em determinar a rota entre a origem e o destino de uma rajada e alocar os comprimentos de onda necessários para a transmissão da rajada nos nós intermediários, ao longo desta rota.

Em virtude das altas taxas de transmissão, as redes OBS exigem uma grande velocidade no encaminhamento dos dados. Uma alternativa é utilizar o protocolo MPLS (*Multi-Protocol Label Switching*) [47]. A idéia é associar os pacotes de controle a classes

de encaminhamento (*Forwarding Equivalence Classes - FECs*) nos nós de borda da rede. Com isso, reduz-se o tempo de encaminhamento nos nós intermediários ao tempo da troca de rótulos.

O roteamento explícito também é uma outra exigência das redes OBS atendida pelo MPLS. Dessa forma, um nó de borda é capaz de pré-determinar e pré-calcular uma rota. Através da atribuição de rótulos às rajadas é possível guiar o tráfego por rotas pré-determinadas e, conseqüentemente, fazer engenharia de tráfego. Além disso, como uma rota é pré-calculada, o nó de borda conhece previamente o número de saltos até o destino e, dessa forma, estima o *offset*.

Outro requisito do roteamento em redes OBS é a capacidade de lidar com a falha de nós. Em uma rede óptica, os dados são transportados em altas taxas e, portanto, a falha de um nó, mesmo que por pouco tempo, representa a perda de um grande volume de dados. Por isso, é necessário adotar mecanismos de sobrevivência a falhas [48–51]. Em redes OBS, esse ainda é um tópico em aberto.

A atribuição de comprimentos de onda em redes OBS pode obedecer à propriedade de continuidade de comprimentos de onda ou pode assumir que os nós têm capacidade de conversão. Quando a propriedade da continuidade é obedecida, o mesmo comprimento de onda tem que ser reservado em todos os enlaces do caminho entre a origem e o destino. Isso resulta em uma alta probabilidade de bloqueio, pois à medida que novas rajadas são oferecidas à rede, a probabilidade de encontrar o mesmo comprimento de onda livre em todos os enlaces do caminho entre a origem e o destino decresce. Por outro lado, quando se assume que os nós convertem comprimentos de onda, se duas rajadas disputam o mesmo comprimento de onda em um nó, esse nó pode converter opticamente os sinais de um dos comprimentos de entrada para um comprimento de saída diferente, que esteja disponível. Com isso, obtém-se uma melhor utilização dos recursos da rede.

Uma questão importante na atribuição de comprimentos de onda é a justiça entre as transmissões bem-sucedidas para caminhos longos e caminhos curtos. É mais fácil encontrar comprimentos de onda disponíveis ao longo dos enlaces de um caminho mais curto do que de um caminho mais longo. Por isso, através do uso de heurísticas, busca-se aumentar a justiça entre as transmissões com diferentes números de saltos. Uma solução para tal

problema é proposta por Oguchi *et al.* [52]. O uso dos recursos da rede é segmentado. A idéia da proposta é paralelizar a alocação de comprimentos de onda. As transmissões com maior número de saltos podem utilizar todo o conjunto de comprimentos de onda. Por outro lado, as transmissões com menos saltos só podem utilizar um subconjunto limitado de comprimentos de onda. De acordo com os autores, a alocação paralela de comprimentos de onda, além de aumentar a justiça, também reduz a probabilidade de uma rajada ser bloqueada.

3.5 Diferenciação de Serviços

O suporte à qualidade de serviço é uma exigência para as redes totalmente ópticas, pois se espera que grande parte do tráfego transportado por tais redes será composto por pacotes gerados por aplicações com restrições de tempo, banda passante e perda de dados. Portanto, um dos desafios das redes OBS é a provisão de qualidade de serviço.

Apesar da abundância de banda passante proporcionada pela técnica WDM, atualmente um enlace óptico possui no máximo algumas dezenas de comprimentos de onda. Como, durante a sua transmissão, uma rajada ocupa um comprimento de onda, ou uma fração deste, algumas rajadas serão bloqueadas dependendo da carga oferecida à rede. É importante destacar também que os mecanismos de QoS existentes foram propostos para redes de comutação de pacotes e, em sua maioria, são baseados no gerenciamento de *buffers*. Para utilizar estes mecanismos em redes de comutação de rajadas, é necessário converter o sinal óptico para o domínio eletrônico em cada nó intermediário, uma vez que ainda não existem memórias RAM ópticas. As rajadas só podem ser atrasadas com o uso de linhas de atraso (FDLs). Portanto, como a conversão OEO limita a taxa de transporte de dados, é necessário desenvolver mecanismos específicos para prover qualidade de serviço em redes OBS.

Baseado na arquitetura de diferenciação de serviços (*Differentiated Services* - Diff-Serv) [53] proposta para as redes IP, o objetivo dos mecanismos de QoS propostos para redes OBS é diferenciar a probabilidade de bloqueio experimentada por cada classe de serviço. A diferenciação de serviços é adequada para redes OBS, uma vez que a adoção

de classes de serviço não implica grandes modificações na arquitetura da rede. As rajadas passam a agrupar pacotes de diferentes aplicações com os mesmos requisitos de QoS e o mesmo endereço de destino e os nós da rede devem ser capazes de tratar diferenciadamente as rajadas de cada classe.

3.5.1 Trabalhos Relacionados

Existe uma série de trabalhos com propostas de mecanismos para prover diferenciação de serviços em redes de comutação de rajadas ópticas. Os mecanismos vão desde alterações nos algoritmos de construção de rajadas até novos mecanismos para controlar a admissão de rajadas por um nó da rede.

Uma alternativa para diferenciar os serviços experimentados por cada classe é variar os parâmetros de construção das rajadas [54–56]. Tanto o temporizador quanto os limites para os tamanhos mínimo e máximo das rajadas podem ser ajustados para reduzir o atraso e a probabilidade de bloqueio das rajadas de uma dada classe de serviço. Vokkarane e Jue [56] propõem alguns mecanismos para mapear as classes de serviço dos pacotes nas classes de serviço das rajadas. Dado que os pacotes que chegam a um nó de borda OBS podem pertencer a n classes de serviço e que a rede OBS possui m classes, o objetivo é determinar como os pacotes serão agregados para garantir os requisitos de QoS de cada um. Os mecanismos podem criar rajadas com pacotes pertencentes a uma só classe como também podem construir rajadas combinando pacotes pertencentes a diferentes classes. Os valores de m e n também são variados para cada mecanismo. Os autores verificam que o desempenho dos mecanismos que utilizam rajadas compostas por pacotes de diferentes classes supera o dos mecanismos que constroem rajadas com pacotes de apenas uma das classes. Com a combinação de pacotes, a probabilidade de bloqueio da classe menos prioritária é reduzida, pois pacotes dessa classe podem pertencer a rajadas de maior prioridade. Para a classe mais prioritária, a probabilidade de bloqueio proporcionada pelos dois mecanismos é semelhante, uma vez que os pacotes mais prioritários sempre pertencem à classe mais prioritária de rajadas. Os autores verificam também que a diferença entre o desempenho dos mecanismos é acentuada quando $n > m$. Supondo $n = 4$ e $m = 2$, nos mecanismos que não combinam rajadas, as quatro classes de serviço dos pacotes são

organizadas em duas classes para as rajadas. Dessa forma, considerando que a classe 0 é a mais prioritária, as rajadas da classe 0 contêm somente pacotes da classe 0 ou somente pacotes da classe 1. Assim sendo, pacotes de diferentes prioridades disputam os recursos da rede OBS com a mesma prioridade.

A probabilidade de bloqueio também pode ser diferenciada de acordo com a prioridade dada a cada classe para reservar os recursos da rede. Yoo *et al.* [5, 57] propõem uma adaptação ao protocolo de sinalização JET [3]. A cada classe de serviço da rede OBS é associado um *offset* diferente. A idéia básica é, portanto, aumentar o *offset* das rajadas das classes de maior prioridade. Com isso, os nós possuem um maior intervalo de tempo para alocar os recursos necessários e, assim, a probabilidade de bloqueio de uma rajada das classes de maior prioridade é reduzida. Porém, como as rajadas de maior prioridade, em sua maioria, contêm pacotes de mídias com restrições de tempo, como voz e vídeo, o aumento do *offset* provoca o aumento da latência fim-a-fim. Desta forma, dependendo do tamanho da rajada e do grau de isolamento entre as classes de serviço, a qualidade da aplicação pode ser degradada.

Uma outra maneira eficiente é adotar mecanismos de controle de admissão de rajadas nos nós da rede OBS. A proposta apresentada por Zhang *et al.* é composta por dois mecanismos: um estático e outro dinâmico [12]. Ambos se baseiam no número de comprimentos de onda ocupados por uma dada classe de serviço. Para cada uma das classes, é reservado um conjunto de comprimentos de onda. Se todos os comprimentos de onda designados para uma classe estão ocupados, as rajadas desta classe são bloqueadas. Tanto no mecanismo estático quanto no dinâmico, para que um nó saiba quantos comprimentos de onda estão ocupados por uma dada classe, é necessário armazenar a informação sobre qual classe de serviço está ocupando qual comprimento de onda. Isto acarreta em um número grande de estados armazenados pelos nós da rede. O funcionamento dos mecanismos estático e dinâmico será detalhado na Seção 4.1, pois ambos serão comparados com o mecanismo proposto. Wan *et al.* também propõem um mecanismo de controle de admissão baseado na ocupação de cada classe de serviço [10]. Para uma dada classe, o número de comprimentos de onda varia dentro de uma cota pré-determinada. Os limites inferior e superior da cota são calculados com base na proporção do tráfego de cada classe e nos parâmetros de QoS. Para que o mecanismo seja implementado, Wan *et al.*

sugerem uma mudança na arquitetura das redes OBS. Dessa forma, uma rede OBS passaria a ter um nó central responsável pela admissão das rajadas e pelo envio da confirmação de reserva de recursos. Isto introduziria um ponto central de falha e aumentaria o tempo entre a reserva de recursos e transmissão de uma rajada. Por sua vez, Liao e Loi [11] propõem um mecanismo de controle de admissão baseado na preempção de rajadas. Para cada classe de serviço é definido um perfil de uso em cada nó da rede que implementa o mecanismo. O perfil de cada classe contém o número de comprimentos de onda que uma classe pode ocupar, o número atual de comprimentos ocupados pela classe e uma lista de requisições escalonadas da mesma classe. Um nó da rede, ao receber uma requisição de uma dada classe i , primeiramente verifica se existe algum comprimento de onda disponível. Se existe, a requisição é escalonada e o perfil de uso da classe i é atualizado. Porém, se não há comprimentos de onda disponíveis para alocar a rajada, o nó verifica se a classe i está dentro do seu perfil de uso. Se a classe i obedece ao seu perfil, ocorre a preempção de uma rajada anteriormente escalonada e que pertença a uma classe que esteja fora do seu perfil de uso. Se todas as classes estão dentro dos seus perfis de uso, a rajada da classe i é bloqueada. A desvantagem desse mecanismo é que a preempção das rajadas requer um grande número de estados armazenados nos nós da rede e, além disso, aumenta significativamente a complexidade para gerenciar os recursos da rede.

Capítulo 4

O Mecanismo Proposto

UMA alternativa para prover qualidade de serviço em redes OBS é controlar o acesso das rajadas de cada classe de serviço à rede. Esse é o princípio dos mecanismos de controle de admissão de rajadas. O mecanismo proposto neste trabalho reserva um determinado número de comprimentos de onda para cada classe de serviço. De acordo com a ocupação do enlace no instante da chegada da rajada a um nó e de um parâmetro definido para cada classe de serviço, o mecanismo decide se a rajada será bloqueada, de acordo com a disponibilidade dos recursos. Dessa forma, é possível diferenciar o serviço experimentado por cada classe.

Neste capítulo, o mecanismo proposto é definido e especificado e o seu funcionamento é exemplificado. Também são apresentados os modelos analíticos desenvolvidos para o mecanismo, considerando um enlace e mais de um enlace. São apresentados ainda outros dois mecanismos de controle de admissão que diferem do mecanismo proposto quanto à forma de reservar os comprimentos de onda para cada classe de serviço e o critério de admissão. No Capítulo 5, o desempenho destes dois mecanismos será comparado com o desempenho do mecanismo proposto, uma vez que tais mecanismos também utilizam a ocupação da rede para admitir, ou não, as rajadas de uma determinada classe de serviço.

4.1 Trabalhos Relacionados

Nesta seção, os mecanismos de controle de admissão estático e dinâmico propostos por Zhang *et al.* [12] são brevemente descritos. O princípio de funcionamento dos dois mecanismos é reservar um determinado número de comprimentos de onda em um enlace para cada classe de serviço. Ambos os mecanismos se baseiam na ocupação do enlace para admitir as rajadas de uma determinada classe de serviço e, dessa forma, diferenciar a probabilidade de bloqueio experimentada por cada classe. Os dois mecanismos assumem: o uso do protocolo de sinalização JET, a implementação do mecanismo em todos os nós da rede OBS, que cada rajada ocupa um comprimento de onda durante a sua transmissão e que cada nó OBS tem capacidade de conversão total [12].

4.1.1 O Mecanismo Estático

O mecanismo estático reserva um conjunto fixo W_i de comprimentos de onda, em um dado enlace, para as rajadas de uma determinada classe de serviço i . Ou seja, além de determinar que a classe i pode ocupar W_i comprimentos de onda, o mecanismo estático define quais os W_i comprimentos de onda devem ser ocupados pelas rajadas da classe i . Supondo que os primeiros W_i comprimentos de onda de um enlace tenham sido reservados para a classe i , as rajadas desta classe só podem ocupar os comprimentos de onda C_1, C_2, \dots, C_{W_i} . Sendo assim, os nós da rede OBS que implementam o mecanismo estático têm de armazenar quais comprimentos de onda estão reservados para cada uma das classes de serviço.

A Figura 4.1 mostra um exemplo de funcionamento do mecanismo estático para duas classes de serviço e um enlace, cuja capacidade W é quatro comprimentos de onda ($W = 4$). A classe 0 é a mais prioritária e possui um conjunto de três comprimentos de onda reservados para as suas rajadas ($W_0 = 3$ com C_1, C_2 e C_3 reservados). Já para a classe 1 é destinado apenas um comprimento de onda ($W_1 = 1$ com C_4 reservado). Na situação ilustrada na Figura 4.1, no instante t_0 os comprimentos de onda C_1 e C_3 estão ocupados com rajadas pertencentes à classe 0. Se uma rajada da classe 0 chega ao nó OBS no instante t_0 , ela só pode ser admitida no comprimento de onda C_2 , reservado para a classe 0. Da mesma forma, se uma rajada da classe 1 chega ao nó OBS no instante t_0 , ela só

pode ocupar o comprimento de onda C_4 , único reservado para rajadas dessa classe, como mostra a Figura 4.1(b).

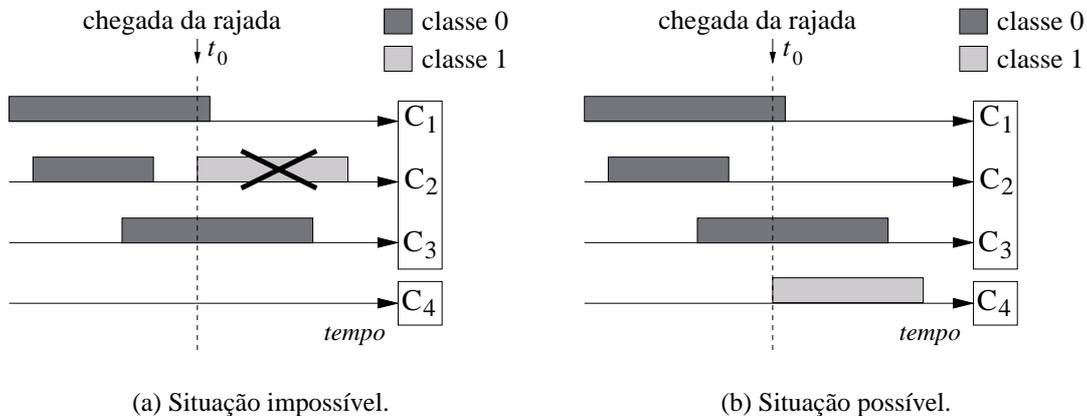


Figura 4.1: Um exemplo de funcionamento do mecanismo estático.

4.1.2 O Mecanismo Dinâmico

O mecanismo dinâmico reserva um número fixo W_i de comprimentos de onda de um determinado enlace para as rajadas de uma classe de serviço i . No entanto, diferentemente do mecanismo estático, o mecanismo dinâmico não define quais os comprimentos de onda que devem ser ocupados pelas rajadas da classe i . Uma rajada da classe i pode ocupar qualquer comprimento de onda, desde que o número de comprimentos ocupados pelas rajadas da classe i seja menor do que W_i . Dessa forma, para garantir que o número de comprimentos de onda ocupados pelas rajadas da classe i não exceda o valor máximo W_i , um nó OBS tem que armazenar quais comprimentos estão ocupados por rajadas pertencentes à classe i . É necessário, portanto, armazenar estados relativos a cada comprimento de onda e a cada classe de serviço.

A Figura 4.2 mostra um exemplo de funcionamento do mecanismo dinâmico em um cenário semelhante ao do exemplo usado anteriormente para o mecanismo estático. A classe 0 é a mais prioritária e as suas rajadas podem ocupar até três comprimentos de onda ($W_0 = 3$). Já as rajadas da classe 1 podem ocupar apenas um comprimento de onda ($W_1 = 1$). Na situação ilustrada na Figura 4.2, as rajadas da classe 0 ocupam dois comprimentos de onda e nenhum comprimento de onda é ocupado por rajadas da classe 1. Sendo assim, quando uma rajada da classe 1 chega ao nó OBS no instante t_0 , ela pode

ocupar tanto o comprimento de onda C_2 quanto o C_4 , como mostram as Figuras 4.2(a) e 4.2(b). Nessa situação, uma rajada da classe 0 também pode ocupar C_2 ou C_4 .

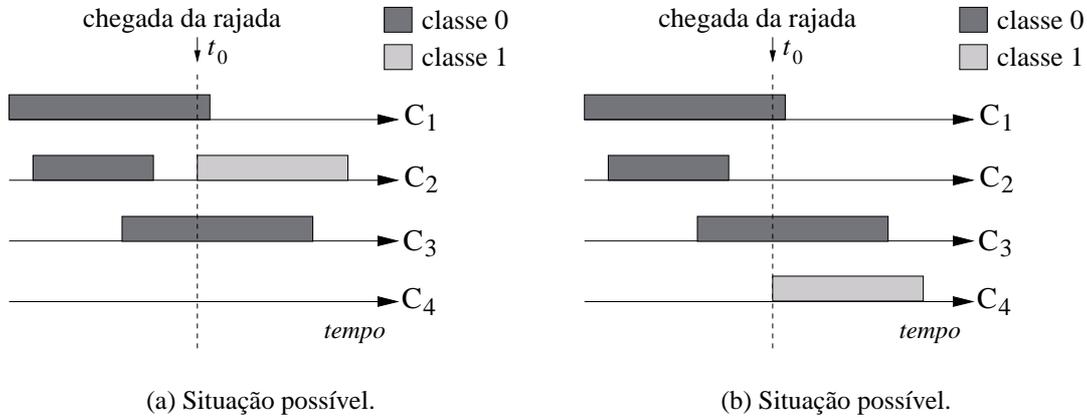


Figura 4.2: Um exemplo de funcionamento do mecanismo dinâmico.

Zhang *et al.* [12] também propõem uma mudança ao mecanismo dinâmico. As rajadas pertencentes à classe de maior prioridade podem ocupar qualquer um dos comprimentos de onda disponíveis. Com isso, o critério de admissão das rajadas da classe de maior prioridade é modificado e a probabilidade de bloqueio destas rajadas é reduzida. Com a modificação, as rajadas da classe mais prioritária são sempre admitidas quando existe pelo menos um comprimento de onda disponível. Além disso, não há garantia de que o número máximo de comprimentos de onda ocupados pelas rajadas de uma classe menos prioritária i será W_i . Agora, para que as rajadas da classe i sejam admitidas, além do número de comprimentos ocupados por rajadas de i ser menor do que W_i , o total de comprimentos ocupados, independentemente das rajadas que os ocupam, deve ser menor do que o número de comprimentos de onda de um dado enlace.

As Figuras 4.3(a) e 4.3(b) exemplificam o funcionamento do mecanismo dinâmico modificado em um cenário com duas classes de serviço e quatro comprimentos de onda. A classe 1 pode ocupar até dois comprimentos de onda ($W_1 = 2$). As duas situações ilustradas só são possíveis no mecanismo dinâmico modificado. Na Figura 4.3(a), qualquer rajada pertencente a qualquer classe, que chegue ao nó OBS no instante t_0 será bloqueada, pois todos os comprimentos são ocupados por rajadas da classe 0. Por outro lado, na situação da Figura 4.3(b), se em t_0 uma rajada da classe 1 chega ao nó OBS, ela será bloqueada. Isto ocorre, pois mesmo que o número de comprimentos de onda ocupados por rajadas da classe seja menor do que W_1 , não existem comprimentos de onda disponíveis.

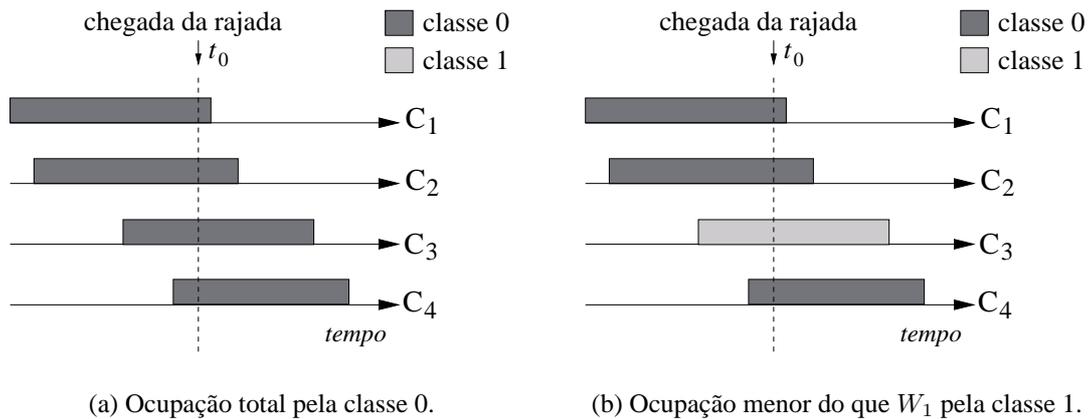


Figura 4.3: Um exemplo de funcionamento do mecanismo dinâmico modificado.

No restante deste trabalho, o mecanismo dinâmico modificado será tratado apenas como mecanismo dinâmico.

4.2 O Mecanismo Proposto

Nesta seção, o mecanismo de controle de admissão de rajadas proposto neste trabalho é descrito. O princípio de funcionamento do mecanismo proposto é semelhante ao dos mecanismos estático e dinâmico. A idéia é reservar um determinado número de comprimentos de onda de um enlace para cada classe de serviço e de acordo com a ocupação da rede, admitir ou não uma rajada. No entanto, como será visto adiante, o critério de admissão utilizado privilegia, ao máximo, a classe mais prioritária. Esse é o objetivo do mecanismo proposto.

O mecanismo proposto assume que cada nó da rede OBS é capaz de converter um comprimento de onda para qualquer outro comprimento e que uma rajada requer apenas um comprimento de onda durante a sua transmissão. Além disso, o mecanismo proposto considera que o protocolo de reserva de recursos em uso na rede não exige a confirmação da reserva dos recursos requeridos por uma rajada. O JIT e o JET são exemplos de protocolos sem confirmação de reserva de recursos. O uso de um protocolo desta natureza implica a implementação do mecanismo em cada um dos nós da rede. Como a reserva dos recursos não é confirmada, não é possível garantir, no instante de envio de uma rajada, que

o número de comprimentos de onda ocupados em cada enlace do caminho entre a origem e o destino atende à condição de admissão. Somente após a chegada e o processamento do pacote de controle em um nó OBS é possível determinar se a condição de admissão será atendida no instante da chegada da rajada. Assim sendo, para garantir a diferenciação de serviços, o mecanismo proposto não deve ser implementado apenas nas bordas da rede.

O critério de admissão do mecanismo proposto também é baseado na ocupação de um enlace. Para cada classe de serviço i é definido um grau de ocupação g_i , que deve ser configurado em cada nó da rede. O grau de ocupação g_i corresponde ao número máximo de comprimentos de onda que podem ser ocupados por uma determinada classe i . Portanto, $0 < g_i \leq W$, onde W é a capacidade de um determinado enlace em comprimentos de onda.

O grau de ocupação é usado pelo mecanismo proposto para diferenciar a probabilidade de bloqueio das rajadas de cada uma das classes de serviço. Uma rajada da classe i que chega em um nó no instante t_0 é admitida, se nesse instante o número de comprimentos de onda ocupados é inferior ao grau de ocupação g_i . Do contrário, a rajada é bloqueada. Sendo assim, quanto maior o grau de ocupação de uma classe i , menor é a probabilidade de uma nova rajada da classe i ser bloqueada. É importante ressaltar que, no mecanismo proposto, o critério de admissão é aplicado ao número total de comprimentos de onda ocupados e não ao número de comprimentos ocupados por rajadas da classe i . Por isso, diferentemente do mecanismo dinâmico, no mecanismo proposto só são armazenados os graus de ocupação de cada classe de serviço e o número de comprimentos de onda ocupados. Isto diminui a quantidade de informações a serem armazenadas nos nós.

A Figura 4.4 exemplifica o funcionamento do mecanismo proposto para um cenário com duas classes de serviço e um enlace com quatro comprimentos de onda ($W = 4$). A classe 0 é a mais prioritária e possui grau de ocupação $g_0 = 4$. Já o grau de ocupação da classe 1 é $g_1 = 1$. Na situação da Figura 4.4(a), qualquer rajada, independente da classe a qual pertence, é admitida no instante t_0 , já que nenhum comprimento de onda está ocupado. Já nas situações ilustradas nas Figuras 4.4(b) e 4.4(c), somente as rajadas da classe 0 são admitidas no instante t_0 , uma vez que g_1 é igual ao número de comprimentos de onda ocupados.

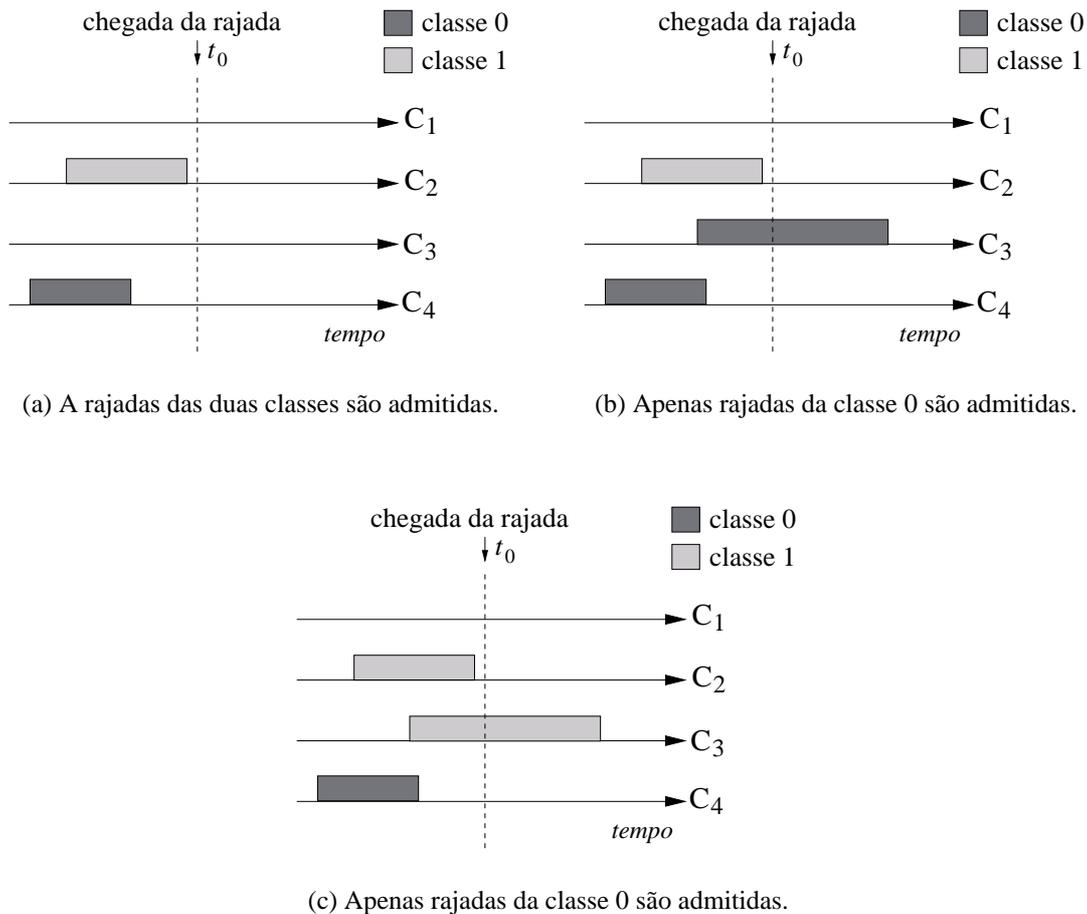


Figura 4.4: Um exemplo de funcionamento do mecanismo proposto.

No exemplo ilustrado pela Figura 4.4, é importante notar que as rajadas da classe 1 só são admitidas, se no instante de sua chegada, nenhum comprimento de onda estiver ocupado. Isto mostra que, quando comparado ao mecanismo estático e ao dinâmico, o mecanismo proposto é mais agressivo com as classes menos prioritárias. Isto é evidenciado na Figura 4.5, que exemplifica a diferença entre o funcionamento do mecanismo proposto e do mecanismo estático.

Os mecanismos são comparados em um cenário com um enlace com três comprimentos de onda ($W = 3$) e duas classes de serviço, sendo a classe 0 a mais prioritária. Define-se $W_0 = 3$ e $W_1 = 1$, para o mecanismo dinâmico, e $g_0 = 3$ e $g_1 = 1$, para o mecanismo proposto. Considera-se que as rajadas das classes 0 e 1 chegam ao nó OBS em dois instantes de tempo consecutivos, t_0 e t_1 . As Figuras 4.5(a), 4.5(c), 4.5(e) e 4.5(g) ilus-

tram o funcionamento do mecanismo proposto, enquanto as Figuras 4.5(b), 4.5(d), 4.5(f) e 4.5(h) mostram como o mecanismo dinâmico funciona.

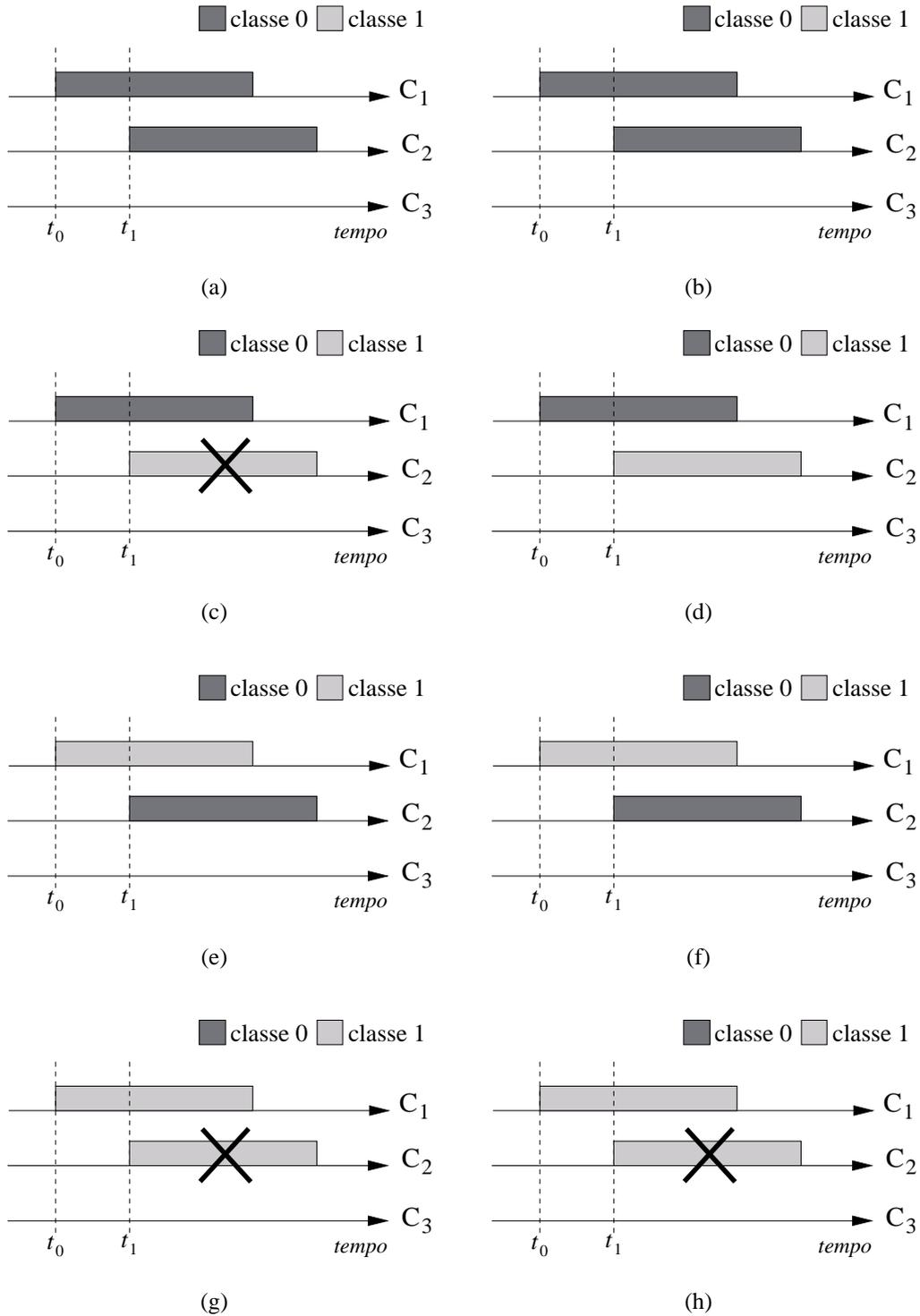


Figura 4.5: Mecanismo proposto x mecanismo dinâmico.

Todas as possíveis ordens de chegada das rajadas das classes 0 e 1 ao nó OBS nos instante t_0 e t_1 são ilustradas pela Figura 4.5. Em uma primeira situação, uma rajada da classe 0 chega ao nó OBS no instante t_0 e é alocada no comprimento de onda C_1 . Se no instante t_1 , uma outra rajada da classe 0 chega ao nó OBS, ela é admitida tanto pelo mecanismo proposto quanto pelo mecanismo estático, como mostram, respectivamente, as Figuras 4.5(a) e 4.5(b). Porém, se nesta mesma situação uma rajada pertencente à classe 1 chega ao nó OBS em t_1 , ela só é admitida pelo mecanismo dinâmico, uma vez que o número de comprimentos de onda ocupados pela classe 1 é igual a W_1 , como se observa na Figura 4.5(d). Por outro lado, nesta situação, o mecanismo proposto bloqueia a rajada da classe 1, uma vez que o número de comprimentos de onda ocupados é igual a W_1 , como mostra a Figura 4.5(c). Em uma outra situação, permitida pelos dois mecanismos, uma rajada da classe 1 chega ao nó OBS no instante t_0 e é alocada no comprimento de onda C_1 . Se no instante t_1 , uma rajada da classe 0 chega ao nó OBS, ela é admitida tanto pelo mecanismo proposto quanto pelo mecanismo dinâmico, fato ilustrado pelas Figuras 4.5(e) e 4.5(f). Entretanto, se a rajada que chega ao nó OBS em t_1 pertence à classe 1, ela é bloqueada pelos dois mecanismos. Isso ocorre, pois nessa situação W_1 é igual ao número de comprimentos de onda ocupados pela classe 1, que por sua vez também é igual ao número total de comprimentos de onda ocupados, como mostram as Figuras 4.5(g) e 4.5(h).

Pela Figura 4.5, nota-se que o mecanismo proposto só não bloqueia as rajadas da classe 1 em uma situação: quando o instante de chegada desta rajada é t_0 . No mecanismo dinâmico, por outro lado, as rajadas da classe 1 são bloqueadas quando uma outra rajada da classe 1 já ocupa um comprimento de onda, ou quando todos os comprimentos de onda estão ocupados com rajadas da classe 0, situação não ilustrada no exemplo. Comparado ao mecanismo proposto, o mecanismo estático também é menos agressivo com a classe 1, pois sempre possui pelo menos um comprimento reservado para esta classe. Pode-se dizer então, que dos três mecanismos, o mecanismo proposto é o mais agressivo com as classes menos prioritárias. Tal fato faz com que o mecanismo proposto beneficie a classe de maior prioridade. Como o número de rajadas admitidas da classe 1 é menor, a probabilidade de uma rajada da classe 0 encontrar um comprimento de onda ocupado por uma rajada da classe 1 em um instante t é menor. Com isso, a disputa pelos recursos da

rede é, na maior parte do tempo, entre as rajadas da classe 0. Portanto, a probabilidade de bloqueio das rajadas da classe 0 é função, quase que exclusivamente, da carga oferecida à rede pelas próprias rajadas da classe 0.

4.3 O Modelo Analítico para Um Enlace

O modelo analítico desenvolvido para o mecanismo proposto é baseado no modelo de perda de Erlang [5, 11, 12]. Para o modelo do mecanismo proposto assume-se que:

- a chegada das rajadas de uma classe i a um nó da rede é um processo de Poisson com taxa λ_i ;
- os tempos de transmissão das rajadas, independentemente da classe a qual pertencem, são independentes e exponencialmente distribuídos com média $1/\mu$, onde μ representa a taxa de transmissão de um comprimento de onda;
- todos os comprimentos de onda possuem a mesma taxa de transmissão μ ;
- cada rajada, independentemente da classe a qual pertence, solicita a reserva de apenas um comprimento de onda por enlace;
- o número de classes de serviço é n .

Um enlace é modelado como uma fila $M/M/W/W$, onde W é o número de comprimentos de onda do enlace. Como mostra a Figura 4.6, cada enlace pode ser representado por uma cadeia de Markov de parâmetro contínuo. Cada estado ω da cadeia representa o número de comprimentos de onda ocupados em um determinado instante ($\omega = 0, 1, 2, \dots, W$).

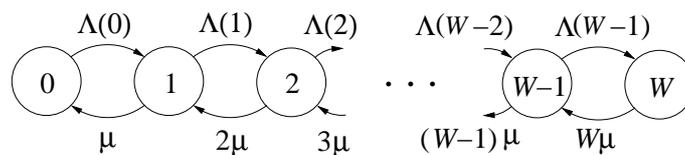


Figura 4.6: O diagrama de transição de estados para o mecanismo proposto.

A taxa de chegada das rajadas da classe i oferecida a um enlace, após a aplicação do mecanismo de admissão pelo nó OBS é $\lambda_i(\omega)$. Esta taxa é função da ocupação do enlace. De acordo com o critério do mecanismo proposto, para que uma rajada da classe i seja admitida, o número de comprimentos de onda ocupados, no instante da chegada da rajada, deve ser menor do que o grau de ocupação da classe i , g_i . Portanto, a taxa de chegada das rajadas de cada classe i , após a aplicação de critério de admissão, é dada por

$$\lambda_i(\omega) = \begin{cases} \lambda_i, & \text{se } \omega < g_i \\ 0, & \text{se } \omega \geq g_i. \end{cases} \quad (4.1)$$

Em outras palavras, se o grau de ocupação da classe i satisfaz o critério de admissão do mecanismo proposto, as rajadas dessa classe são admitidas e, conseqüentemente, a taxa $\lambda_i(\omega)$ é dada por λ_i . Do contrário, $\lambda_i(\omega)$ é igual a zero, uma vez que as rajadas da classe i são bloqueadas.

A taxa total de rajadas oferecidas a um enlace, $\Lambda(\omega)$, é dada pela soma das taxas de chegada das n classes de serviço, após a aplicação do critério de admissão do mecanismo proposto. Logo

$$\Lambda(\omega) = \sum_{i=0}^{n-1} \lambda_i(\omega), \quad \omega = 0, 1, 2, \dots, W - 1. \quad (4.2)$$

A taxa $\Lambda(\omega)$ é função do número de comprimentos de onda ocupados, ω , pois a taxa de chegada de cada classe i depende do critério de admissão implementado pelo mecanismo proposto, como mostra a Equação 4.1.

As equações de balanceamento de fluxo do modelo podem ser derivadas do diagrama de transição de estados, ilustrado na Figura 4.6. A partir das equações de balanceamento de fluxo, é possível calcular as probabilidades em estado estacionário π_ω de cada um dos estados ω da cadeia. Logo,

$$\begin{aligned} \pi_0 \Lambda(0) &= \pi_1 \mu \\ \pi_1 (\Lambda(1) + \mu) &= \pi_0 \Lambda(0) + 2\pi_2 \mu \\ \pi_2 (\Lambda(2) + 2\mu) &= \pi_1 \Lambda(1) + 3\pi_3 \mu \\ \pi_3 (\Lambda(3) + 3\mu) &= \pi_2 \Lambda(2) + 4\pi_4 \mu \\ &\vdots \\ \pi_{W-1} (\Lambda(W-1) + (W-1)\mu) &= \pi_{W-2} \Lambda(W-2) + W\pi_W \mu \\ W\pi_W \mu &= \pi_{W-1} \Lambda(W-1). \end{aligned} \quad (4.3)$$

A solução das equações anteriores leva a

$$\pi_\omega = \frac{1}{\omega! \mu^\omega} \prod_{k=0}^{\omega-1} \Lambda(k) \pi_0, \quad \omega = 1, 2, 3, \dots, W \quad (4.4)$$

e

$$\pi_0 = \frac{1}{1 + \sum_{j=1}^W \frac{1}{j! \mu^j} \prod_{k=0}^{j-1} \Lambda(k)}. \quad (4.5)$$

A partir das Equações 4.4 e 4.5, é possível determinar a probabilidade de bloqueio experimentada pelas rajadas pertencentes a uma classe de serviço i . A probabilidade de uma rajada da classe i ser bloqueada é a probabilidade da cadeia estar em um estado $\omega \geq g_i$, no instante da chegada da rajada. Portanto,

$$B_i(\rho_i, g_i, W) = \sum_{\omega=g_i}^W \pi_\omega = \sum_{\omega=g_i}^W \frac{\frac{1}{\omega! \mu^\omega} \prod_{k=0}^{\omega-1} \Lambda(k)}{1 + \sum_{j=1}^W \frac{1}{j! \mu^j} \prod_{k=0}^{j-1} \Lambda(k)}, \quad (4.6)$$

onde ρ_i é a carga oferecida à rede pelas rajadas da classe i , que é dada por $\rho_i = \lambda_i / \mu$.

A partir da Equação 4.6, também é possível determinar a carga efetiva C , referente às rajadas de todas as n classes de serviço, em um enlace. A carga efetiva é a parcela da carga oferecida ao enlace que é admitida pelo mecanismo proposto. Logo,

$$C = \sum_{i=0}^{n-1} \rho_i \cdot (1 - B_i(\rho_i, g_i, W)). \quad (4.7)$$

4.4 O Modelo Analítico para Mais de Um Enlace

O cálculo exato da probabilidade de bloqueio em uma rede OBS é um problema NP-completo [19]. Por isso, a alternativa de usar um modelo analítico para um enlace é amplamente utilizada e fornece uma boa aproximação para o comportamento da rede. Entretanto, um fator motiva o desenvolvimento de um modelo analítico para caracterizar o comportamento de toda a rede: a redução da carga oferecida aos enlaces da rede conforme as rajadas são bloqueadas.

A Figura 4.7 ilustra um exemplo de redução da carga oferecida. No instante t_0 , três rajadas chegam ao nó A e são admitidas, uma vez que os três comprimentos de onda estão livres, como mostra a Figura 4.7(a). Em um instante t_1 , outras duas rajadas chegam ao nó A , porém são bloqueadas, pois os três comprimentos de onda estão ocupados com as rajadas admitidas em t_0 , conforme a Figura 4.7(b). Nesse ponto já houve uma redução da carga oferecida ao nó B . A Figura 4.7(b) mostra ainda que em um instante t_2 as três rajadas admitidas por A em t_0 chegam ao nó B . Como um dos comprimentos de onda está ocupado, B só admite duas rajadas. Mais uma vez houve uma redução da carga. Agora, como ilustra a Figura 4.7(c), somente duas das cinco rajadas que chegam ao nó A entre os instantes t_0 e t_3 conseguem chegar ao nó C .

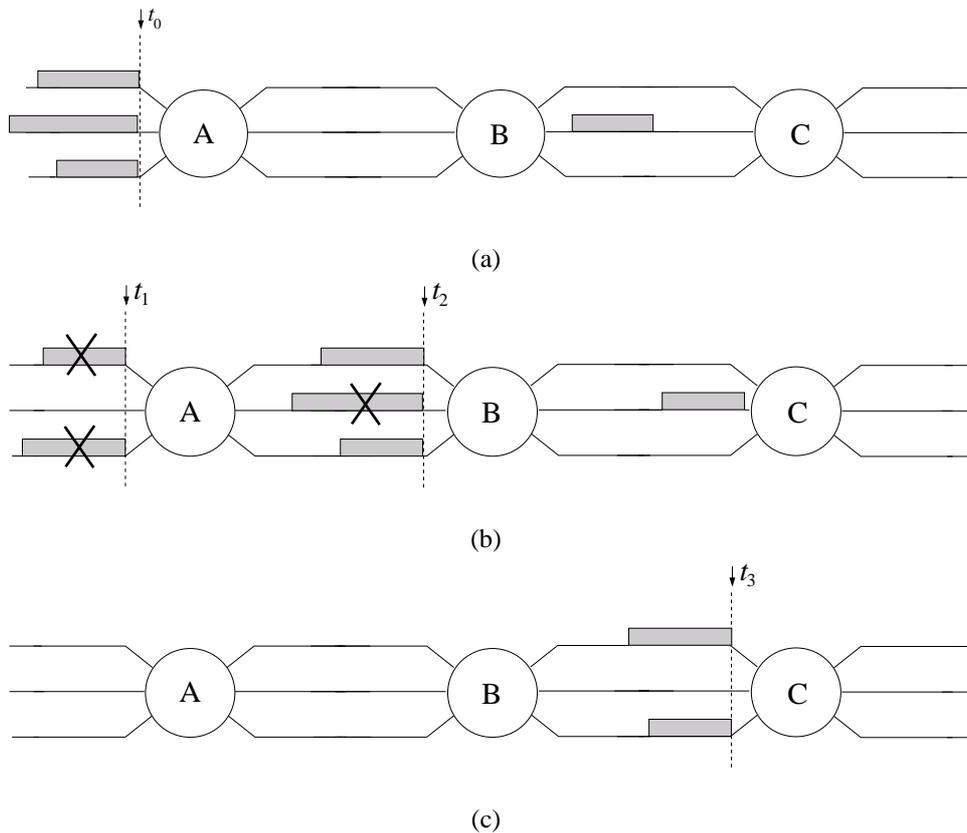


Figura 4.7: Um exemplo da redução da carga oferecida.

Nota-se neste exemplo que à medida que as rajadas atravessam os enlaces da rede, a probabilidade de uma rajada ser bloqueada é menor, uma vez que a carga oferecida a cada enlace também é menor. Portanto, ao considerar o efeito da carga reduzida, a probabilidade de bloqueio em um enlace passa a depender da probabilidade de bloqueio de

outros enlaces da rede. Essa é a idéia do modelo de aproximação de ponto fixo por carga reduzida. Tal modelo foi aplicado a uma rede OBS sem diferenciação de serviços [20]. Neste trabalho, a aproximação por carga reduzida é utilizada para modelar o mecanismo de controle de admissão proposto em um cenário com mais de um enlace.

Para o modelo do mecanismo proposto, define-se que a rede possui L enlaces. Cada enlace da rede é unidirecional e possui W comprimentos de onda. Além disso, define-se uma rota r como um conjunto ordenado de enlaces que interligam um nó origem a um nó destino. O conjunto R possui todas as possíveis rotas. Assume-se também que o roteamento da rede é estático. Considera-se ainda que:

- a chegada das rajadas de uma classe i oferecidas a uma rota r é um processo de Poisson com taxa $\lambda_{r,i}$;
- os tempos de transmissão das rajadas, independentemente da classe a qual pertencem, são independentes e exponencialmente distribuídos com média $1/\mu$, onde μ representa a taxa de transmissão de um comprimento de onda;
- todos os comprimentos de onda de todos os enlaces possuem a mesma taxa de transmissão μ ;
- cada rajada, independentemente da classe a qual pertence, solicita a reserva de apenas um comprimento de onda por enlace até chegar ao seu destino ou até ser bloqueada em um nó da rede;
- o número de classes de serviço é n .

Assim como na Seção 4.3, um enlace v é modelado como uma fila $M/M/W/W$, onde W é capacidade de v em comprimentos de onda. A carga reduzida influencia somente a taxa total de chegada das rajadas. Como mostra a Figura 4.8, cada estado ω da cadeia de Markov representa o número de comprimentos de onda ocupados em um determinado instante ($\omega = 0, 1, 2, \dots, W$).

A taxa de chegada das rajadas da classe i oferecida a um enlace v , após a aplicação do mecanismo de admissão, $\lambda_{i,v}(\omega)$ é função do número de comprimentos de onda ocupados

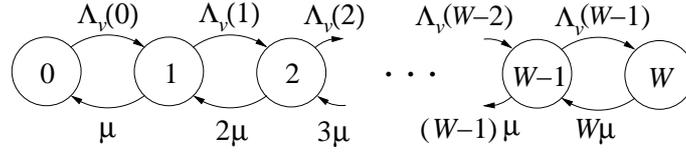


Figura 4.8: O diagrama de estados para um enlace v com o mecanismo proposto.

em v . Se o grau de ocupação da classe i satisfaz o critério de admissão do mecanismo proposto, as rajadas dessa classe são admitidas. Do contrário, as rajadas da classe i são bloqueadas. Portanto,

$$\lambda_{i,v}(\omega) = \begin{cases} \lambda_{i,v}, & \text{se } \omega < g_i \\ 0, & \text{se } \omega \geq g_i \end{cases}, \quad (4.8)$$

onde a taxa de chegada de rajadas da classe i ao nó OBS responsável por admitir as rajadas no enlace v , $\lambda_{i,v}$, é dada por

$$\lambda_{i,v} = \sum_{r \in R, v \in r} \lambda_{i,r} \prod_{u=1}^L (1 - I(u, v, r) \cdot B_{i,u}(\rho_{i,u}, g_i, W)). \quad (4.9)$$

A Equação 4.9 considera o efeito da redução de carga para determinar a taxa de chegada das rajadas da classe i ao enlace v . A variável $I(u, v, r)$ é binária. Se os enlaces $u, v \in r$ e o enlace u estritamente precede, não necessariamente imediatamente, o enlace v ao longo da rota r , $I(u, v, r)$ é um. Em qualquer outra situação em que u e v não satisfaçam as condições anteriores, $I(u, v, r)$ é zero. A probabilidade de bloqueio das rajadas da classe i no enlace u é dada por $B_{i,u}(\rho_{i,u}, g_i, W)$.

A taxa total de rajadas oferecidas a um enlace v , $\Lambda_v(\omega)$, é dada pela soma das taxas de chegada das n classes de serviço a v , após a aplicação do critério de admissão do mecanismo proposto. Sendo assim,

$$\Lambda_v(\omega) = \sum_{i=0}^{n-1} \lambda_{i,v}(\omega), \quad \omega = 0, 1, 2, \dots, W - 1. \quad (4.10)$$

Da mesma forma como na Seção 4.3, a partir das equações de balanceamento de fluxo, derivadas do diagrama de transição de estados ilustrado na Figura 4.8, calcula-se as probabilidades em estado estacionário π_ω de cada um dos estados ω da cadeia que

representa o enlace v ,

$$\pi_\omega = \frac{1}{\omega! \mu^\omega} \prod_{k=0}^{\omega-1} \Lambda_v(k) \pi_0, \quad \omega = 1, 2, 3, \dots, W \quad (4.11)$$

e

$$\pi_0 = \frac{1}{1 + \sum_{j=1}^W \frac{1}{j! \mu^j} \prod_{k=0}^{j-1} \Lambda_v(k)}. \quad (4.12)$$

A probabilidade de uma rajada da classe i ser bloqueada em um enlace v é a probabilidade da cadeia estar em um estado $\omega \geq g_i$, no instante da chegada da rajada a v . Dessa forma, de acordo com as Equações 4.11 e 4.12,

$$B_{i,v}(\rho_{i,v}, g_i, W) = \sum_{\omega=g_i}^W \pi_\omega = \sum_{\omega=g_i}^W \frac{\frac{1}{\omega! \mu^\omega} \prod_{k=0}^{\omega-1} \Lambda_v(k)}{1 + \sum_{j=1}^W \frac{1}{j! \mu^j} \prod_{k=0}^{j-1} \Lambda_v(k)}, \quad (4.13)$$

onde $\rho_{i,v}$ é a carga oferecida ao enlace v pelas rajadas pertencentes à classe i , que é dada por $\rho_{i,v} = \lambda_{i,v} / \mu$.

Considerando que o bloqueio de uma rajada é um evento independente e que ocorre de um enlace para o outro ao longo de uma rota, a probabilidade de bloqueio das rajadas da classe i oferecidas a rota r é dada por

$$B_i(r) = 1 - \sum_{u \in r} (1 - B_{i,u}(\rho_{i,u}, g_i, W)) \quad (4.14)$$

e a probabilidade de bloqueio de uma rajada qualquer pertencente à classe i é dada por

$$B_i = \frac{1}{\alpha_i} \sum_{r \in R} \lambda_{i,r} \cdot B_i(r), \quad (4.15)$$

onde $\alpha_i = \sum_{r \in R} \lambda_{i,r}$.

A carga efetiva da rede C , referente às rajadas de todas as n classes de serviço, é calculada por

$$C = \sum_{i=0}^{n-1} \alpha_i \cdot (1 - B_i). \quad (4.16)$$

Ao considerar a redução de carga, a probabilidade de bloqueio experimentada pelas rajadas de uma classe i em um enlace v é influenciada por outros enlaces da rede. Por

isso, não há uma maneira exata para calcular a probabilidade de bloqueio em cada enlace. Uma maneira eficiente para calcular a probabilidade é através de um processo de iterações sucessivas. Para tanto, define-se um vetor $B_i = (B_{i,1}, B_{i,2}, B_{i,3}, \dots, B_{i,L})$, que representa a probabilidade de bloqueio das rajadas da classe i em cada enlace da rede. No começo do processo iterativo, atribui-se um valor inicial às probabilidades de bloqueio da classe i em cada enlace para se obter o vetor B_i^0 . Desse ponto em diante, a cada iteração m , calcula-se a probabilidade de bloqueio da classe i de acordo com os valores resultantes da iteração $m - 1$. Para obter o novo vetor de probabilidades B_i^m , utiliza-se a transformação $T(B_i)$, definida por

$$T(B_i) = (T_{i,1}(B_i), T_{i,2}(B_i), T_{i,3}(B_i), \dots, T_{i,L}(B_i)), \quad (4.17)$$

onde $T_{i,u}(B_i) = B_{i,u}(\rho_{i,u}, g_i, W)$. Dessa forma, $B_i^m = T(B_i^{m-1})$. O processo, então, é repetido até que B_i^m seja suficientemente próximo de B_i^{m-1} . Em todos os exemplos numéricos usados neste trabalho, as iterações convergiram para um ponto fixo independentemente da condição inicial B_i^0 .

Capítulo 5

Resultados

DIVERSOS parâmetros influenciam o desempenho dos mecanismos de controle de admissão de rajadas. A carga oferecida, a quantidade de tráfego de cada classe de serviço, o número de classes de serviço e a quantidade de comprimentos de onda por enlace são alguns destes parâmetros que afetam a probabilidade de bloqueio de uma rajada e a carga efetiva da rede. Neste capítulo, o desempenho do mecanismo proposto é avaliado e comparado com o desempenho dos mecanismos estático e dinâmico em função de diferentes parâmetros. Os mecanismos são avaliados a partir dos seus modelos analíticos tanto para um quanto para mais de um enlace. Nesta avaliação, é utilizada a ferramenta Tangram-II [58,59]. Tal ferramenta é capaz de solucionar modelos por diferentes métodos analíticos, a partir da descrição dos parâmetros do modelo, como as variáveis de estado, a taxa média de chegadas e a taxa média de serviço, e dos eventos de transição de estado.

Os resultados obtidos estão divididos em duas partes: a avaliação dos mecanismos considerando os modelos analíticos para um enlace e a avaliação considerando os modelos para mais de um enlace.

5.1 Avaliação para Um Enlace

Nesta seção, os cenários usados para avaliar o desempenho dos três mecanismos são compostos por um único nó, responsável pela admissão das rajadas oferecidas a um único

enlace. Para estes cenários, assume-se que o número de comprimentos de onda do enlace é $W = 16$. Considera-se que o tamanho médio das rajadas, independentemente da classe a qual uma rajada pertence, é 128 kB e a capacidade de cada comprimento de onda é de 1,0 Gb/s. Sendo assim, a taxa de transmissão média de cada comprimento de onda corresponde a $\mu = 1000$ rajadas por segundo. Os três mecanismos são avaliados em função do número de classes de serviço, da carga oferecida à rede, da quantidade de tráfego de cada classe e do número de comprimentos de onda por enlace. Além disso, verifica-se a eficiência do mecanismo proposto para um maior número de classes de serviço e para diferentes graus de ocupação da classe menos prioritária.

5.1.1 Desempenho para Duas Classes de Serviço

Nesta seção, os três mecanismos de controle de admissão, o estático, o dinâmico e o proposto, são avaliados em um cenário com duas classes de serviço, no qual a classe 0 é a mais prioritária. Para uma comparação coerente, os três mecanismos devem reservar o mesmo número de comprimentos de onda para a classe 0: W_0 para o estático, $W_0 - W_1$ para o dinâmico e $g_0 - g_1$ para o mecanismo proposto. Dessa forma, o critério de admissão de cada mecanismo pode ser analisado sem que algum mecanismo seja beneficiado por reservar mais comprimentos de onda para a classe mais prioritária. Porém, para que os mecanismos reservem o mesmo número de comprimentos de onda para a classe 0, o número máximo de comprimentos de onda que as rajadas da classe 1 podem ocupar tem de ser o mesmo para os três mecanismos. Quanto maior é o número máximo de comprimentos de onda que a classe menos prioritária pode ocupar, menor é a agressividade da diferenciação da classe mais prioritária, a classe 0, em relação à classe menos prioritária, a classe 1. Para avaliar a influência da agressividade, são consideradas três situações. Na situação mais agressiva as rajadas da classe 1 podem ocupar até 25% dos comprimentos de onda do enlace, na situação intermediária até 50% e na menos agressiva até 75%. Nas três situações, avalia-se o desempenho dos mecanismos de acordo com a carga oferecida à rede e a quantidade de tráfego de cada classe de serviço.

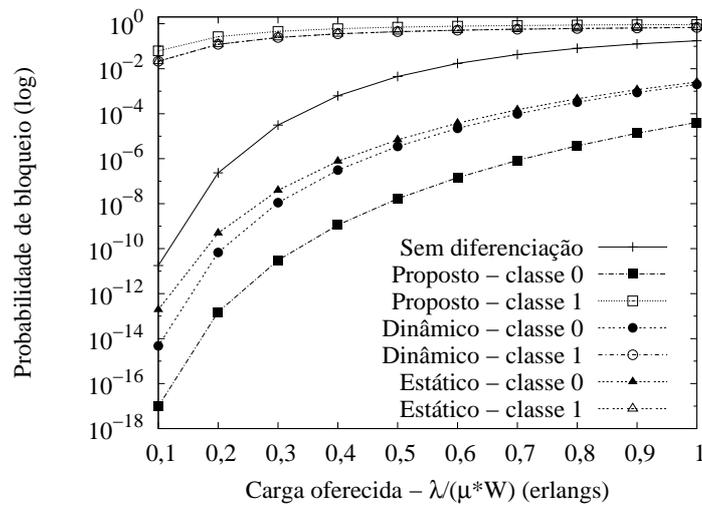
Impacto da Carga Oferecida

Para avaliar o impacto da carga oferecida à rede na probabilidade de bloqueio de cada classe de serviço e na carga efetiva, a quantidade de tráfego de cada classe é fixada. Neste cenário, 30% das rajadas são da classe 0 e 70% são da classe 1. Isto corresponderia a um cenário onde o tráfego gerado por mídias prioritárias que exigem QoS, como por exemplo voz e vídeo, seria responsável por 30% do tráfego total oferecido à rede. A carga efetiva corresponde ao percentual da carga total oferecida à rede que é admitido pelos mecanismos.

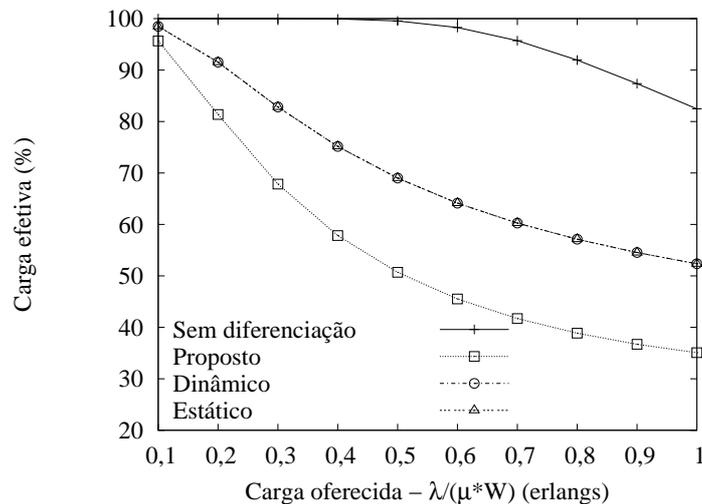
No cenário mais agressivo, a classe 1 pode ocupar no máximo quatro comprimentos de onda. Portanto, para o mecanismo estático tem-se $W_0 = 12$ e $W_1 = 4$, para o dinâmico $W_0 = 16$ e $W_1 = 4$ e para o mecanismo proposto $g_0 = 16$ e $g_1 = 4$. Dessa forma, todos os mecanismos reservam doze comprimentos de onda para a classe 0. As Figuras 5.1(a) e 5.1(b) mostram, respectivamente, os resultados relativos à probabilidade de bloqueio e à carga efetiva para os três mecanismos e para a rede sem diferenciação de serviços.

Observa-se que a curva da probabilidade de bloqueio para a rede sem mecanismo de diferenciação se situa sempre entre a curva da probabilidade de bloqueio da classe mais prioritária, que é menor, e a probabilidade de bloqueio da classe menos prioritária, que é maior. Este é o efeito convencional da diferenciação. Também pode-se verificar que todas as curvas de probabilidade de bloqueio são monotonicamente crescentes, uma vez que a probabilidade de bloqueio cresce com o aumento da carga oferecida à rede.

Nota-se a maior eficiência de diferenciação do mecanismo proposto que, quando comparado aos mecanismos estático e dinâmico, proporciona a menor probabilidade de bloqueio para a classe 0, à medida que a carga oferecida à rede aumenta. Para uma carga de 1,0 erlang, situação de alta carga, a probabilidade de bloqueio da classe 0 obtida com o uso do mecanismo proposto é da ordem de 10^{-5} . Já a probabilidade proporcionada pelos mecanismos estático e dinâmico para a classe 0 é da ordem de 10^{-3} . Para a mesma situação de carga, a probabilidade de bloqueio da classe 1, decorrente do uso do mecanismo proposto, é apenas 37% superior à proporcionada pelos mecanismos estático e dinâmico. A probabilidade de bloqueio da classe 1 proporcionada pelo mecanismo dinâmico.



(a) Probabilidade de bloqueio.



(b) Carga efetiva.

Figura 5.1: Cenário de maior agressividade de diferenciação com a classe 1.

mico é superior à proporcionada pelo estático, no entanto, devido à escala, as curvas dos dois mecanismos estão sobrepostas.

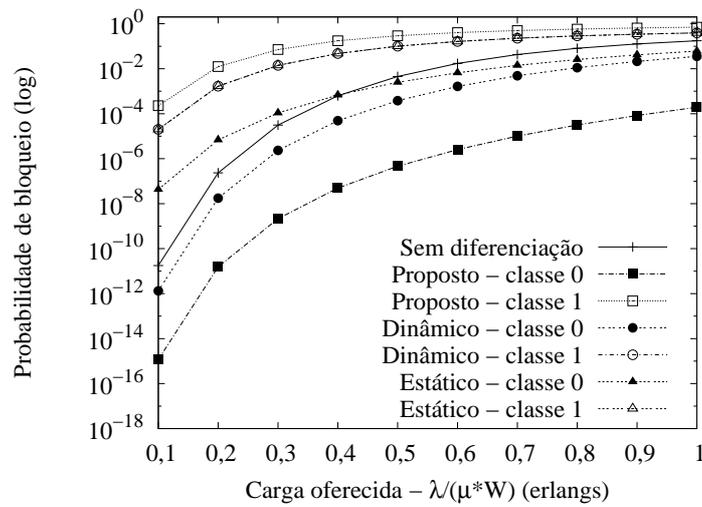
O mecanismo proposto proporciona um melhor serviço para a classe 0 por ser mais agressivo com as rajadas da classe 1, em virtude do seu critério de admissão. Para o mecanismo proposto, o importante é a ocupação total do enlace e não a ocupação de cada classe individualmente. Com isso, o número de rajadas admitidas da classe 1 é menor. Isto faz com que a probabilidade de uma rajada da classe 0 encontrar um comprimento ocupado por uma rajada da classe 1, em um instante t , seja pequena. Assim sendo, a

disputa pelos recursos da rede será, na maior parte, entre as rajadas da classe 0, como mostrado na Seção 4.2.

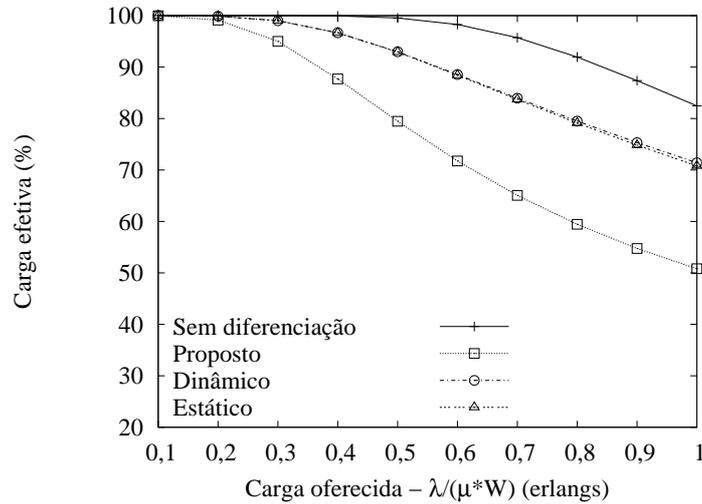
O preço pago pela melhor diferenciação proporcionada pelo mecanismo proposto é a redução da carga efetiva da rede, conforme é mostrado na Figura 5.1(b). Quando a carga oferecida é 1,0 erlang, para o cenário sem diferenciação a carga efetiva é de 82%, para os mecanismos estático e dinâmico é de 52% e para o mecanismo proposto é de 35%. O prejuízo para o mecanismo proposto é maior, pois neste cenário a maior parcela do tráfego pertence à classe 1. Assim sendo, nota-se que a carga efetiva proporcionada por cada mecanismo é dependente da quantidade de tráfego de cada classe de serviço. É importante observar que a maior carga efetiva, maior eficiência de utilização da banda da rede, ocorre quando não se emprega nenhum mecanismo de diferenciação. Pode-se afirmar que a qualidade de serviço é obtida com uma menor eficiência de utilização da rede. As curvas para os mecanismos estático e dinâmico estão sobrepostas.

As Figuras 5.2(a) e 5.2(b) mostram os resultados para o cenário intermediário, no qual a classe 1 pode ocupar no máximo oito comprimentos de onda. Nesta situação, os limites valem $W_0 = W_1 = 8$ para o mecanismo estático, $W_0 = 16$ e $W_1 = 8$ para o dinâmico e os graus de ocupação valem $g_0 = 16$ e $g_1 = 8$ para o mecanismo proposto. É possível observar que, assim como no cenário de maior agressividade, à medida que a carga oferecida aumenta a probabilidade de bloqueio da classe 0 é menor para o mecanismo proposto, quando comparado aos mecanismos estático e dinâmico. Para uma carga de 1,0 erlang, esta probabilidade é da ordem de 10^{-4} . Já a probabilidade obtida com o uso dos mecanismos estático e dinâmico é da ordem de 10^{-2} . Quanto à carga efetiva, os valores proporcionados pelos três mecanismos são superiores aos do cenário anterior. Isto confirma que quanto menos a classe 1 é prejudicada, maior é a carga efetiva obtida pelos mecanismos.

As Figuras 5.3(a) e 5.3(b) mostram os resultados para o cenário menos agressivo, no qual a classe 1 pode ocupar, no máximo, doze comprimentos de onda. Nesta situação, os limites valem $W_0 = 16$ e $W_1 = 12$ para o dinâmico e os graus de ocupação valem $g_0 = 16$ e $g_1 = 12$ para o mecanismo proposto. Neste cenário, o desempenho do mecanismo estático não foi avaliado, pois a classe 1 teria mais comprimentos reservados do que a classe



(a) Probabilidade de bloqueio.

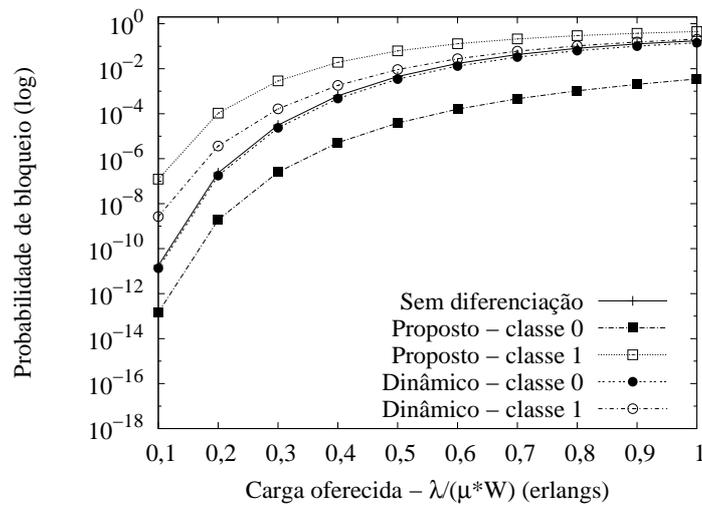


(b) Carga efetiva.

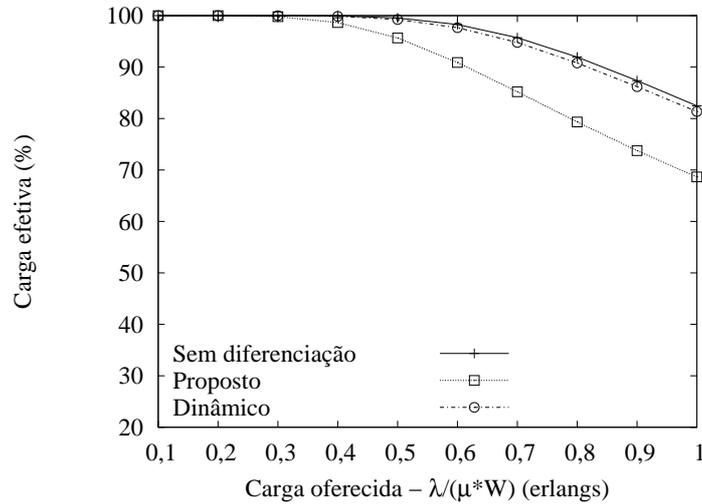
Figura 5.2: Cenário com agressividade de diferenciação intermediária com a classe 1.

0. Nota-se que para o mecanismo dinâmico, com o aumento da carga, os valores das probabilidades de bloqueio das classes 0 e 1 tendem ao valor da probabilidade do caso sem diferenciação. O mesmo não ocorre para o mecanismo proposto, que mantém a probabilidade de bloqueio da classe 0 cerca de cento e vinte vezes menor do que a da classe 1, na situação de maior carga. Portanto, para o mecanismo dinâmico, a diferenciação de serviços é degradada à medida que a carga oferecida e o grau de ocupação da classe 1 aumentam.

É importante ressaltar ainda que, em comparação com os cenários anteriores, a dife-



(a) Probabilidade de bloqueio.



(b) Carga efetiva.

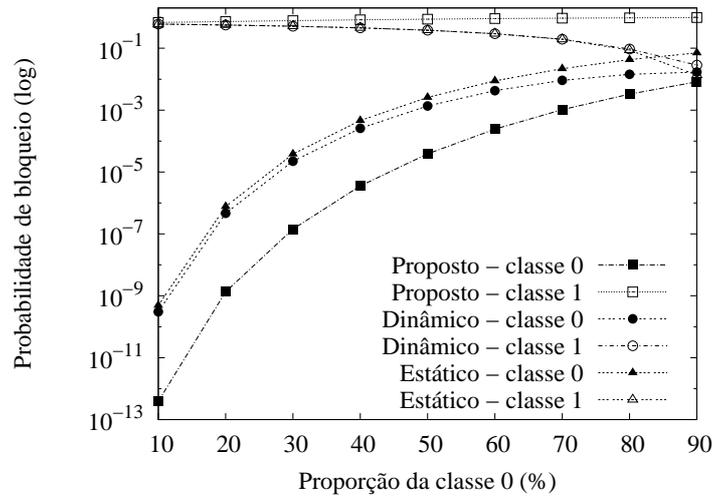
Figura 5.3: Cenário com menor agressividade de diferenciação com a classe 1.

rença entre a carga efetiva proporcionada pelos mecanismos proposto e dinâmico é reduzida. Na situação de maior carga, o mecanismo proposto proporciona uma carga efetiva apenas 14% inferior ao cenário sem diferenciação. Conclui-se então que, à medida que a agressividade de diferenciação com a classe 1 é reduzida, o mecanismo proposto é o único que mantém a diferenciação de serviços entre as classes e que, além disso, a carga efetiva proporcionada por tal mecanismo se aproxima da carga efetiva obtida em uma rede sem diferenciação de serviços.

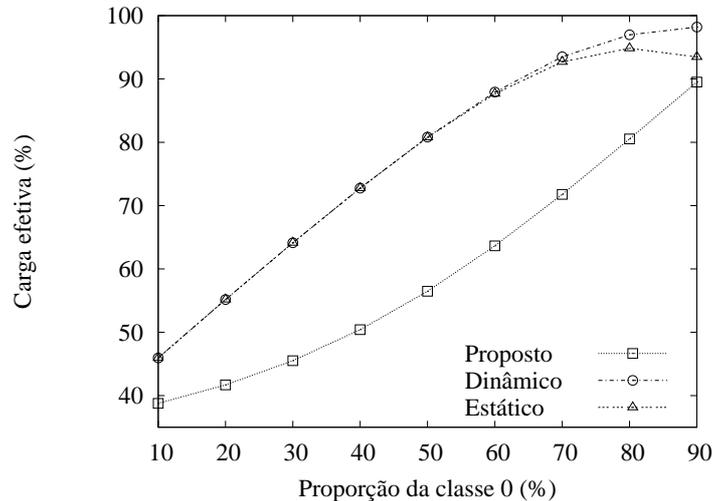
Impacto da Quantidade de Tráfego de Cada Classe de Serviço

Um outro fator que influencia o desempenho de cada mecanismo é a quantidade de tráfego de cada classe de serviço. Para analisar o impacto deste parâmetro na probabilidade de bloqueio de cada classe e na carga efetiva, a carga oferecida à rede é fixada em 0,6 erlangs. Assim como na avaliação da seção anterior, consideram-se três cenários de diferenciação com a classe 1.

As Figuras 5.4(a) e 5.4(b) mostram, respectivamente, os resultados relativos à probabilidade de bloqueio e à carga efetiva para os três mecanismos, no cenário mais agressivo com a classe 1. Nesse cenário, as rajadas da classe 1 podem ocupar até quatro comprimentos de onda. Observa-se que à medida que a quantidade de tráfego da classe mais prioritária aumenta, o mecanismo proposto, quando comparado aos outros dois mecanismos, é o que proporciona a menor probabilidade de bloqueio para as rajadas da classe 0, o que resulta em uma melhor diferenciação entre as classes de serviço. Além disso, o mecanismo proposto é o único que efetivamente mantém a diferenciação de serviços, uma vez que a diferenciação proporcionada pelos outros dois mecanismos é degradada com o aumento da quantidade de tráfego da classe 0. Quando o tráfego da classe 0 é superior a 80%, a probabilidade de bloqueio proporcionada pelo mecanismo estático para classe 0 é superior a probabilidade da classe 1. Isto mostra que o mecanismo estático é extremamente dependente da quantidade de tráfego de cada classe. Já para o mecanismo dinâmico, à medida que a proporção das rajadas da classe 0 cresce, as probabilidades de bloqueio das duas classes tendem ao mesmo valor, aproximadamente 10^{-2} . Este valor corresponde ao caso sem diferenciação para a carga de 0,6 erlangs, como pode ser visto na Figura 5.1(a). Conseqüentemente, com a degradação da diferenciação, a carga efetiva proporcionada pelo mecanismo dinâmico é a que mais se aproxima da carga efetiva quando não há diferenciação entre as classes. Já a carga efetiva do mecanismo estático cresce enquanto a probabilidade de bloqueio da classe 0 é inferior à da classe 1. Quando o inverso ocorre, a carga efetiva cai, uma vez que nesta situação a maior parcela do tráfego pertence à classe 0. Observa-se também que, para o mecanismo proposto a carga efetiva cresce mais rápido, curva convexa, à medida que a proporção das rajadas da classe 0 aumenta, uma vez que a probabilidade de uma rajada dessa classe ser bloqueada é menor.



(a) Probabilidade de bloqueio.

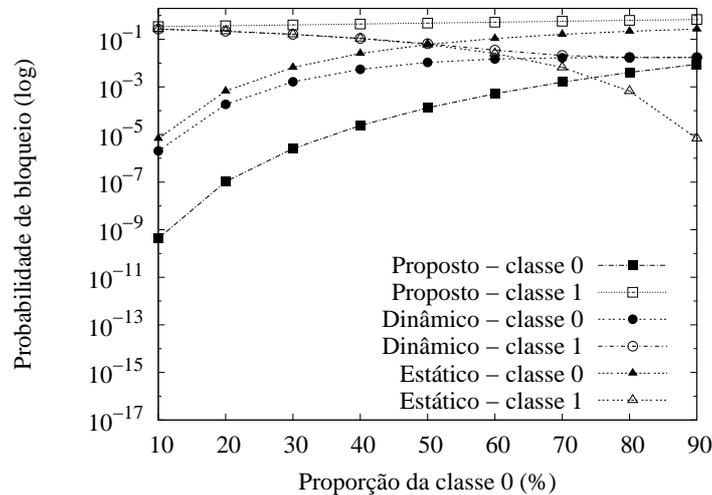


(b) Carga efetiva.

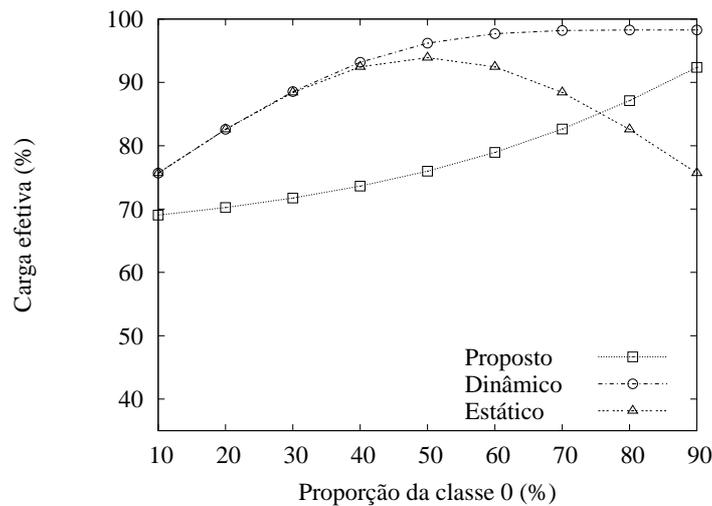
Figura 5.4: Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1.

As Figuras 5.5(a) e 5.5(b) mostram os resultados para o cenário intermediário, onde a classe 1 pode ocupar até oito comprimentos de onda. Nota-se que o comportamento dos mecanismos é semelhante ao do cenário mais agressivo. No mecanismo estático, quando o percentual de rajadas da classe 0 é igual a 50 %, o valor das probabilidades de bloqueio das duas classes é o mesmo e a carga efetiva atinge o seu valor máximo. Isto ocorre, pois a metade dos comprimentos de onda está reservada para cada classe. Para o mecanismo dinâmico, tanto a probabilidade de bloqueio das duas classes, quanto a carga efetiva tendem ao valor do caso sem diferenciação. Já o mecanismo proposto é o único

que mantém a diferenciação de serviços com o aumento do tráfego mais prioritário. Além disso, a carga efetiva aproxima-se do valor da carga efetiva do mecanismo dinâmico.



(a) Probabilidade de bloqueio.

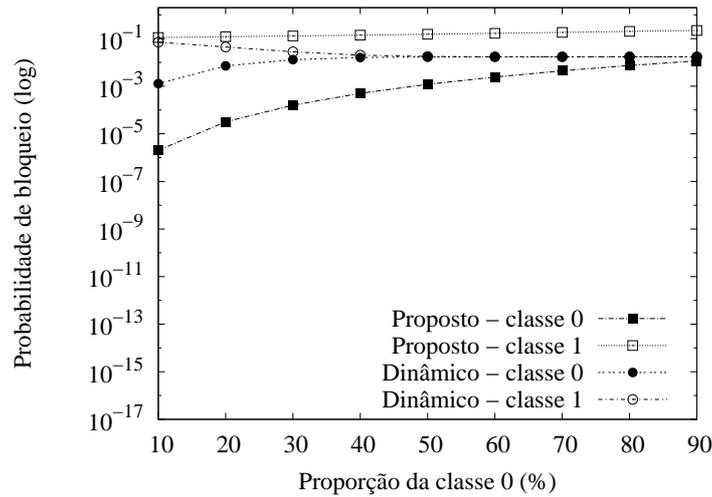


(b) Carga efetiva.

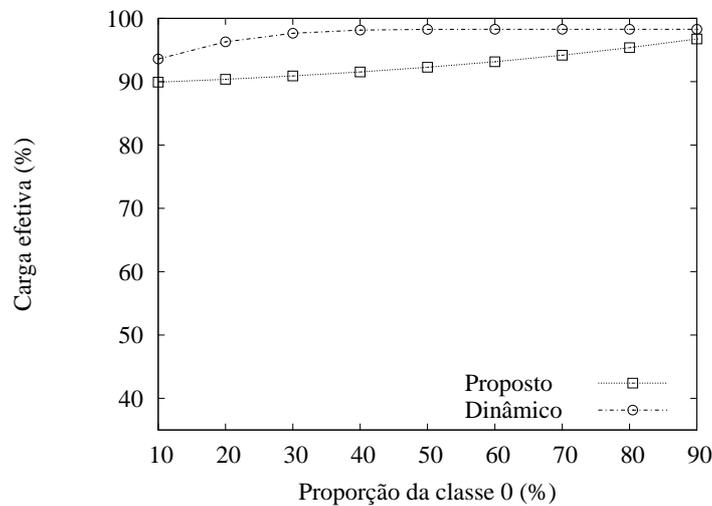
Figura 5.5: Cenário com agressividade de diferenciação intermediária com a classe 1.

As Figuras 5.6(a) e 5.6(b) mostram os resultados para o cenário menos agressivo, no qual a classe 1 pode ocupar até doze comprimentos de onda. Neste cenário, o desempenho do mecanismo estático não foi avaliado, pois a classe 1 teria mais comprimentos reservados do que a classe 0. Novamente, o mecanismo proposto mantém a diferenciação entre as probabilidades de bloqueio experimentadas por cada classe de serviço. Para o mecanismo dinâmico, quando o número de rajadas da classe mais prioritária ultrapassa

40% do tráfego total, as probabilidades de bloqueio experimentadas pelas duas classes são idênticas. Pode-se dizer então que o mecanismo proposto é o único que, independentemente da agressividade com a classe 1 e do percentual de rajadas da classe 0, mantém a diferenciação de serviços.



(a) Probabilidade de bloqueio.



(b) Carga efetiva.

Figura 5.6: Cenário com menor agressividade de diferenciação com a classe 1.

Para verificar o impacto da carga e da proporção simultaneamente, foram gerados gráficos em três dimensões. As Figuras 5.7(a), 5.7(b) e 5.7(c) mostram a probabilidade de bloqueio das duas classes para os três mecanismos, no cenário de agressividade intermediária com a classe 1. É possível notar que o mecanismo proposto sempre proporciona

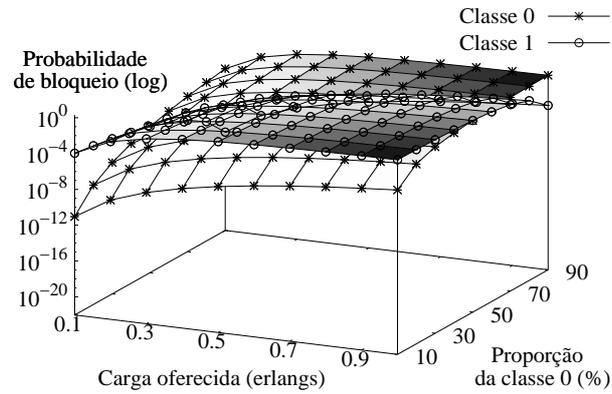
a menor probabilidade de bloqueio para a classe 0, privilegiando ao máximo o tráfego de alta prioridade. Os resultados também mostram que o mecanismo proposto é o único que mantém a diferenciação de serviços em qualquer cenário, ou seja, quando a carga oferecida, o percentual do tráfego de cada classe e a ocupação máxima da classe menos prioritária são variados.

5.1.2 Desempenho para Três Classes de Serviço

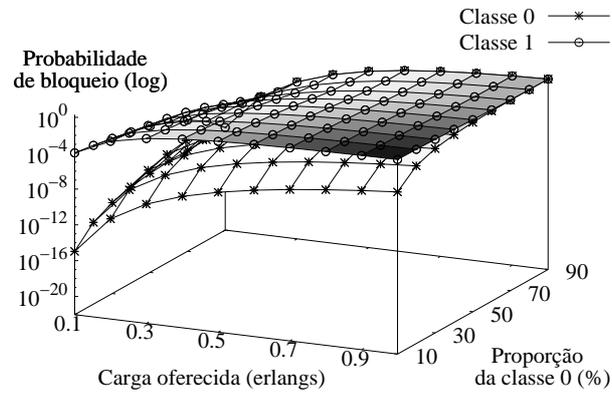
Nesta seção, o desempenho dos três mecanismos de controle de admissão é avaliado em um cenário com três classes de serviço - a classe 0, a classe 1 e a classe 2. A classe 0 é a mais prioritária. Neste cenário, assume-se que as três classes de serviço geram a mesma quantidade de tráfego, ou seja $\rho_0 = \rho_1 = \rho_2 = \rho/3$. A carga efetiva e a probabilidade de bloqueio proporcionada pelos mecanismos a cada classe de serviço são analisadas de acordo com o aumento da carga oferecida à rede. Como na Seção 5.1.1, consideram-se duas situações de agressividade com a classe menos prioritária, a classe 2.

No cenário mais agressivo, a classe 2 pode ocupar até 25% dos 16 comprimentos de onda do enlace. Sendo assim, o mecanismo estático está configurado com $W_0 = 7$, $W_1 = 5$ e $W_2 = 4$, o mecanismo dinâmico com $W_0 = 16$, $W_1 = 14$ e $W_2 = 4$ e o mecanismo proposto com $g_0 = 16$, $g_1 = 14$ e $g_2 = 4$.

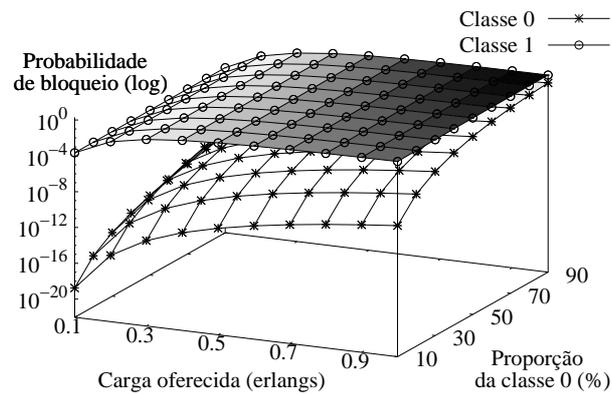
Como mostra a Figura 5.8(a), o mecanismo estático diferencia a probabilidade de bloqueio experimentada pelas três classes de serviço. Entretanto, a probabilidade de bloqueio proporcionada para a classe mais prioritária é maior do que a probabilidade de bloqueio do cenário sem diferenciação para cargas inferiores a 0,8 erlangs. Isto ocorre porque a relação entre a carga oferecida e o número de comprimentos de onda não é linear. No cenário sem diferenciação, a carga oferecida à rede é ρ e o número de comprimentos de onda é W , o que resulta em uma probabilidade de bloqueio p . No cenário com diferenciação analisado, a carga oferecida à rede pelas rajadas da classe 0 é $\rho/3$, o que não implica que $W_0 = W/3$ seja suficiente para garantir a mesma probabilidade p , quando não há diferenciação. Para garantir uma probabilidade de bloqueio para a classe 0 igual ao da rede sem diferenciação, quando são oferecidos 0,5 erlangs à rede, são necessários 8 com-



(a) Mecanismo estático.

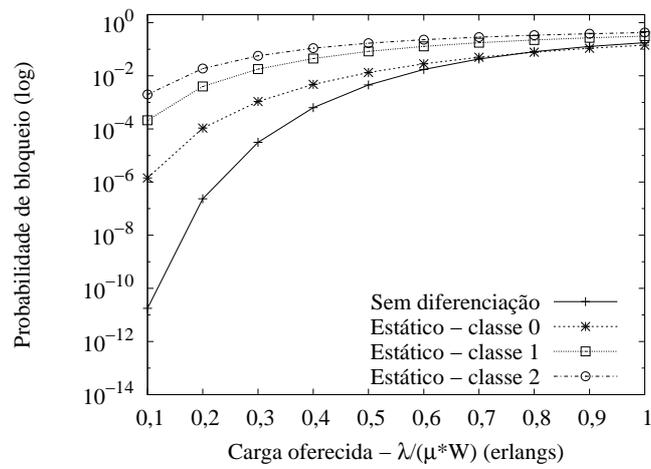


(b) Mecanismo dinâmico.

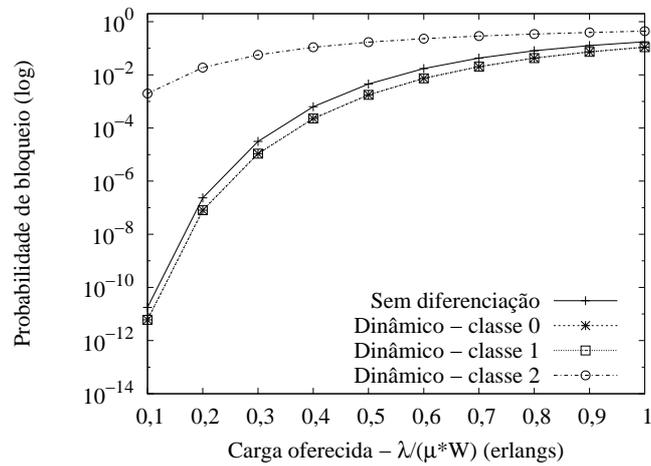


(c) Mecanismo proposto.

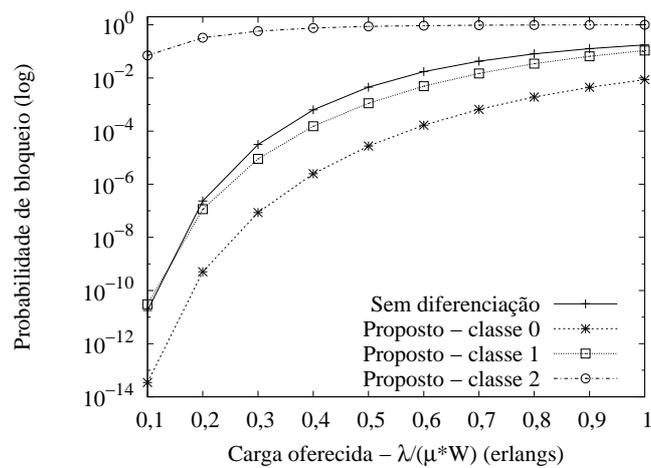
Figura 5.7: Probabilidade de bloqueio: cenário de agressividade intermediária.



(a) Mecanismo estático.



(b) Mecanismo dinâmico.



(c) Mecanismo proposto.

Figura 5.8: Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1 - bloqueio.

primentos de onda. Na configuração analisada somente 7 comprimentos são reservados para a classe 0. Isto mostra que à medida que o número de classes de serviço aumenta, a configuração do mecanismo estático torna-se complexa.

A Figura 5.8(b) mostra que o mecanismo dinâmico não diferencia adequadamente a probabilidade de bloqueio de cada classe de serviço. É possível observar que a probabilidade de bloqueio experimentada pelas rajadas da classe 0 é quase a mesma experimentada pelas rajadas da classe 1. As curvas dessas duas classes estão sobrepostas no gráfico. Isto é consequência do critério de admissão do mecanismo dinâmico, que considera a ocupação de cada classe individualmente. Como no cenário analisado cada classe gera a mesma quantidade de tráfego e o valor de W_0 se aproxima de W_1 , a probabilidade de bloqueio das duas classes também se aproxima.

Por outro lado, como mostra a Figura 5.8(c), à medida que a carga oferecida à rede aumenta, o mecanismo proposto efetivamente diferencia a probabilidade de bloqueio experimentada por cada classe de serviço e também proporciona uma menor probabilidade de bloqueio para as rajadas da classe 0. Além disso, pode-se notar na Figura 5.9 que a carga efetiva proporcionada pelo mecanismo proposto é superior à proporcionada pelo mesmo mecanismo no cenário para duas classes de serviço.

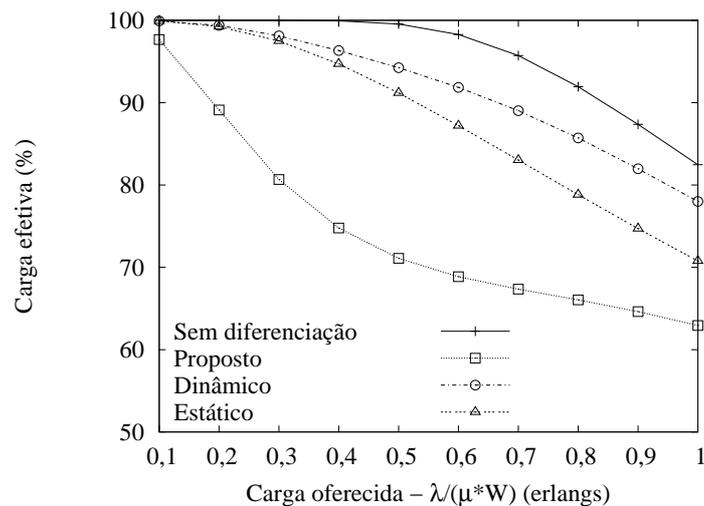
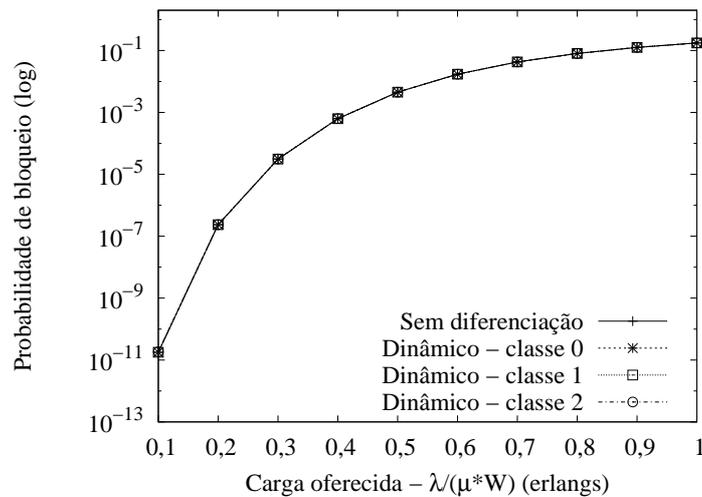
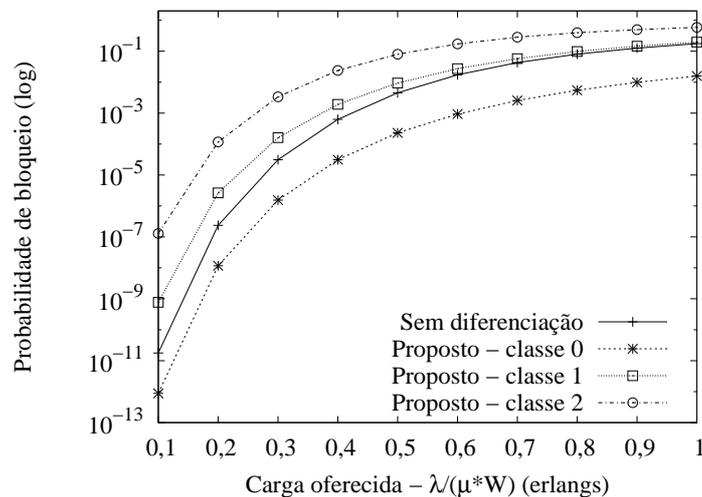


Figura 5.9: Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1 - carga efetiva.

No cenário menos agressivo, a classe 2 pode ocupar até 75% dos comprimentos de onda do enlace. Neste cenário, o desempenho do mecanismo estático não foi avaliado, pois o número de comprimentos de onda reservados para a classe menos prioritária seria maior do que o número reservado para as duas classes de maior prioridade. Os mecanismos dinâmico e proposto estão configurados, respectivamente, com $W_0 = 16$, $W_1 = 14$ e $W_2 = 12$ e $g_0 = 16$, $g_1 = 14$ e $g_2 = 12$.



(a) Mecanismo dinâmico.



(b) Mecanismo proposto.

Figura 5.10: Cenário com menor agressividade de diferenciação com a classe 1 - bloqueio.

As Figuras 5.10(a) e 5.10(b) ratificam os resultados obtidos para o cenário mais agressivo. O mecanismo dinâmico proporciona praticamente a mesma probabilidade de blo-

queio para as três classes. Isso mostra que tal mecanismo é extremamente dependente do parâmetro W_i associado a cada classe de serviço e, conseqüentemente, da quantidade de tráfego de cada classe. Em contrapartida, o mecanismo proposto diferencia adequadamente a probabilidade de bloqueio de cada uma das três classes de serviço mesmo para um maior grau de ocupação da classe menos prioritária. É importante ressaltar também que neste cenário o mecanismo proposto continua a proporcionar uma menor probabilidade de bloqueio para a classe 0, sem que o tráfego da classe 2 seja estrangulado. Isso faz com que a carga efetiva proporcionada pelo mecanismo proposto se aproxime da carga efetiva da rede quando não há diferenciação de serviços.

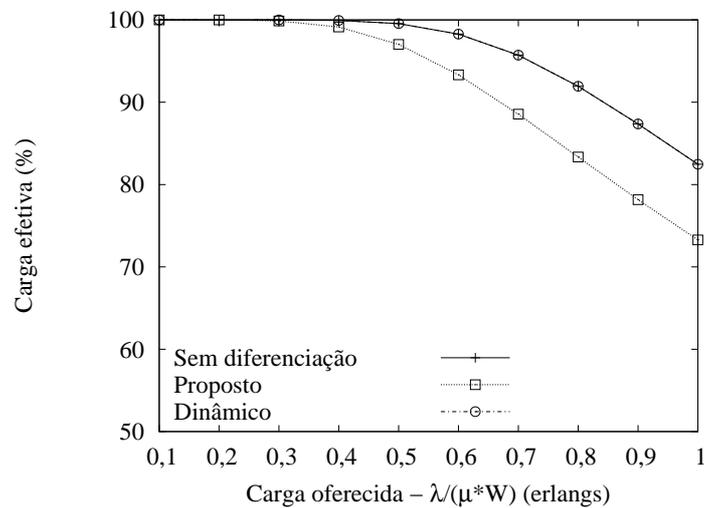


Figura 5.11: Cenário com menor agressividade de diferenciação com a classe 1 - carga efetiva.

5.1.3 Eficiência do Mecanismo Proposto

Dois parâmetros são importantes para definir a eficiência do mecanismo proposto: o número de classes de serviço e o grau de ocupação de cada classe. O número de classes pode influenciar no serviço oferecido a cada uma delas, como visto nas Seções 5.1.1 e 5.1.2. Por sua vez, o grau de ocupação define o número de comprimentos de onda que cada uma das classes pode ocupar, ou seja, o quão diferenciado será o serviço de uma classe. O objetivo da avaliação apresentada nesta seção é mostrar o comportamento do

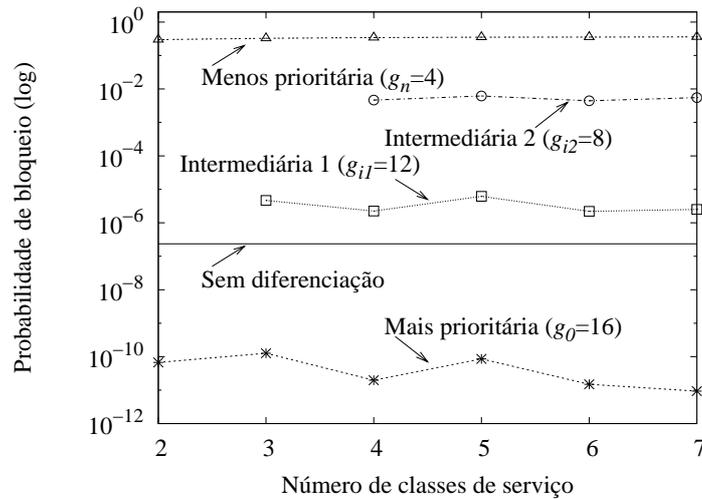
mecanismo proposto à medida que o número de classes de serviço e o grau de ocupação da classe menos prioritária aumentam.

Número de classes

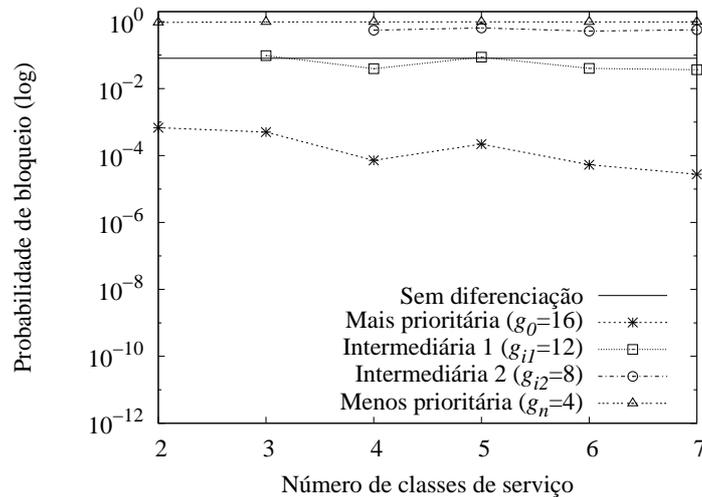
O desempenho do mecanismo proposto é analisado para até sete classes de serviço ($n = 2, \dots, 7$). O mecanismo estático e o dinâmico não são avaliados, visto que para três classes de serviço a diferenciação já é degradada. Considera-se que todas as classes geram a mesma quantidade de tráfego ($\rho_0 = \rho_1 = \rho_2 = \dots = \rho/n$). São analisados dois cenários que diferem quanto à carga oferecida. No cenário de baixa carga são oferecidos à rede 0,2 erlangs por comprimento de onda. Já no cenário de alta carga são oferecidos 0,8 erlangs por comprimento de onda. Em todos os cenários analisados, o número de comprimentos de onda do enlace é $W = 16$, o grau de ocupação da classe mais prioritária é $g_0 = 16$ e o da classe menos prioritária é $g_n = 4$. São analisadas ainda duas classes intermediárias, cujos graus de ocupação valem $g_{i1} = 12$ e $g_{i2} = 8$.

As Figuras 5.12(a) e 5.12(b) mostram, respectivamente para os cenários de baixa e alta carga, a probabilidade de bloqueio para as quatro classes em função do número de classes de serviço. Também é mostrada a probabilidade de bloqueio para a rede sem diferenciação de serviços, representada por uma reta horizontal. Nota-se que quanto maior é o número de classes, melhor é o serviço experimentado pela classe mais prioritária em ambos os cenários. Isso ocorre pois, apesar da quantidade total de tráfego oferecida à rede continuar a mesma com o aumento do número de classes, a quantidade de tráfego gerada individualmente por cada classe é menor. Com isso, a probabilidade de bloqueio para a classe menos prioritária decresce com o aumento do número de classes de serviço. Para as demais classes, a probabilidade de bloqueio permanece praticamente constante à medida que o número de classes cresce.

O comportamento de “subida e descida” das curvas de probabilidade de bloqueio das Figuras 5.12(a) e 5.12(b) é consequência de como novas classes de serviço são adicionadas à análise. Se o grau de ocupação da nova classe se aproxima mais do grau da classe mais prioritária do que do grau da classe menos prioritária, a probabilidade de bloqueio da classe mais prioritária cresce. Do contrário, se o grau da nova classe se aproxima mais



(a) Cenário de baixa carga.



(b) Cenário de alta carga.

Figura 5.12: Eficiência: número de classes de serviço.

do grau da classe menos prioritária, a probabilidade de bloqueio da classe mais prioritária decresce.

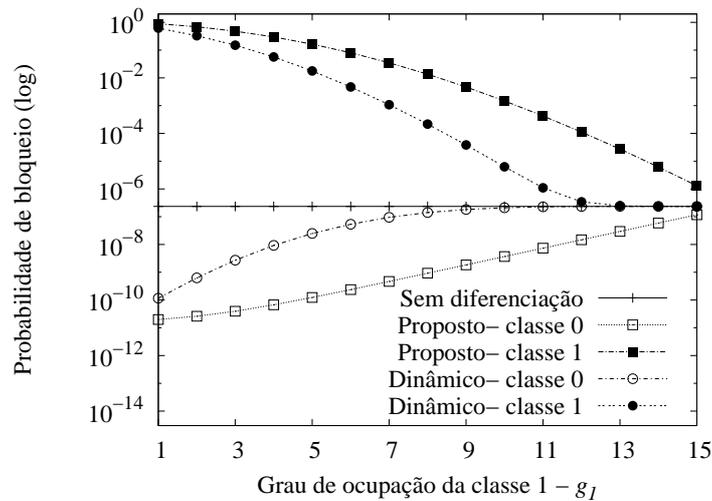
Grau de ocupação

O número de comprimentos de onda reservados para cada classe de serviço também influi no desempenho dos mecanismos. Quanto maior o número de comprimentos de onda reservados para uma classe de serviço, menor é a probabilidade de bloqueio experimentada por essa classe. Nesta seção, avalia-se o desempenho do mecanismo dinâmico

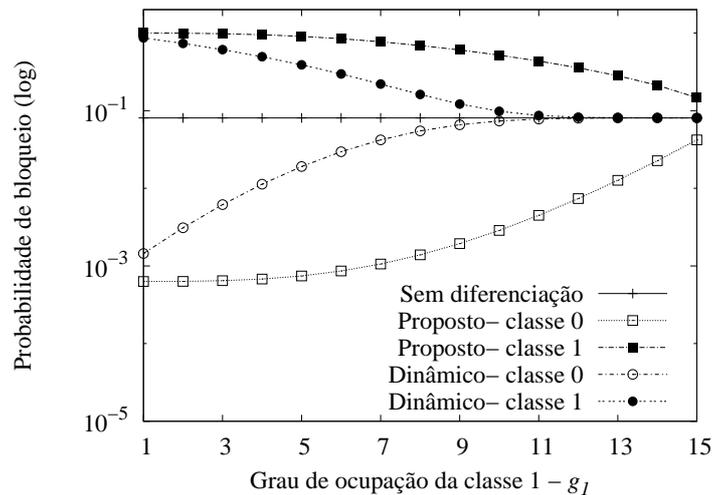
e do mecanismo proposto à medida que a agressividade com a classe menos prioritária é reduzida. Consideram-se duas classes de serviço, sendo a classe 0 a mais prioritária, e um enlace, cuja capacidade é $W = 16$. Nos dois mecanismos a classe mais prioritária pode ocupar até 16 comprimentos de onda, ou seja, $W_0 = 16$ e $g_0 = 16$. Além disso, dois cenários são analisados: um cenário de baixa carga, onde são oferecidos à rede 0,2 erlangs por comprimento de onda, e um cenário de alta carga, onde são oferecidos 0,8 erlangs por comprimento de onda. Assume-se também que a quantidade de tráfego gerada pelas duas classes de serviço é a mesma.

De acordo com a Figura 5.13(a), no cenário de baixa carga, o mecanismo proposto mantém o serviço oferecido à classe mais prioritária à medida que o grau de ocupação da classe 1, g_1 , cresce. Mesmo quando $g_1 = 15$, apenas uma unidade diferente de g_0 , as duas classes de serviço experimentam probabilidades de bloqueio diferentes. Para a classe 0, a probabilidade é da ordem de 10^{-7} e para classe 1 é da ordem de 10^{-6} . Isso mostra que é possível diferenciar a probabilidade de bloqueio experimentada por cada classe de serviço com o mecanismo proposto, sem que o tráfego da classe menos prioritária seja estrangulado. O quão diferenciados serão os serviços é uma escolha do operador da rede. Por outro lado, o mecanismo dinâmico degrada a diferenciação de serviços a partir de $W_1 = 12$, ou seja, quando a classe menos prioritária pode ocupar até 75% dos comprimentos de onda de enlace. A partir desse ponto, as probabilidades de bloqueio das duas classes de serviço possuem praticamente o mesmo valor.

Os resultados apresentados na Figura 5.13(b) para o cenário de alta carga reforçam que o mecanismo proposto é o único que mesmo em cenários menos agressivos com a classe 1 mantém a diferenciação de serviços. Além disso, nos dois cenários, o mecanismo proposto proporciona a menor probabilidade de bloqueio para a classe 0. Observa-se também que a degradação da diferenciação proporcionada pelo mecanismo dinâmico ocorre em ponto anterior ao do cenário de baixa carga. Agora, quando $W_1 = 10$ a probabilidade de bloqueio experimentada pelas duas classes é praticamente a mesma. Isso mostra que quanto maior a carga oferecida à rede, maior deve ser a diferença entre os parâmetros W_0 e W_1 do mecanismo dinâmico associados, respectivamente, às classes de serviço 0 e 1. Isso confirma que o desempenho do mecanismo dinâmico é degradado à medida que a diferença entre os parâmetros W_0 e W_1 diminui.



(a) Cenário de baixa carga.



(b) Cenário de alta carga.

Figura 5.13: Eficiência: grau de ocupação da classe menos prioritária

5.1.4 Impacto do Número de Comprimentos de Onda por Enlace

Outro fator que influencia a probabilidade de bloqueio experimentada pelas classes de serviço é o número de comprimentos de onda em um enlace. Nesta seção, avalia-se o desempenho dos três mecanismos de controle de admissão em função da capacidade do enlace ($W = 8, 16, 32, \dots, 128$). Consideram-se duas classes de serviço, sendo a classe 0 a mais prioritária. Assume-se ainda que cada classe de serviço oferece a mesma quantidade de tráfego à rede e que a carga total oferecida é 0,5 erlangs por comprimento de onda. Assim como na Seção 5.1.1, três cenários de agressividade de diferenciação com

a classe 1 são analisados.

No cenário de maior agressividade, a classe 1 pode ocupar até 25% dos comprimentos de onda de um enlace, independentemente da capacidade do enlace. Pela Figura 5.14, nota-se para os três mecanismos, que à medida que o número de comprimentos de onda cresce, a probabilidade de bloqueio experimentada pela classe 0 decresce e a probabilidade de bloqueio da classe 1 se mantém praticamente constante. Entretanto, o mecanismo proposto é o que melhor diferencia os serviços, proporcionando a menor probabilidade de bloqueio para a classe mais prioritária. Em contrapartida, neste cenário o tráfego da classe 1 é estrangulado para todos os mecanismos. As curvas da classe 1 para os três mecanismos estão sobrepostas.

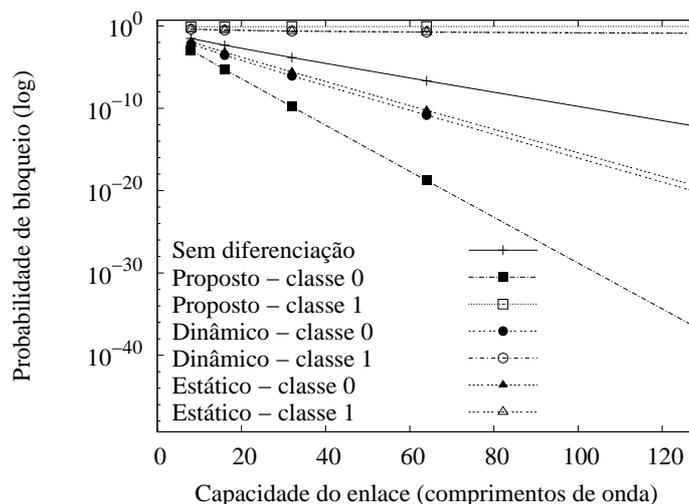


Figura 5.14: Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1.

A Figura 5.15 mostra os resultados para o cenário de agressividade intermediária, no qual, independentemente da capacidade do enlace, a classe 1 pode ocupar até 50% dos comprimentos de onda de um enlace. Novamente, o mecanismo proposto apresenta o melhor desempenho e pode-se notar uma redução no estrangulamento da classe 1. Por sua vez, para o mecanismo dinâmico, a diferença entre as probabilidades de bloqueio de cada classe é bastante reduzida quando comparada com o cenário mais agressivo. Nota-se também que a probabilidade experimentada pela classe mais prioritária se aproxima da probabilidade de bloqueio quando não existe diferenciação de serviços na rede. Vale ressaltar ainda que o mecanismo estático proporciona a mesma probabilidade de bloqueio

para as duas classes de serviço, uma vez que a metade dos comprimentos de onda do enlace está reservada para cada classe e a quantidade de tráfego gerada por cada classe é igual. As curvas das duas classes para o mecanismo estático e a curva da classe 1 do mecanismo dinâmico estão sobrepostas. Da mesma forma, a curva para a rede sem diferenciação de serviços e a curva da classe 0 do mecanismo dinâmico estão sobrepostas.

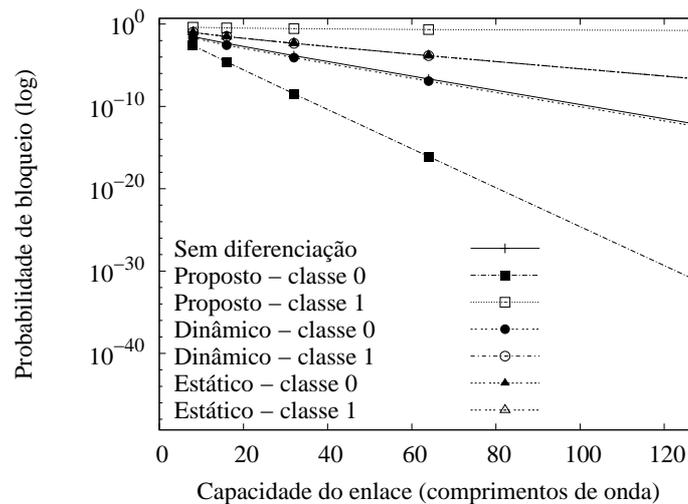


Figura 5.15: Cenário com agressividade de diferenciação intermediária com a classe 1.

No cenário menos agressivo com a classe 1, as rajadas pertencentes a essa classe podem ocupar até 75% dos comprimentos de onda de um enlace, independentemente da capacidade do enlace. Os resultados apresentados na Figura 5.16 ratificam o melhor desempenho do mecanismo proposto. À medida que a capacidade do enlace aumenta, a classe 0 experimenta uma menor probabilidade de bloqueio e a classe 1 não é mais estrangulada. Entretanto, a inclinação da reta da probabilidade de bloqueio neste cenário é menor do que a inclinação da reta observada no cenário mais agressivo, Figura 5.14. Quanto maior é esta inclinação, maior é a redução da probabilidade de bloqueio com o aumento da capacidade do enlace. Portanto, esta variação na inclinação da reta mostra que para o mecanismo proposto existe um compromisso entre a agressividade com a classe menos prioritária e a redução da probabilidade de bloqueio da classe mais prioritária. Por outro lado, o aumento do número de comprimentos de onda por enlace não é suficiente para evitar a degradação da diferenciação de serviço proporcionada pelo mecanismo dinâmico. Neste cenário, a probabilidade experimentada pelas duas classes de serviço é

praticamente a mesma. As curvas das duas classes do mecanismo dinâmico e a curva da rede sem diferenciação de serviços estão sobrepostas.

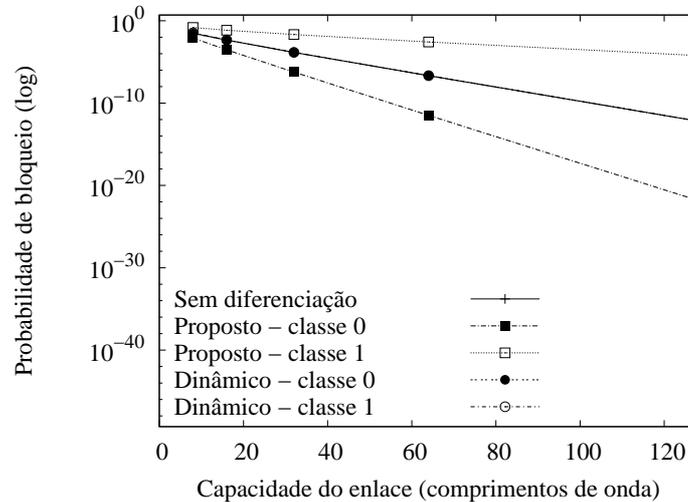


Figura 5.16: Cenário com menor agressividade de diferenciação com a classe 1.

5.2 Avaliação para Mais de Um Enlace

Nesta seção, o modelo de aproximação de ponto fixo por carga reduzida é usado na avaliação dos três mecanismos em um cenário com mais de um enlace. Para representar esse cenário, a rede NSFNET foi escolhida. A rede NSFNET, ilustrada pela Figura 5.17, é composta por 16 nós e 50 enlaces unidirecionais. Para todos os enlaces da rede, o número de comprimentos de onda é o mesmo, $W = 16$. O peso associado a cada enlace e usado no cálculo do melhor caminho representa o comprimento do enlace em unidades de 10 km [29]. O comprimento dos enlaces varia de 750 a 3000 km. Considera-se a existência de duas classes de serviço, sendo a classe 0 a mais prioritária. Assume-se ainda que o tamanho médio das rajadas, independentemente da classe a qual uma rajada pertence, é 128 kB e que a capacidade de cada comprimento de onda é de 1,0 Gb/s. Com isso, a taxa de transmissão média de cada comprimento de onda corresponde a $\mu = 1000$ rajadas por segundo.

O desempenho dos mecanismos de controle de admissão depende do número de fluxos de rajadas e do par origem-destino de cada um dos fluxos. Sendo assim, para uma me-

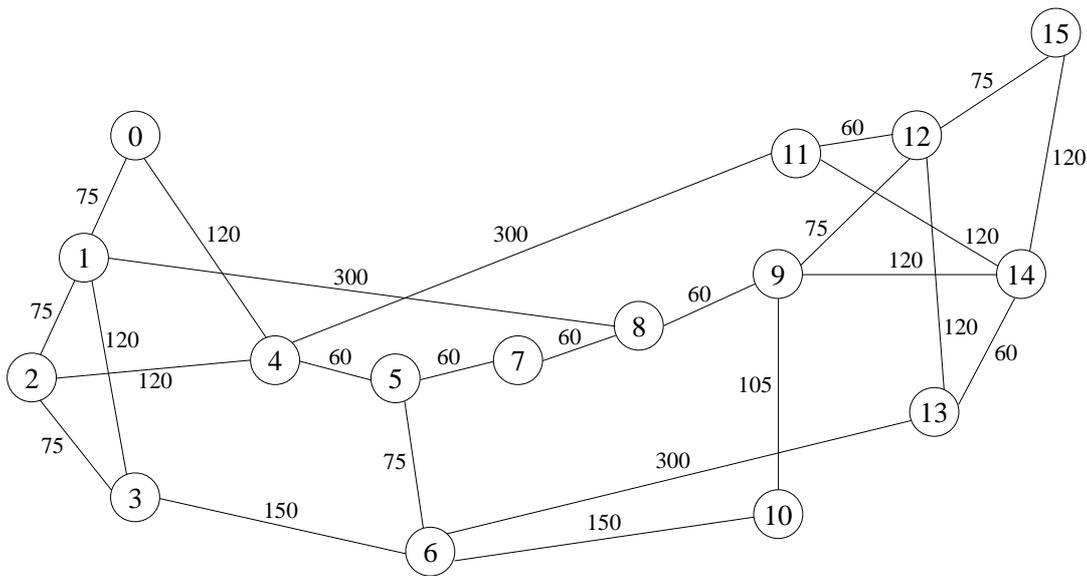


Figura 5.17: A topologia da rede NSFNET.

lhora avaliação dos mecanismos, são realizadas diversas rodadas de análise e em cada uma escolhe-se aleatoriamente um conjunto de 16 fluxos de rajadas e, em seguida, aplica-se o modelo de aproximação por carga reduzida aos enlaces da rede. Para todos os mecanismos, o mesmo conjunto de fluxos é considerado. A origem e o destino de um fluxo também são escolhidos aleatoriamente. Para cada par, determina-se o menor caminho entre a fonte e o destino, usando o algoritmo de Dijkstra. Define-se ainda que cada nó da rede só pode ser origem de um fluxo. Com isso, garante-se que em todos os cenários todos os 16 nós são fontes de rajadas. Assume-se também que um nó fonte é responsável por gerar rajadas de ambas as classes de serviço.

Os mecanismos são avaliados em função da carga oferecida à rede. Os resultados apresentados a seguir correspondem à média das rodadas de análise. Cada ponto das curvas foi calculado com intervalo de confiança de 95% relativo à média das amostras.

A carga oferecida à rede por cada fluxo é variada para avaliar os mecanismos em diferentes situações de carga. Para tanto, a quantidade de tráfego de cada classe é fixada. Neste cenário, 30% das rajadas geradas por cada fonte são da classe 0 e 70% são da classe 1. Além disso, todos os nós da rede implementam o mecanismo de diferenciação avaliado. São considerados três cenários de agressividade com a classe 1. No cenário mais agressivo as rajadas da classe 1 podem ocupar até 25% dos comprimentos de onda

de um enlace, no cenário intermediário até 50% e no menos agressivo até 75 %. Para os três cenários, calcula-se a probabilidade total de bloqueio experimentada por cada classe.

De acordo com a Figura 5.18, correspondente ao cenário menos agressivo, o mecanismo proposto proporciona a menor probabilidade de bloqueio para a classe 0, quando comparado aos outros dois mecanismos, à medida que a carga oferecida à rede aumenta. Este resultado é similar ao obtido para um único enlace. Além disso, nota-se que a variação da probabilidade de bloqueio experimentada pela classe 1 com o aumento da carga não é igualmente afetada na análise com mais de um enlace. Tal fato ocorre em virtude da redução da carga ao longo do caminho entre a origem e o destino, uma vez que uma parte dos tráfego vai sendo bloqueado a cada nó. Assim, os nós mais próximos da origem bloqueiam mais rajadas da classe 1 e, conseqüentemente, a carga oferecida por esta classe aos nós seguintes é menor. Pode-se afirmar que, para o cenário de mais de um enlace, o mecanismo proposto continua sendo o que efetua a diferenciação de serviço mais eficaz e, além disso, o efeito do bloqueio na classe menos prioritária é atenuado. De uma forma geral, os nós de borda bloqueiam mais tráfego da classe 1 e, conseqüentemente, a carga oferecida por esta classe nos nós do núcleo é menor. Quando a carga oferecida à rede é 0,5 erlangs todos os mecanismos proporcionam uma probabilidade de bloqueio para as rajadas da classe 1 igual à da rede sem diferenciação.

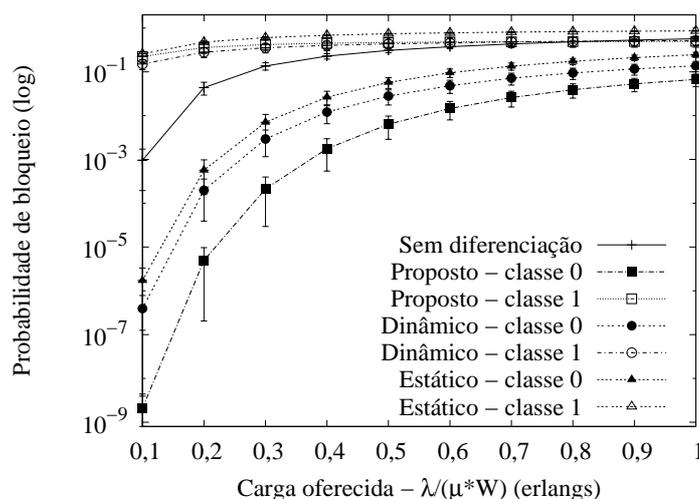


Figura 5.18: Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1.

A Figura 5.19 mostra os resultados para o cenário intermediário. Nesse cenário, o mecanismo proposto é o único que efetivamente diferencia os serviços experimentados

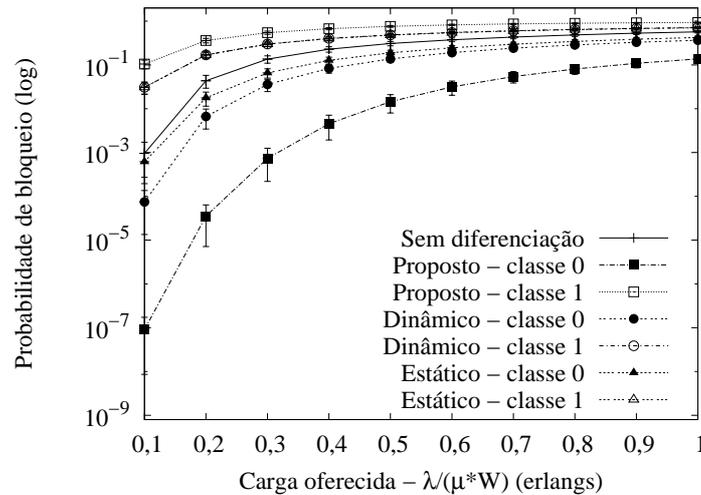


Figura 5.19: Cenário com agressividade de diferenciação intermediária com a classe 1.

por cada classe, em altas cargas. Com o aumento da carga, tanto o mecanismo estático quanto o mecanismo dinâmico degradam a diferenciação de serviços experimentada por cada classe. Vale ressaltar também que neste cenário a probabilidade de bloqueio da classe 1 proporcionada pelo mecanismo proposto não decresce com o aumento da carga oferecida. Neste cenário menos agressivo com a classe 1, o número de rajadas da classe 1 bloqueadas pelos nós de borda não é suficiente para reduzir a probabilidade de bloqueio dessa classe nos nós do núcleo da rede.

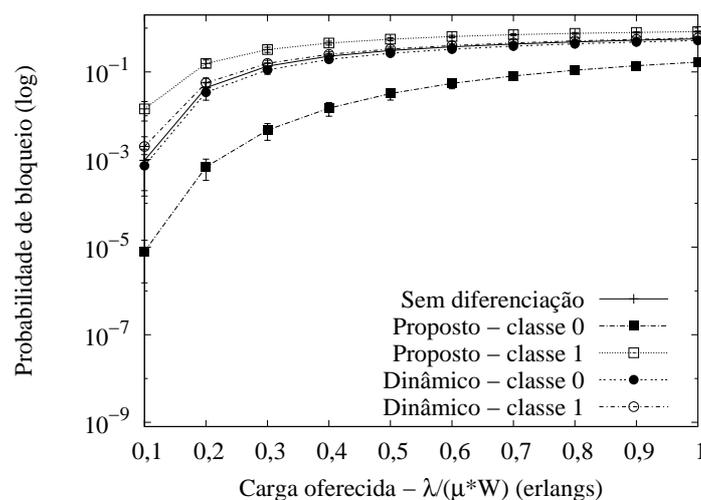


Figura 5.20: Cenário com maior agressividade de diferenciação com a classe 1.

A Figura 5.20 mostra os resultados para o cenário menos agressivo. Nesse cenário, o desempenho do mecanismo estático não foi avaliado. Os resultados ratificam o fato do

mecanismo proposto diferenciar os serviços mesmo em cenários menos agressivos com a classe 1. Quando a classe 1 pode ocupar até 75% dos comprimentos de onda de um enlace, o mecanismo dinâmico não diferencia as probabilidades experimentadas por cada classe de serviço, mesmo quando a carga oferecida à rede é baixa. Por outro lado, na mesma situação de carga, o mecanismo proposto proporciona para a classe 0 uma probabilidade de bloqueio cerca de mil vezes menor se comparada com a probabilidade da classe 1.

Capítulo 6

Conclusões

O AVANÇO nas tecnologias de redes ópticas as qualificam como solução para a crescente demanda por serviços de grande largura de banda, como as aplicações multimídias e as grades de computadores. Dentre as tecnologias ópticas, a de maior destaque é a multiplexação por divisão de comprimento de onda (WDM), devido à sua alta capacidade de transporte de dados. Uma rede WDM pode alcançar taxas da ordem de terabits por segundo. Entretanto, para que toda essa capacidade possa ser utilizada, é necessário eliminar a conversão OEO dos comutadores ópticos. Uma alternativa à construção de redes totalmente ópticas é a comutação de rajadas ópticas (OBS).

Em uma rede OBS, os pacotes com endereço de destino semelhante, antes de serem transmitidos, são agregados em rajadas pelos nós de borda da rede. Em seguida, ainda antes da transmissão da rajada, o nó de borda responsável pela agregação dos pacotes envia um pacote de controle em um canal de sinalização fora-da-banda para efetuar a reserva de comprimento de onda. O pacote de controle ao chegar a um comutador pertencente ao caminho entre a origem e o destino é, então, convertido e tratado eletronicamente. Neste momento, se possível, os recursos requeridos pela rajada são alocados pelo comutador. Do contrário, se não existem recursos disponíveis, a rajada é bloqueada. Diferentemente da comutação de circuitos ópticos, na comutação de rajadas os recursos são alocados apenas durante o tempo necessário para a comutação e a transmissão de uma rajada. Também não é necessário o uso de *buffers* para armazenamento e processamento das rajadas, como ocorre na comutação de pacotes ópticos. Armazenar pacotes ópticos ainda é complexo e

dispendioso.

Outra exigência para as redes ópticas é o suporte à qualidade de serviço. As novas aplicações, além de demandarem grande largura de banda, são sensíveis a parâmetros de QoS, como a perda de dados e o atraso fim-a-fim. Portanto, a provisão de QoS é um fator essencial para as redes de comutação de rajadas ópticas. Os mecanismos existentes para provisão de QoS foram propostos para redes de comutação de pacotes e, em sua maioria, são baseados no gerenciamento de *buffers*. O uso de tais mecanismos em redes OBS é um fator limitante para o transporte de dados a altas taxas, pois seria necessário converter o sinal óptico para o domínio eletrônico em cada nó intermediário, uma vez que não existem memórias RAM ópticas. As rajadas só podem ser atrasadas com o uso de linhas de atraso. Dessa forma, é necessário desenvolver mecanismos específicos para prover qualidade de serviço em redes OBS.

Neste trabalho foi proposto um mecanismo de controle de admissão de rajadas baseado na ocupação da rede. Como, atualmente, um enlace possui no máximo algumas dezenas de comprimentos de onda, à medida que a carga oferecida à rede aumenta algumas rajadas são bloqueadas. O objetivo do mecanismo proposto é justamente diferenciar a probabilidade de bloqueio experimentada por cada uma das classes. Para tanto, definiu-se um grau de ocupação para cada classe de serviço. O grau de ocupação corresponde ao número máximo de comprimentos de onda que podem ser ocupados pelas rajadas de uma dada classe em um determinado enlace. Dessa forma, uma rajada só é admitida se o número de comprimentos de onda ocupados, no instante da chegada desta rajada a um nó, for inferior ao grau de ocupação da classe de serviço à qual esta rajada pertence. Conseqüentemente, quanto maior o grau de ocupação de uma classe, menor é a probabilidade de uma rajada dessa classe ser bloqueada. O mecanismo proposto também armazena menos informações nos nós da rede. De acordo com o critério de admissão utilizado, não importa à qual classe pertence a rajada que ocupa um comprimento de onda. O importante é determinar quantos comprimentos estão ocupados, independentemente da classe à qual pertencem as rajadas que os ocupam. Com isso, os nós da rede só precisam armazenar o grau de ocupação de cada classe e o número de comprimentos ocupados em um enlace.

Para o mecanismo proposto, foram desenvolvidos modelos analíticos considerando

um enlace e mais de um enlace. A partir desses modelos, a proposta deste trabalho foi comparada com outros dois mecanismos de controle de admissão similares. As métricas usadas na comparação foram a probabilidade de bloqueio experimentada pelas classes de serviço e a carga efetiva. Resultados foram obtidos para diversos cenários que diferem quanto à carga oferecida à rede, à quantidade de tráfego de cada classe, à agressividade com a classe menos prioritária, ao número de classes de serviço e à capacidade do enlace. Dos três mecanismos de controle de admissão avaliados, o mecanismo proposto é o único que efetivamente diferencia os serviços em todos os cenários analisados.

O mecanismo estático mostrou-se extremamente dependente da quantidade de tráfego de cada classe. A redução da agressividade para a classe menos prioritária também prejudica o desempenho deste mecanismo. Para o cenário com um enlace e 16 comprimentos de onda, a probabilidade de bloqueio da classe mais prioritária chega a ser maior do que a da classe menos prioritária, quando 25% dos comprimentos são reservados para a classe menos prioritária e as rajadas da classe mais prioritária equivalem a 80% do tráfego total. O desempenho do mecanismo estático também é influenciado pelo número de classes de serviço. Para o cenário com três classes de serviço analisado, os serviços são diferenciados, porém as probabilidades de bloqueio experimentadas por cada uma das classes de serviço são superiores à probabilidade de bloqueio proporcionada pela rede sem diferenciação. Isso mostra que à medida que o número de classes de serviço aumenta, a configuração do mecanismo estático torna-se mais complexa.

O mecanismo dinâmico, por sua vez, demonstrou que tem sua eficiência de diferenciação dos serviços degradada com a redução da agressividade com a classe menos prioritária e com o aumento do número de classes de serviço. Para o cenário menos agressivo, considerando um enlace e duas classes de serviço, quando o número de rajadas da classe mais prioritária ultrapassa 40% do tráfego total, as probabilidades de bloqueio das duas classes são idênticas. Com o aumento do número de classes de serviço, o mecanismo dinâmico se mostrou ainda mais susceptível à configuração do número de comprimentos de onda que cada classe pode ocupar. Para três classes de serviço, considerando o cenário menos agressivo analisado, a probabilidade de bloqueio das classes intermediária e mais prioritária é praticamente a mesma. No cenário menos agressivo a situação se agrava, pois as três classes de serviço experimentam probabilidades de bloqueio praticamente idênticas.

Pode-se dizer então, que o desempenho do mecanismo dinâmico é degradado à medida que a diferença entre os parâmetros W_i , associados a cada classe de serviço i , diminui. Tal fato é confirmado pelos resultados obtidos quando o número de comprimentos de onda que podem ser ocupados pela classe menos prioritária é variado.

O mecanismo proposto é o único que diferencia de forma eficaz os serviços em todos os cenários analisados. Mesmo com o aumento da carga oferecida à rede, da quantidade de tráfego de cada classe e do número de classes de serviço, o mecanismo proposto proporciona a menor probabilidade de bloqueio para as rajadas da classe mais prioritária em comparação com os outros dois mecanismos. Isso se deve ao critério de admissão adotado pelo mecanismo proposto. Por ser mais agressivo com as classes menos prioritárias, a disputa pelos recursos da rede será, na maior parte, entre as rajadas da classe mais prioritária. Entretanto, mostrou-se que o mecanismo proposto não degrada a diferenciação dos serviços com a redução da agressividade com a classe menos prioritária. No cenário avaliado, onde os graus de ocupação de cada classe diferem em apenas uma unidade, a probabilidade de bloqueio experimentada pela classe mais prioritária é dez vezes menor do que a experimentada pela classe menos prioritária. Isso mostra que o estrangulamento da classe menos prioritária, observado em alguns cenários, pode ser evitado com a escolha correta dos graus de ocupação de cada classe de serviço. Assim sendo, o quão diferenciados serão os serviços e, conseqüentemente, o quão o tráfego menos prioritário será afetado por uma maior probabilidade de bloqueio é controlável e, portanto, é uma opção do operador da rede. A melhor diferenciação de serviços proporcionada pelo mecanismo proposto é paga com a redução da carga efetiva da rede. No entanto, o prejuízo à carga efetiva é reduzido com o aumento da quantidade do tráfego de alta prioridade e com a redução da agressividade com a classe menos prioritária. Pode-se esperar que um cenário com grande quantidade de tráfego de alta prioridade seja realístico, uma vez que os tráfegos de voz e vídeo requerem mais prioridade e estes devem corresponder à maior parte da carga transportada em uma rede óptica. No cenário menos agressivo analisado para três classes de serviço, em que todas as classes geram a mesma quantidade de tráfego, a carga efetiva proporcionada pelo mecanismo proposto é apenas 2% inferior à da rede sem diferenciação de serviços, quando a carga oferecida à rede é 0,5 erlangs. Nesse mesmo cenário para a mesma situação de carga, as rajadas da classe mais prioritária experimen-

tam uma probabilidade de bloqueio cerca de trezentas vezes menor do que as rajadas da classe menos prioritária. Por fim, o mecanismo proposto requer um menor número de estados armazenados nos nós da rede, o que o torna mais simples e mais eficaz na tarefa de comutação.

Um possível trabalho futuro é adaptar o mecanismo proposto para prover uma qualidade de serviço determinada e especificada pelo operador da rede através dos parâmetros do acordo de nível de serviço (*Service Level Agreement - SLA*). Como foi visto, o desempenho do mecanismo depende da carga oferecida à rede e da quantidade de tráfego de cada classe de serviço. Assim, o mecanismo proposto deve se adaptar às condições da rede naquele instante para oferecer uma QoS específica. Para tanto, é necessário que o mecanismo proposto monitore periodicamente a carga oferecida e a quantidade de tráfego de cada classe nos enlaces da rede e, de acordo com o resultado obtido com essas medições, ajuste o grau de ocupação de cada classe de serviço.

Referências Bibliográficas

- [1] FAWAZ, M., DAHEB, B., AUDOUIN, O., DU-POND, M., E PUJOLLE, G. Service Level Agreement and Provisioning in Optical Networks. *IEEE Communications Magazine* 42, 1 (janeiro de 2004), 36–43.
- [2] VERDI, F. L., MAGALHÃES, M. F., E MADEIRA, E. R. M. Policy based Admission Control in GMPLS Optical Networks. Em *1st International Conference on Broadband Networks - BROADNETS'2004* (outubro de 2004), pág. 337–339.
- [3] QIAO, C., E YOO, M. Optical Burst Switching - A New Paradigm for an Optical Internet. *Journal of High Speed Networks, Special Issues on Optical Networks* 8, 1 (janeiro de 1999), 69–84.
- [4] BATTISTILLI, T., E PERROS, H. An Introduction to Optical Burst Switching. *IEEE Optical Communications* 41, 8 (agosto de 2003), S10–S15.
- [5] YOO, M., QIAO, C., E DIXIT, S. QoS Performance of Optical Burst Switching in IP-over-WDM Networks. *IEEE J. Selected Areas in Communications (JSAC), Special Issue on the Protocols for Next Generation Optical Internet* 18, 10 (outubro de 2000), 2062–2071.
- [6] CHEN, Y., HAMDI, M., E TSANG, D. H. K. Proportional QoS over OBS networks. Em *IEEE GLOBECOM'2001* (novembro de 2001), vol. 3, pág. 1510–1514.
- [7] LOI, C., LIAO, W., E YANG, D. Service Differentiation in Optical Burst Switched Networks. Em *IEEE GLOBECOM'2002* (novembro de 2002), vol. 3, pág. 2313–2317.

- [8] ZHANG, Q., VOKKARANE, V. M., JUE, J. P., E CHEN, B. Early Drop and Wavelength Grouping Schemes for Providing Absolute QoS Differentiation in Optical Burst-Switched Networks. Em *IEEE GLOBECOM'2003* (dezembro de 2003), vol. 5, pág. 2694–2698.
- [9] XIN, C., QIAO, C., YE, Y., E DIXIT, S. A Hybrid Optical Switching Approach. Em *IEEE GLOBECOM'2003* (dezembro de 2003), vol. 7, pág. 3808–3812.
- [10] WAN, J., ZHOU, Y., SUN, X., E ZHANG, M. Guaranteeing Quality of Service in Optical Burst Switching Networks Based on Dynamic Wavelength Routing. *Optics Communications* 220 (março de 2003), 85–95.
- [11] LIAO, W., E LOI, C.-H. Providing Service Differentiation for Optical Burst-Switched Networks. *IEEE Journal of Lightwave Technology* 22, 7 (julho de 2004), 1651–1660.
- [12] ZHANG, Q., VOKKARANE, V. M., JUE, J. P., E CHEN, B. Absolute QoS Differentiation in Optical Burst-Switched Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)* 22, 9 (novembro de 2004), 2062–2071.
- [13] ZIVIANI, A., DE REZENDE, J. F., E DUARTE, O. C. M. B. Evaluating the expedited forwarding of voice traffic in a differentiated services network. *International Journal of Communication Systems, John Wiley and Sons, ISSN: 1074-5351* 15, 9 (novembro de 2002), 799–813.
- [14] MORAES, I. M., E DUARTE, O. C. M. B. Differentiated Services in Optical Burst-Switched Networks. Em *IEEE Infocom 2005 - Student Workshop* (março de 2005).
- [15] MORAES, I. M., CUNHA, D. O., BICUDO, M. D. D., LAUFER, R. P., E DUARTE, O. C. M. B. An Admission Control Mechanism for Providing Service Differentiation in Optical Burst-Switching Networks. Em *XII International Conference on Telecommunications - ICT'2005* (maio de 2005).
- [16] MORAES, I. M., E DUARTE, O. C. M. B. Um Mecanismo de Controle de Admissão para Provisão de Serviços Diferenciados em Redes de Rajadas Ópticas. Em *XXIII Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBRC'2005* (maio de 2005).

- [17] MORAES, I. M., E DUARTE, O. C. M. B. A Multiclass Admission Control Mechanism for Optical Burst-Switched Networks. Em *19th International Teletraffic Congress - ITC19* (agosto de 2005), pág. 1937–1946.
- [18] MORAES, I. M., E DUARTE, O. C. M. B. An Efficient Multiclass Mechanism for Optical Burst-Switching Networks. Em *5th IEEE/CreateNet International Workshop on Optical Burst/Packet Switching - WOBS'05* (outubro de 2005).
- [19] ROSBERG, Z., VU, H. L., ZUKERMAN, M., E WHITE, J. Blocking Probabilities of Optical Burst Switching Networks Based on Reduced Load Fixed Point Approximations. Em *IEEE INFOCOM'2003* (março de 2003), vol. 22, pág. 2008–2018.
- [20] ROSBERG, Z., VU, H. L., ZUKERMAN, M., E WHITE, J. Performance Analyses of Optical Burst-Switching Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)* 21, 7 (setembro de 2003), 1187–1197.
- [21] RAJAGOPALAN, B., PENDARAKIS, D., SAHA, D., RAMAMOORTHY, R. S., E BALA, K. IP over Optical Networks: Architectural Aspects. *IEEE Communications Magazine* 38, 11 (setembro de 2000), 94–102.
- [22] GRUBER, J., E RAMASWAMI, R. Moving toward All Optical Networks. *Lightwave Magazine* (dezembro de 2000), 60–68.
- [23] *LambdaXtreme Transport - data sheet*, fevereiro de 2004.
<http://www.lucent.com>.
- [24] *Bell Labs Uses Ultra-Dense WDM to Transmit 1,022 Channels over Fiber*, novembro de 1999.
<http://www.bell-labs.com/news/1999/november/10/2.html>.
- [25] *Metropolis Wavelength Services Manager*, fevereiro de 2004.
<http://www.lucent.com>.
- [26] HARAI, H., MURATA, M., E MIYAHARA, H. Performance Analysis of Wavelength Assignment Policies in All-Optical Networks with Limited-Range Wavelength Conversion. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)* 16, 7 (setembro de 1998), 1051–1060.

- [27] ZHU, Y., ROUSKAS, G., E PEGOS, H. A Comparison of Allocation Policies in Wavelength Routing Networks. *Photonic Networks Communication Journal* 2, 3 (agosto de 2000), 265–293.
- [28] ZANG, H., JUE, J., E MUKHERJEE, B. A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks. *Optical Networks Magazine* 1, 1 (janeiro de 2000), 47–60.
- [29] ZANG, H., JUE, J. P., SAHASRABUDDHE, L., RAMAMURTHY, R., E MUKHERJEE, B. Dynamic Lightpath Establishment in Wavelength-Routed WDM Networks. *IEEE Communications Magazine* 39, 9 (setembro de 2001), 100–108.
- [30] OZDAGLAR, A., E BERTSEKAS, D. Routing and Wavelength Assignment in Optical Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)* 11, 2 (abril de 2003), 259–272.
- [31] YOO, Y., AHN, S., E KIM, C. S. Adaptive Routing Considering the Number of Available Wavelengths in WDM Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)* 21, 8 (outubro de 2003), 1263–1273.
- [32] SAAD, M., E LUO, Z. Q. Routing and Wavelength Assignment in Optical Networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking* 22, 9 (setembro de 2004), 1708–1717.
- [33] YAO, S., MUKHERJEE, B., E DIXIT, S. Advances in Photonic Packet Switching: An Overview. *IEEE Communications Magazine* 38, 2 (fevereiro de 2000), 84–89.
- [34] HUNTER, D., E ANDONOVIC, I. Approaches to Optical Internet Packet Switching. *IEEE Communications Magazine* 19, 9 (setembro de 2000), 116–122.
- [35] XU, L., PERROS, H., E ROUSKAS, G. Techniques for Optical Packet Switching And Optical Burst Switching. *IEEE Communications Magazine* 39, 1 (janeiro de 2001), 136–142.
- [36] XIONG, Y., VANDENHOUTE, M. M., E CANKAYA, H. Control Architecture in Optical Burst-Switched WDM Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)* 18, 10 (outubro de 2000), 1838–1851.

- [37] CAO, X., LI, J., CHEN, Y., E QIAO, C. Assembling TCP/IP packets in optical burst switched networks. Em *IEEE GLOBECOM'2002* (novembro de 2002), vol. 3, pág. 2808–2812.
- [38] IZAL, M., E ARACIL, J. On the Influence of Self-similarity on Optical Burst Switching Traffic. Em *IEEE GLOBECOM'2002* (novembro de 2002), vol. 3, pág. 2308–2312.
- [39] TACHIBANA, T., AJIMA, T., E KASAHARA, S. Round-Robin Burst Assembly and Constant Transmission Scheduling for Optical Burst Switching Networks. Em *IEEE GLOBECOM'2003* (dezembro de 2003), vol. 5, pág. 2772–2776.
- [40] LI, J., QIAO, C., XU, J., E XU, D. Maximizing Throughput for Optical Burst Switching Networks. Em *IEEE INFOCOM'2004* (março de 2004), vol. 23, pág. 1854–1864.
- [41] BALDINE, I., ROUSKAS, G., PERROS, H., E STEVENSON, D. Jumpstart: A Just-In-Time Signaling Architecture for WDM Burst-Switched Networks. *IEEE Communications Magazine* 40, 2 (fevereiro de 2002), 82–89.
- [42] TURNER, J. S. Terabit Burst Switching. *Journal of High Speed Networks* 8, 1 (janeiro de 1999), 3–16.
- [43] WEI, J. Y., E MCFARLAND, R. I. Just-in-time Signaling for WDM Optical Burst Switching Networks. *IEEE Journal of Lightwave Technology* 18, 12 (dezembro de 2000), 2019–2037.
- [44] VERMA, S., CHASKAR, H., E RAVIKANTH, R. Optical Burst Switching: A Viable Solution for Terabit IP Backbone. *IEEE Network* 16, 6 (novembro de 2000), 48–53.
- [45] DÜSER, M., E BAYVEL, P. Performance of a Dynamically Wavelength-Routed Optical Burst Switched Network. *IEEE Photonics Technology Letters* 12, 2 (fevereiro de 2002), 239–241.
- [46] DÜSER, M., E BAYVEL, P. Analysis of a Dynamically Wavelength-Routed Optical Burst Switched Network Architecture. *IEEE Journal of Lightwave Technology* 20, 4 (abril de 2002), 574–585.

- [47] QIAO, C. Labeled Optical Burst Switching for IP-over-WDM Integration. *IEEE Communications Magazine* 38, 9 (setembro de 2000), 104–114.
- [48] SAHASRABUDDHE, L., RAMAMURTHY, S., E MUKHERJEE, B. Fault Management in IP-over-WDM Networks: WDM Protection vs. IP Restoration. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)* 20, 1 (janeiro de 2002), 21–33.
- [49] ZHENG, Q., E MOHAN, G. Protection Approaches for Dynamic Traffic in IP/MPLS-over-WDM Networks. *IEEE Communications Magazine* 41, 5 (maio de 2003), S24–S29.
- [50] BICUDO, M. D. D., MORAES, I. M., LAUFER, R. P., CUNHA, D. O., VELLOSO, P. B., E DUARTE, O. C. M. B. Protection and Minimal Interference in WDM Mesh Networks. Em *12th International Conference on Telecommunications - ICT'2005* (maio de 2005).
- [51] BICUDO, M. D. D., E DUARTE, O. C. M. B. Um Mecanismo de Proteção em Redes WDM em Malha. Em *X Workshop de Gerência e Operação de Redes e Serviços - WGRS'2005* (maio de 2005).
- [52] OGUSHI, I., ARAKAWA, S., MURATA, M., E KITAYAMA, K. Parallel Reservation Protocols for Achieving Fairness in Optical Burst Switching. Em *IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing* (maio de 2001), pág. 213–217.
- [53] IETF. Differentiated Services DiffServ IETF Working Group, 1998. <http://www.ietf.org/html.charters/diffserv-charter.html>.
- [54] VOKKARANE, V., ZHANG, Q., JUE, J., E CHEN, B. Generalized Burst Assembly and Scheduling Techniques for QoS Support to Optical Burst-Switched Networks. Em *IEEE GLOBECOM'2002* (novembro de 2002), vol. 3, pág. 2747–2751.
- [55] LONG, K., TUCKER, R. S., E WANG, C. A New Framework and Burst Assembly for IP DiffServ over Optical Burst Switching Networks. Em *IEEE GLOBECOM'2003* (dezembro de 2003), vol. 6, pág. 3159–3164.
- [56] VOKKARANE, V. M., E JUE, J. P. Prioritized Burst Segmentation and Composite Burst-Assembly Techniques for QoS Support in Optical Burst-Switched Networks.

IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC) 21, 7 (setembro de 2003), 1198–1209.

- [57] YOO, M., QIAO, C., E DIXIT, S. Optical Burst Switching for Service Differentiation in the Next-Generation Optical Internet. *IEEE Communications Magazine* 39, 2 (fevereiro de 2001), 98–104.
- [58] SILVA, E., LEÃO, R., DUARTE, F., SILVEIRA, F., RIBEIRO, B., SILVA, A., REINHARDT, K., AZEVEDO, J., JAIME, G., MENASCHÉ, D., E ROCHA, A. Modelagem e Análise de Redes com o Conjunto de Ferramentas TANGRAM-II. Em *XXI SBRC - Salão de Ferramentas* (maio de 2003), pág. 897–904.
- [59] *Tangram-II - versão 2.0*, novembro de 2004.
<http://www.land.ufrj.br/tools/tangram2/tangram2.html>.