

Uma Avaliação Multienlace do Mecanismo de Controle de Admissão Baseado no Grau de Ocupação em Redes Ópticas

Igor M. Moraes e Otto Carlos M. B. Duarte*

¹Grupo de Teleinformática e Automação, PEE/COPPE-DEL/POLI,
Universidade Federal do Rio de Janeiro

{igor,otto}@gta.ufrj.br

Abstract. *In this paper, we analyze the performance of the Load-Level-Based Admission Control mechanism (LLAC) for optical burst-switched networks in a multilink scenario. The goal of our mechanism is to differentiate the blocking probability of a given service class according to the network load and a class-associated parameter, called load level. For this mechanism, we develop a multilink analytical model based on the reduced load approximation method. The multilink model provides a more accurate blocking probability estimation than a single-link model, which leads to an even better performance of the load-level-based mechanism. With the multilink model, high-priority bursts experiences a blocking probability up to 60% lower than the one estimated with the single-link model. Moreover, the load-level-based mechanism effectively differentiates the services in all analyzed scenarios, when compared to other similar mechanisms.*

Resumo. *Neste artigo, avalia-se o desempenho do mecanismo de controle de admissão baseado no grau de ocupação (LLAC) para redes de comutação de rajadas ópticas em um cenário multienlace. O objetivo do mecanismo proposto é diferenciar a probabilidade de bloqueio de uma dada classe de serviço, de acordo com a carga da rede e um parâmetro definido para cada classe, chamado de grau de ocupação. Um modelo analítico multienlace baseado no método de aproximações por carga reduzida é desenvolvido. Este modelo multienlace proporciona uma estimativa mais acurada da probabilidade de bloqueio do que o modelo de um único enlace. Os resultados mostram que o mecanismo proposto se comporta ainda melhor nesta análise multienlace mais realística, pois as rajadas mais prioritárias experimentam uma probabilidade de bloqueio até 60% menor do que a estimada com o modelo de um único enlace. Além disso, em comparação com outros mecanismos similares, o mecanismo proposto é o único que efetivamente diferencia os serviços em todos os cenários analisados.*

1. Introdução

A comutação de rajadas ópticas (*Optical Burst Switching* - OBS) permite o uso eficiente da banda passante oferecida pela tecnologia de multiplexação por divisão de comprimento de onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM) [Qiao e Yoo 1999, Battestilli e Perros 2003]. Como a comutação nos nós OBS é feita somente no domínio óptico, tais nós não requerem a conversão do sinal óptico em um sinal eletrônico, como ocorre na maioria das redes WDM atuais. Portanto, a taxa de transporte de dados das redes WDM não é limitada devido à conversão exigida pelos comutadores óptico-eletrônico-ópticos (OEO).

*Este trabalho foi realizado com recursos do CNPq, CAPES, FAPERJ, UOL, FINEP, RNP e FUNTTEL.

Existem dois tipos de nós em uma rede de comutação de rajadas ópticas (OBS): os de borda e os de núcleo. Os nós de borda são os responsáveis pela construção das rajadas. Nesse processo, pacotes com o mesmo endereço de destino são agregados em rajadas. Em seguida, antes da transmissão da rajada, o nó de borda responsável pela agregação envia um pacote de controle, em um canal de sinalização fora-da-banda, para estabelecer um caminho totalmente óptico. Quando o pacote de controle chega a um nó de núcleo, que está no caminho entre a origem e o destino, ele é convertido e processado eletronicamente. Só então o nó de núcleo reserva os recursos requeridos pela rajada. Do contrário, se não há recursos disponíveis, a rajada é bloqueada. A maioria dos protocolos de sinalização para redes OBS não exige que os nós enviem mensagens de erro ou reconhecimentos positivos de reserva de recursos. Dessa forma, as rajadas são transmitidas logo após o envio do pacote de controle. Esse intervalo de tempo entre o envio do pacote de controle e o envio da rajada é chamado de *offset*. Na comutação de rajadas ópticas, os recursos da rede são alocados somente durante o tempo de comutação e transmissão de uma rajada. Esse é um dos principais aspectos que diferenciam as redes OBS da comutação de circuitos ópticos. Além disso, os nós de uma rede OBS não requerem o uso de *buffers* para armazenar e processar as rajadas como as redes de comutação de pacotes ópticos. Isto é uma vantagem, visto que o armazenamento de pacotes ópticos é, atualmente, complexo e dispendioso. Assim, pode-se afirmar que a comutação de rajadas ópticas é uma solução de compromisso entre a comutação de circuitos ópticos e a comutação de pacotes ópticos, sendo mais eficiente que a comutação de circuitos na utilização de recursos e menos custosa que a comutação de pacotes por não armazenar opticamente os pacotes.

O suporte à qualidade de serviço (*Quality of Service - QoS*) é essencial em redes de comutação de rajadas ópticas (OBS). Apesar da grande capacidade de encaminhamento das redes ópticas, o serviço de melhor esforço pode não ser capaz de garantir os requisitos de QoS das novas aplicações, como as grades computacionais e a TV na Internet, dependendo da quantidade de banda ociosa existente na rede [Fawaz et al. 2004]. O principal problema é que, atualmente, um enlace óptico possui no máximo poucas dezenas de comprimentos de onda. Uma vez que, 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. Além disso, os mecanismos para provisão de QoS existentes foram propostos para redes de comutação de pacotes e, em sua maioria, se baseiam no gerenciamento de *buffers* eletrônicos [Ziviani et al. 2002]. Portanto, para empregar tais mecanismos em redes OBS, é necessário converter o sinal óptico para o domínio eletrônico, o que limita a taxa de transporte de dados. É fato também que até o momento não existem memórias de acesso aleatório ópticas. As rajadas só podem ser atrasadas com o uso de linhas de atraso (*Fiber Delay Lines - FDLs*). Por tais fatores, torna-se necessário o desenvolvimento de mecanismos específicos para prover QoS em redes de comutação de rajadas ópticas.

Em trabalhos anteriores [Moraes e Duarte 2005b, Moraes e Duarte 2005a], foi proposto um mecanismo de controle de admissão para prover diferenciação de serviços em redes OBS. A idéia deste mecanismo, chamado de LLAC (*Load-Level-based Admission Control mechanism*), é reservar um número diferente de comprimentos de onda para cada classe de serviço. O número de comprimentos de onda que uma dada classe pode ocupar em um enlace é definido por um parâmetro chamado de grau de ocupação (*load level*). De acordo com a carga da rede e com o grau de ocupação de cada classe, o me-

canismo LLAC diferencia a probabilidade de bloqueio experimentada por cada classe de serviço. Nesses trabalhos anteriores, considerou-se um modelo de um único enlace para avaliar analiticamente o desempenho do mecanismo proposto. Neste artigo, desenvolve-se um modelo analítico multienlace para o mecanismo proposto, com base no método de aproximação de ponto fixo por carga reduzida para redes OBS [Rosberg et al. 2003]. O principal objetivo deste artigo é analisar o desempenho do mecanismo proposto em uma topologia de rede real, usando o modelo multienlace desenvolvido. A análise multienlace é importante, uma vez que o modelo de um único enlace possui algumas deficiências. Primeiro, tal modelo não leva em conta o desperdício de capacidade causado pelo bloqueio de rajadas nos enlaces que estas rajadas atravessam antes de serem bloqueadas. Segundo, o modelo de um único enlace não considera que a carga oferecida aos nós de núcleo é reduzida em virtude do bloqueio de rajadas ao longo do caminho entre a origem e o destino. Assim, a análise multienlace é bem mais refinada e realística. De acordo com os resultados, o desempenho do mecanismo proposto usando o modelo multienlace é ainda melhor do que com o modelo convencional de um único enlace. Além disso, em todos os cenários analisados, o mecanismo proposto proporciona uma menor probabilidade de bloqueio para a classe mais prioritária em comparação com outros mecanismos similares.

Este artigo está estruturado da seguinte maneira. Na Seção 2, discute-se os trabalhos relacionados à provisão de qualidade de serviço em redes OBS. O mecanismo LLAC é apresentado e exemplificado na Seção 3. Na Seção 4, o modelo analítico multienlace para o LLAC é introduzido. Em seguida, na Seção 5, o desempenho do LLAC é avaliado e comparado com o desempenho de outros dois mecanismos similares, considerando-se seus modelos multienlaces. As conclusões sobre este artigo são apresentadas na Seção 6.

2. Trabalhos Relacionados

Diversos mecanismos têm sido propostos com o objetivo de prover qualidade de serviço (QoS) em redes de comutação de rajadas ópticas. Existem propostas que modificam os protocolos de sinalização existentes [Yoo et al. 2000, Tachibana e Kasahara 2006] e também propostas baseadas na preempção de rajadas [Phuritakul et al. 2006]. Tais propostas, entretanto, podem acarretar no aumento do atraso fim-a-fim de rajadas de alta prioridade, devido ao aumento do *offset*, e também são de difícil implementação. Uma outra abordagem é reservar um número diferente de comprimentos de onda em um enlace para cada classe de serviço. Assim, uma rajada da classe mais prioritária tem uma menor probabilidade de ser bloqueada, uma vez que mais recursos estão reservados para esta classe. Esta é a idéia dos mecanismos de controle de admissão para redes OBS [Wan et al. 2003, Zhang et al. 2004]. Basicamente, o que diferencia um mecanismo do outro é a forma como cada um reserva os comprimentos de onda para cada classe.

Zhang *et al.* [Zhang et al. 2004] propõem dois mecanismos de controle de admissão: o mecanismo estático e o mecanismo dinâmico. Ambos são baseados no número de comprimentos de onda ocupados por cada classe de serviço. Seja W_i o número de comprimentos de onda que as rajadas da classe i podem ocupar, uma rajada pertencente à classe i será admitida, em um dado instante t_0 , se a seguinte condição for satisfeita,

$$\omega_i \text{ (número de comprimentos de onda ocupados pela classe } i) < W_i. \quad (1)$$

Embora possuam o mesmo critério de admissão, tais mecanismos diferem no modo como reservam os comprimentos de onda para cada classe. O mecanismo estático reserva um

conjunto fixo W_i de comprimentos de onda, em um dado enlace, para as rajadas da classe i . Por outro lado, o mecanismo dinâmico reserva um número fixo W_i , não um conjunto fixo, de comprimentos de onda para as rajadas de uma dada classe i . Assim, uma rajada da classe i pode ocupar qualquer comprimento de onda disponível em um enlace desde que o critério de admissão, dado pela Equação 1, seja satisfeito. Além disso, com o mecanismo dinâmico, as rajadas mais prioritárias são admitidas se existe pelo menos um comprimento de onda disponível. Em outras palavras, seja h a classe mais prioritária, W_h é sempre igual à capacidade do enlace e, portanto, não há garantia de que o número máximo de comprimentos de onda ocupados por rajadas de uma classe i , menos prioritária, seja igual a W_i .

A Figura 1 mostra um exemplo de como os dois mecanismos funcionam, considerando duas classes de serviço e um enlace com quatro comprimentos de onda ($W = 4$). A classe 0 é a mais prioritária. O mecanismo estático reserva três comprimentos para as rajadas da classe 0 ($W_0 = 3$ com C_1, C_2 e C_3 reservados) e um para a classe 1 ($W_1 = 1$ com C_4 reservado). No mecanismo dinâmico, por sua vez, as rajadas da classe 0 podem ocupar qualquer comprimento de onda disponível ($W_0 = 4$) e as rajadas da classe 1 podem ocupar até um comprimento de onda ($W_1 = 1$). No cenário das Figuras 1(a) e 1(b), se uma rajada da classe 1 chega ao enlace no instante t_0 ela é admitida, pois a Equação 1 é satisfeita ($\omega_1 = 0 < W_1 = 1$). Com o mecanismo estático, como mostra a Figura 1(a), a rajada da classe 1 só pode ser alocada no comprimento C_4 . Por outro lado, a Figura 1(b) mostra que, com o mecanismo dinâmico, a rajada pode ocupar tanto C_3 quanto C_4 , porque não existem comprimentos de onda específicos reservados para cada classe.

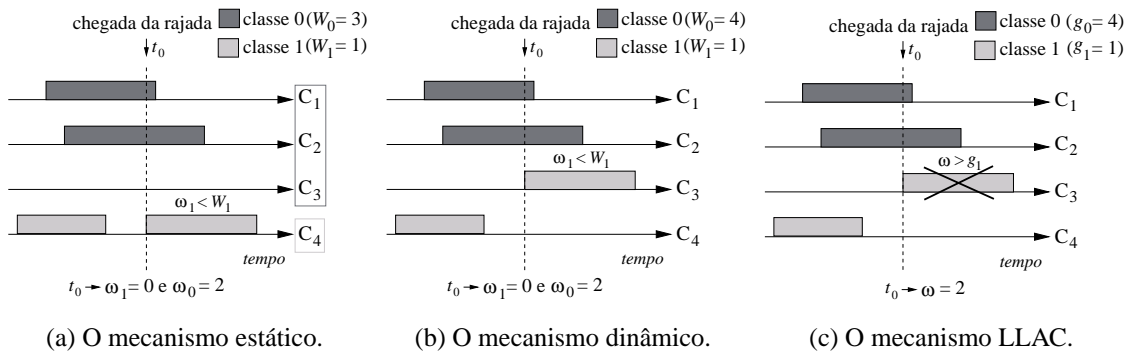


Figura 1. Um exemplo de funcionamento dos mecanismos.

Para os mecanismos estático e dinâmico, um nó tem de armazenar a qual classe pertence uma rajada que ocupa um determinado comprimento de onda para garantir que o número de comprimentos de onda ocupados por uma dada classe i não exceda o valor W_i . Assim, todo nó armazena um grande número de estados, o que é indesejável. Este artigo analisa o desempenho de uma proposta de mecanismo de controle de admissão, descrito na Seção 3, que ao mesmo tempo em que provê QoS, beneficiando as rajadas mais prioritárias, reduz o número de estados armazenados pelos nós da rede. A redução de estados é obtida uma vez que o mecanismo proposto não requer o conhecimento de qual classe de serviço está ocupando um determinado comprimento de onda em um dado enlace.

3. O Mecanismo de Controle de Admissão Baseado no Grau de Ocupação

Nesta seção, descreve-se o mecanismo de controle de admissão baseado no grau de ocupação (*Load-Level-based Admission Control mechanism - LLAC*). Assume-se que a rede emprega um protocolo de sinalização que não requer um reconhecimento positivo

(ACK) para enviar uma rajada, tais como o JET (*Just-Enough Time*) e o JIT (*Just-In Time*) [Qiao e Yoo 1999]. Além disso, considera-se que todos os nós da rede possuem capacidade total de conversão de comprimentos de onda e que uma rajada requer apenas um comprimento de onda durante sua transmissão. O emprego de um protocolo sem ACK requer que todos os nós da rede executem o mecanismo LLAC [Moraes e Duarte 2005b, Moraes e Duarte 2005a].

O LLAC define um parâmetro para cada classe de serviço i , chamado grau de ocupação, g_i . O grau de ocupação deve ser configurado em cada nó da rede e indica o número máximo de comprimentos de onda que as rajadas da classe i podem ocupar. Seja W o número de comprimentos de onda em um enlace, a inequação $0 < g_i \leq W$ é sempre válida para toda classe i . O grau de ocupação é usado pelo LLAC para diferenciar a probabilidade de bloqueio experimentada por cada classe de serviço. Uma rajada pertencente à classe i , que chega a um nó no instante t_0 , é admitida se, em t_0 , o número de comprimentos de onda ocupados é menor do que o grau de ocupação g_i , ou seja,

$$\omega \text{ (número de comprimentos de onda ocupados)} < g_i. \quad (2)$$

Do contrário, a rajada é bloqueada sem que haja o envio de qualquer mensagem de erro para o nó de borda que enviou tal rajada. Dessa forma, quanto maior é o grau de ocupação de uma classe, menor é a probabilidade das rajadas dessa classe serem bloqueadas. É importante ressaltar que o critério de admissão do LLAC é baseado no número total de comprimentos de onda e não no número de comprimentos de onda ocupados pelas rajadas de uma determinada classe, como ocorre nos mecanismos estático e dinâmico. Este é o ponto chave do mecanismo proposto, que faz com que os nós da rede armazenem menos estados com o LLAC do que com os outros dois mecanismos. Com o LLAC, os nós só armazenam o grau de ocupação de cada classe e o número total de comprimentos de onda ocupados. Seja n o número de classes e W a capacidade de um enlace em comprimentos de onda, um nó armazena $n + 1$ estados com o LLAC. Por outro lado, um nó armazena $n + W$ estados com os mecanismos estático e dinâmico, pois tal nó tem que armazenar o número de comprimentos de onda ocupados por rajadas de cada classe.

A Figura 1(c) ilustra um exemplo de como o mecanismo LLAC funciona para duas classes de serviço e um enlace com quatro comprimentos de onda ($W = 4$). A classe mais prioritária é a classe 0. O grau de ocupação das classes 0 e 1 são, respectivamente, $g_0 = 4$ e $g_1 = 1$. Neste cenário, quando uma rajada pertencente à classe 1 chega ao enlace no instante t_0 , ela é bloqueada, porque dois comprimentos de onda estão ocupados, não importa por qual classe, e $g_1 = 1$ ($\omega = 2 > g_1 = 1$). Neste exemplo, a Equação 2 só é satisfeita para a classe 1 quando as rajadas dessa classe chegam ao enlace e não há nenhum comprimento de onda ocupado. Isto mostra que o LLAC é mais agressivo com a classe menos prioritária do que os mecanismos estático e dinâmico. Tal fato é evidenciado na Figura 2, que mostra, para um enlace com três comprimentos de onda ($W = 3$), quatro possíveis seqüências de chegada de rajadas das classes 0 e 1, em três instantes de tempo consecutivos (t_0, t_1 , e t_2). Considera-se que em cada um dos três instantes uma rajada chega ao enlace, que a duração das rajadas é maior do que t_2 e que as rajadas que chegam em t_{j-1} são alocadas em C_j , com $j = 1, 2, 3$. Define-se ainda que $W_0 = 3$ e $W_1 = 1$ para o mecanismo dinâmico e $g_0 = 3$ e $g_1 = 1$ para o LLAC. Neste exemplo, o LLAC só não bloqueia uma rajada da classe 1 quando não há nenhum comprimento de onda ocupado no instante da chegada dessa rajada, como mostra a Figura 2(d). Por outro lado,

o mecanismo dinâmico sempre admite uma rajada da classe 1 nas situações ilustradas na Figura 2. Nesse cenário, tal mecanismo só bloqueia uma rajada da classe 1 quando, no instante da sua chegada, um comprimento de onda já está ocupado por outra rajada da classe 1 ou quando todos os comprimentos de onda estão ocupados por rajadas da classe 0. Em comparação com o LLAC, o mecanismo estático também é menos agressivo com as rajadas da classe 1, uma vez que esse mecanismo sempre reserva ao menos um comprimento de onda para esta classe. A maior agressividade com a classe 1 resulta em um melhor desempenho do LLAC, como será visto na Seção 5

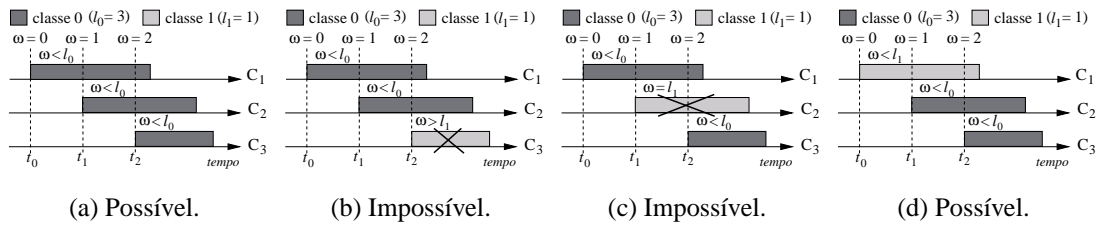


Figura 2. As possibilidades para o mecanismo LLAC.

4. O Modelo Analítico Multienlace para o Mecanismo LLAC

A solução exata para as probabilidades de bloqueio em uma rede OBS é um problema NP-completo [Rosberg et al. 2003]. Por isso, vários trabalhos utilizam o modelo aproximado de um único enlace para estimar as probabilidades de bloqueio em tais redes. Entretanto, o modelo de um único enlace não considera que a carga oferecida aos nós de núcleo é reduzida, devido ao bloqueio de rajadas ao longo do caminho entre a origem e o destino. Dessa forma, utilizar um modelo de um único enlace para avaliar o desempenho de mecanismos desenvolvidos para redes de comutação de rajadas ópticas (OBS) pode não refletir o comportamento real desses mecanismos e ainda levar ao superdimensionamento da rede. Nesta seção, introduz-se um modelo analítico multienlace para o mecanismo de controle de admissão baseado no grau de ocupação (LLAC). O modelo multienlace se baseia no método de aproximações por carga reduzida para redes OBS sem diferenciação de serviços, desenvolvido por Rosberg *et al.* [Rosberg et al. 2003].

Considera-se durante o desenvolvimento do modelo uma rede N . Define-se que L é o número de enlaces em N , W é a capacidade de um enlace em comprimentos de onda e R é o conjunto de todas as possíveis rotas em N . Assume-se ainda que cada enlace v é unidirecional e que uma rota r é um conjunto ordenado de enlaces que conecta um nó origem a um nó destino. O roteamento na rede N é estático.

Assume-se também que a chegada de rajadas da classe i a uma rota r é um processo de Poisson com taxa $\lambda_{r,i}$; o tempo de transmissão de uma rajada é exponencialmente distribuído com média $1/\mu$ para todas as classes de serviço, onde μ representa a taxa de serviço, em rajadas por segundo, de um comprimento de onda; todos os comprimentos de onda em todos os L enlaces de N possuem a mesma taxa de serviço μ ; uma rajada, independentemente da classe a qual pertence, requer a reserva de apenas um comprimento de onda para a sua transmissão até alcançar o destino ou até ser bloqueada em um dos nós de N ; o número de classes de serviço é n .

Um enlace v é modelado com uma fila $M/M/W/W$, onde W é a capacidade de um enlace em comprimentos de onda, como mencionado anteriormente. Como mostra a

Figura 3, cada enlace pode ser representado como uma cadeia de Markov de parâmetro contínuo. Cada estado ω da cadeia representa o número de comprimentos de onda ocupados em um dado enlace em um determinado instante ($\omega = 0, 1, 2, \dots, W$).

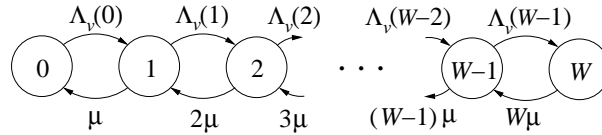


Figura 3. O diagrama de transição de estados para um enlace v .

Após a aplicação do critério de admissão, a taxa de chegada de rajadas da classe i ao enlace v , dada por $\lambda_{i,v}(\omega)$, é função do número de comprimentos de onda ocupados em v . Se o grau de ocupação da classe i , g_i , satisfaz o critério de admissão do LLAC, as rajadas de i são admitidas. Do contrário, as rajadas da classe i são bloqueadas. Portanto,

$$\lambda_{i,v}(\omega) = \begin{cases} \lambda_{i,v}, & \text{se } \omega < g_i \\ 0, & \text{se } \omega \geq g_i \end{cases}, \quad (3)$$

onde a taxa de chegada de rajadas da classe i ao nó que admite as rajadas transportadas pelo enlace v , $\lambda_{i,v}$, é dada por

$$\lambda_{i,v} = \sum_{r \in R, v \in r} \lambda_{i,r} \prod_{u=1}^L (1 - I(u, v, r) \cdot B_{i,u}(\rho_{i,u}, g_i, W)). \quad (4)$$

A Equação 4 leva em conta o efeito da carga reduzida para calcular a taxa de chegada de rajadas da classe i oferecidas ao enlace v . A variável $I(u, v, r)$ é binária. Se os enlaces $u, v \in r$ e o enlace u precede estritamente, não necessariamente imediatamente, o enlace v a longo da rota r , então $I(u, v, r)$ é igual a um. A variável $I(u, v, r)$ é igual a zero para qualquer outra situação, em que os enlaces u e v não satisfazem as condições previamente apresentadas. A probabilidade de bloqueio de rajadas pertencentes à classe i no enlace u é dada por $B_{i,u}(\rho_{i,u}, g_i, W)$.

A taxa total de chegada de rajadas oferecida a um enlace v , $\Lambda_v(\omega)$, é igual ao somatório da taxa de chegada das rajadas das n classes de serviço ao enlace v , após a aplicação do critério de admissão do LLAC. Assim, $\Lambda_v(\omega)$ é dada por

$$\Lambda_v(\omega) = \sum_{i=0}^{n-1} \lambda_{i,v}(\omega), \quad \omega = 0, 1, 2, \dots, W - 1. \quad (5)$$

A taxa $\Lambda_v(\omega)$ é função do número de comprimentos de onda ocupados, ω , pois a taxa de chegada de rajadas da classe i ao enlace v depende do critério de admissão do LLAC.

A partir das equações de balanceamento de fluxo, derivadas do diagrama apresentado na Figura 3, é possível calcular as probabilidade em estado estacionário π_ω de cada um dos estados ω da cadeia. Sendo assim,

$$\pi_\omega = \frac{1}{\omega! \mu^\omega} \prod_{k=0}^{\omega-1} \Lambda_v(k) \pi_0, \quad \omega = 1, 2, 3, \dots, W \quad (6)$$

e

$$\pi_0 = \frac{1}{1 + \sum_{j=1}^W \frac{1}{j! \mu^j} \prod_{k=0}^{j-1} \Lambda_v(k)} \quad (7)$$

A probabilidade, $B_{i,v}$, de uma rajada da classe i ser bloqueada em um enlace v equivale à probabilidade da cadeia estar em um estado $\omega \geq g_i$ no instante da chegada desta rajada ao enlace v , onde g_i é o grau de ocupação de i . Dessa forma, a partir das Equações 6 e 7, tem-se que

$$B_{i,v}(\rho_{i,v}, g_i, W) = \sum_{\omega=g_i}^W \pi_\omega = \sum_{\omega=g_i}^W \frac{\frac{1}{\omega! \mu^\omega} \prod_{k=0}^{\omega-1} \Lambda_v(k)}{1 + \sum_{j=1}^W \frac{1}{j! \mu^j} \prod_{k=0}^{j-1} \Lambda_v(k)}, \quad (8)$$

onde $\rho_{i,v}$ é a carga oferecida ao enlace v pela classe i , que é dada por $\rho_{i,v} = \lambda_{i,v}/\mu$. Considerando o bloqueio de uma rajada um evento independente, que ocorre de um enlace para outro ao longo de uma rota, a probabilidade de bloqueio das rajadas da classe i em um rota r , $B_i(r)$, é dada por

$$B_i(r) = 1 - \sum_{u \in r} (1 - B_{i,u}(\rho_{i,u}, g_i, W)) \quad (9)$$

e a probabilidade de bloqueio de uma rajada arbitrária da classe i , B_i , corresponde a

$$B_i = \frac{1}{\alpha_i} \sum_{r \in R} \lambda_{i,r} \cdot B_i(r), \quad (10)$$

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

Por considerar o efeito da carga reduzida no modelo multienlace do mecanismo LLAC, a probabilidade de bloqueio experimentada pelas rajadas da classe i em um enlace v é influenciada por outros enlaces da rede. Sendo assim, não há uma solução exata para a probabilidade de bloqueio em um dado enlace. Uma maneira eficiente para estimar esta probabilidade é adotar um procedimento de iterações sucessivas [Rosberg et al. 2003]. 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 de rajadas da classe i em cada um dos enlaces da rede. O processo iterativo é iniciado com a atribuição de um valor inicial para as probabilidades de bloqueio de classe i em cada enlace da rede N , o que resulta em um vetor B_i^0 . A partir deste ponto, a cada iteração m , estima-se a probabilidade de bloqueio da classe i de acordo com os resultados da iteração $m - 1$. Para obter o novo vetor de probabilidades de bloqueio B_i^m , aplica-se a transformação $T(B_i)$ definida por

$$T(B_i) = (T_{i,1}(B_i), T_{i,2}(B_i), T_{i,3}(B_i), \dots, T_{i,L}(B_i)), \quad (11)$$

onde $T_{i,u}(B_i) = B_{i,u}(\rho_{i,u}, l_i, W)$ e $B_i^m = T(B_i^{m-1})$. O processo iterativo é repetido até que B_i^m seja suficientemente próximo de B_i^{m-1} . Em todos os cenários analisados neste artigo, independentemente do vetor inicial, o processo de iterações sucessivas sempre convergiu para um único ponto fixo.

Para os mecanismos estático e dinâmico também desenvolveu-se modelos multienlaces com base no método de aproximações por carga reduzida. Os modelos são extensões do modelo de um único enlace proposto por Zhang *et al.* [Zhang et al. 2004] e não são apresentados neste artigo em virtude do espaço reduzido.

5. Resultados

Nesta seção, utilizam-se os modelos multienlaces para avaliar o desempenho dos mecanismos de controle de admissão em diferentes cenários. Compara-se o mecanismo baseado no grau de ocupação (LLAC) proposto com os mecanismos estático e dinâmico. Em todos os cenários analisados, são consideradas duas classes de serviço, sendo a classe 0 a mais prioritária. O número de comprimentos de onda por enlace é $W = 16$ e a taxa de transmissão de cada enlace é 10 Gb/s. O tamanho médio das rajadas é 1280 kB, independentemente da classe a qual a rajada pertence. A análise está dividida em duas partes. Na primeira, verifica-se a eficácia do modelo multienlace desenvolvido para o LLAC em relação ao modelo de um único enlace para o mesmo mecanismo. Na segunda parte, avalia-se o desempenho dos três mecanismos e da rede sem diferenciação de serviços em função da carga oferecida à rede e da agressividade com a classe menos prioritária. Para todos os pontos das curvas apresentadas nas Seções 5.2 e 5.3, calcula-se o intervalo de confiança para um nível de confiabilidade de 95%.

5.1. A Eficácia do Modelo Multienlace

Para verificar a eficácia do modelo multienlace desenvolvido, considera-se um cenário no qual o caminho entre a origem e o destino consiste de uma cadeia de nós. O objetivo é mostrar que quanto maior é a distância entre a origem e o destino, maior é a importância de um modelo multienlace para estimar com eficácia a probabilidade de bloqueio de rajadas. Na análise, compara-se o modelo multienlace, baseado na aproximação por carga reduzida, com o modelo de um único enlace, que não considera que a probabilidade de bloqueio de um enlace é afetada por outros enlaces da rede. Considerando, então, uma cadeia de nós e aplicando a aproximação pelo modelo de um único enlace, obtém-se que a probabilidade de bloqueio de rajadas de uma dada classe i é estimada por

$$B_i = 1 - (1 - B_{i,v})^d, \quad (12)$$

onde $B_{i,v}$ é a probabilidade de bloqueio das rajadas da classe i em um único enlace v e d é a distância, ou o número de enlaces, entre a origem e o destino. Nesta análise, aplicam-se os dois métodos de aproximação ao LLAC. Define-se que $g_0 = 16$ para a classe 0 e $g_1 = 12$ para a classe 1. Além disso, a carga oferecida à cadeia de nós é 0.9 erlangs, 30% das rajadas são da classe 0 e a distância entre a origem e o destino varia de 1 a 7.

De acordo com a Figura 4, o desempenho do mecanismo LLAC com o modelo multienlace é melhor do que o desempenho desse mesmo mecanismo com o modelo de um único enlace. Os resultados mostram que quanto maior é a distância entre os nós de origem e destino, maior é a diferença entre as probabilidades de bloqueio estimadas por cada um dos métodos. Para uma distância de 3 enlaces, a probabilidade de bloqueio estimada para a classe 0 pelo modelo multienlace é 40% menor do que a estimada pelo modelo de um único enlace. Para a classe 1, essa diferença é de 25%. Considerando agora uma distância de 7 enlaces, com o modelo multienlace as rajadas mais prioritárias experimentam uma probabilidade de bloqueio 60% menor do que com o modelo de um único enlace. Nessa situação, a diferença entre as estimativas é de 30% para a classe 1.

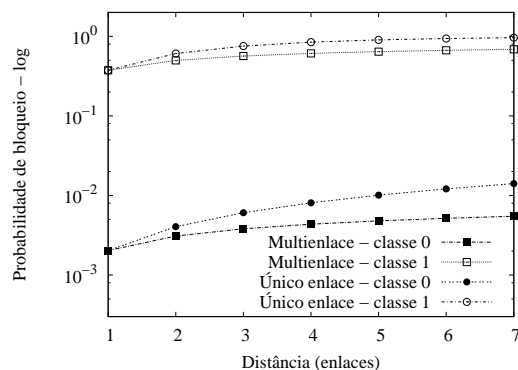


Figura 4. A eficácia dos modelos de um único enlace e multienlace.

5.2. Impacto da Carga Oferecida

Para representar um cenário multienlace, escolheu-se a rede NSFNET. Tal rede, ilustrada na Figura 5, é composta por 16 nós e 50 enlaces unidirecionais. O peso atribuído a cada enlace representa o comprimento dos enlaces em unidades de 10 km.

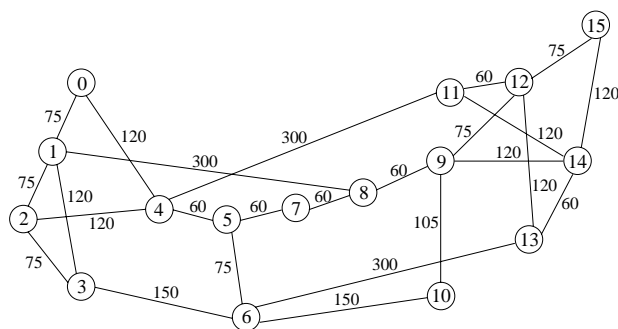


Figura 5. A rede NSFNET.

Para avaliar os mecanismos, sorteiam-se 16 pares origem-destino diferentes para cada rodada da análise. Assume-se que cada nó só pode ser a origem de um fluxo de rajadas em cada rodada e, assim, assegura-se que todos os nós da rede geram rajadas. Além disso, um nó gera rajadas de ambas as classes e o mesmo conjunto de pares origem-destino escolhidos para uma rodada é usado para todos os mecanismos. Uma vez calculadas as rotas, executa-se o procedimento de iterações sucessivas, descrito na Seção 4, para calcular a probabilidade de bloqueio de cada classe. Primeiro, calcula-se a carga reduzida oferecida a cada enlace. Em seguida, usa-se a ferramenta Tangram-II [de Souza e Silva e Leão 2000] para calcular a probabilidade de bloqueio de cada uma das classes em um dado enlace. O resultado é, então, usado para calcular a carga oferecida a cada um dos enlaces na próxima iteração. Este procedimento é repetido até que o resultado da última iteração seja suficientemente próximo do resultado da iteração anterior.

Para avaliar o impacto da carga oferecida à rede na probabilidade de bloqueio experimentada por cada classe de serviço, a quantidade de tráfego, por fluxo, das classes 0 e 1 é fixa. Considera-se que 30% das rajadas pertencem à classe mais prioritária, a classe 0, e que 70% são da classe 1. Compara-se o LLAC com os mecanismos estático e dinâmico. Assume-se, para os três mecanismos, o mesmo valor para o número máximo de comprimentos de onda que a classe 1 pode ocupar em um enlace. Conseqüentemente, os três mecanismos reservam o mesmo número de comprimentos de onda para as rajadas

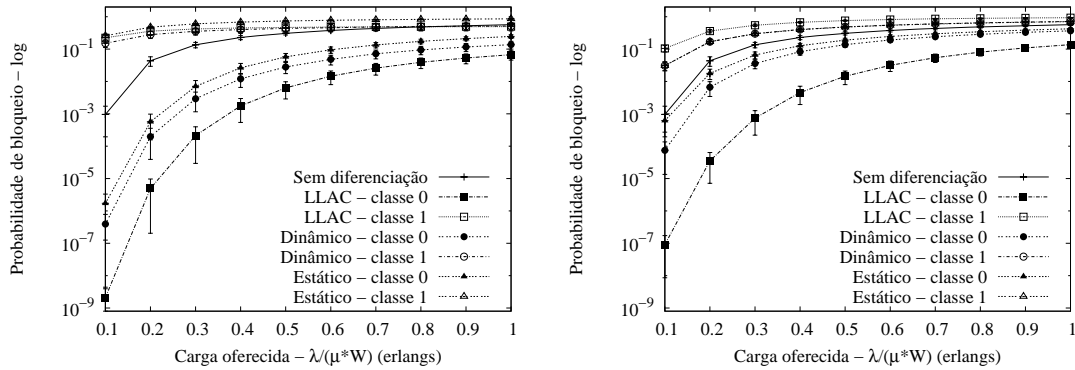
mais prioritárias: W_0 para o estático, $W_0 - W_1$ para dinâmico e $g_0 - g_1$ para o LLAC. São analisadas três situações de agressividade com a classe 1. No cenário mais agressivo, intermediário e menos agressivo, as rajadas da classe 1 podem ocupar, respectivamente, até 25%, 50% e 75% dos comprimentos de onda de cada enlace da rede.

No cenário mais agressivo, tem-se $g_0 = 16$ e $g_1 = 4$ para o LLAC, $W_0 = 16$ e $W_1 = 4$ para o dinâmico e $W_0 = 12$ e $W_1 = 4$ para o estático. Como mostra a Figura 6(a), o LLAC proporciona a menor probabilidade de bloqueio para as rajadas mais prioritárias à medida que a carga oferecida aumenta. Para uma carga de 0,6 erlangs, a probabilidade de bloqueio da classe 0 com o LLAC é aproximadamente cinco vezes menor do que a proporcionada pelos mecanismos estático e dinâmico. Para a mesma carga oferecida, os três mecanismos fornecem a mesma probabilidade de bloqueio para as rajadas da classe 1. O melhor desempenho do LLAC é resultado do seu critério de admissão, que leva em conta o número total de comprimentos de onda ocupados ao invés do número de comprimentos de onda por cada classe em um dado enlace. Assim, a probabilidade de uma rajada da classe 0 encontrar um comprimento de onda ocupado por uma rajada da classe 1 em um dado instante t_0 é pequena, uma vez que o LLAC admite menos rajadas da classe 1. Conseqüentemente, a disputa pelos recursos da rede é, na maior parte do tempo, entre rajadas da classe 0 e a probabilidade de bloqueio dessa classe passa a ser afetada quase que exclusivamente pela quantidade de tráfego de alta prioridade. A Figura 6(a) também mostra que quanto maior é a carga oferecida à rede, maior é a probabilidade de bloqueio de cada classe, exceto em uma situação. Quando a carga oferecida varia entre 0,5 e 1 erlang, a probabilidade de bloqueio das rajadas da classe 1 com o LLAC decresce lentamente. Tal fato pode ser explicado pelo efeito da redução de carga ao longo do caminho entre a origem e o destino, uma vez que uma fração das rajadas é bloqueada a cada nó prévio nesse caminho. Sendo 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.

Para o cenário intermediário, tem-se a seguinte configuração: $g_0 = 16$ e $g_1 = 8$ para o LLAC, $W_0 = 16$ e $W_1 = 8$ para o dinâmico e $W_0 = W_1 = 8$ para o estático. Neste cenário, o LLAC é o único que efetivamente diferencia a probabilidade de bloqueio experimentada pelas classes de serviço. Pela Figura 6(b), o preço pago pelo melhor desempenho do LLAC é o estrangulamento da classe 1 quando a carga oferecida é maior que 0,5 erlangs. Neste cenário, a probabilidade de bloqueio da classe 1 com o LLAC não decresce à medida que a carga oferecida aumenta. Uma vez que a agressividade com a classe 1 é menor, o número de rajadas dessa classe que são bloqueadas pelos nós próximos à origem não é suficiente para reduzir a probabilidade de bloqueio da classe 1 nos nós seguintes do caminho até o destino. Pelo contrário, mais rajadas da classe 1 são bloqueadas no núcleo da rede para beneficiar a classe 0. Tal fato não seria observado se o modelo de um único enlace fosse usado. Nota-se também que, com o aumento da carga oferecida, a diferenciação de serviços proporcionada pelos mecanismos dinâmico e estático é degradada. Em virtude do critério de admissão que adotam, tais mecanismos são mais sensíveis ao aumento da carga oferecida quando se tornam menos agressivos com a classe 1.

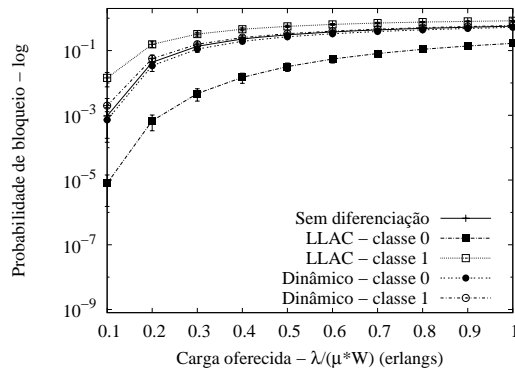
No cenário menos agressivo, a configuração dos mecanismos é a seguinte: $g_0 = 16$ e $g_1 = 12$ para o LLAC e $W_0 = 16$ e $W_1 = 12$ para o dinâmico. O desempenho do mecanismo estático não é avaliado neste cenário, pois o número de comprimentos de

onda reservados para a classe 1 seria maior do que o reservado para a classe 0. Os resultados mostrados na Figura 6(c) confirmam que o LLAC diferencia as probabilidades de bloqueio de cada classe de serviço, mesmo com a redução de agressividade com a classe 1. Neste cenário, mesmo quando a carga oferecida é baixa, observa-se que o mecanismo dinâmico não diferencia adequadamente os serviços. Por outro lado, para a mesma situação de carga, o LLAC proporciona para a classe 0 uma probabilidade de bloqueio aproximadamente mil vezes menor do que a proporcionada para a classe 1.



(a) Cenário mais agressivo.

(b) Cenário intermediário.



(c) Cenário menos agressivo.

Figura 6. Probabilidade de bloqueio em função da carga oferecida.

5.3. A Efetividade dos Mecanismos

O número de comprimentos de onda reservados para cada classe de serviço também impacta sobre o desempenho dos mecanismos. Quanto maior é o número de comprimentos de onda reservados para uma classe de serviço, menor é a probabilidade de bloqueio experimentada pelas rajadas dessa classe. Portanto, nesta seção, avalia-se o desempenho dos mecanismos LLAC e dinâmico à medida que a agressividade com a classe 1 é reduzida. Para os dois mecanismos, as rajadas da classe 0 podem ocupar qualquer comprimento de onda disponível ($g_0 = 16$ para o LLAC e $W_0 = 16$ para o dinâmico). Além disso, a carga oferecida à rede é 0,2 erlangs, 30% das rajadas pertencem à classe 0 e o número de comprimentos de onda que as rajadas da classe 1 podem ocupar em um dado enlace, g_1 ou W_1 , varia entre 4 e 14. A rede NSFNET também é usada nessa análise.

Como mostra a Figura 7, o LLAC continua a diferenciar as probabilidades de bloqueio de cada uma das classes à medida que o grau de ocupação da classe 1 aumenta. Mesmo para $g_1 = 14$, somente duas unidades menor do que g_0 , as duas classes de serviços

experimentam probabilidades de bloqueio diferentes. A probabilidade de bloqueio da classe 0 é da ordem de 10^{-3} e a da classe 1 é da ordem de 10^{-1} . Estes resultados reforçam que, usando o LLAC, é possível diferenciar a probabilidade de bloqueio das classes de serviço sem estrangular o tráfego menos prioritário. O nível de diferenciação imposto aos serviços é uma escolha do operador da rede. Observa-se ainda, que a diferenciação de serviços proporcionada pelo mecanismo dinâmico é degradada a partir de $W_1 = 12$. Portanto, nesse cenário, o mecanismo dinâmico só diferencia os serviços se a diferença entre os parâmetros W_0 e W_1 for maior do que 4 unidades. Isto mostra que a diferenciação proporcionada pelo LLAC é mais robusta do que a proporcionada pelo mecanismo dinâmico, no que diz respeito à agressividade com a classe menos prioritária.

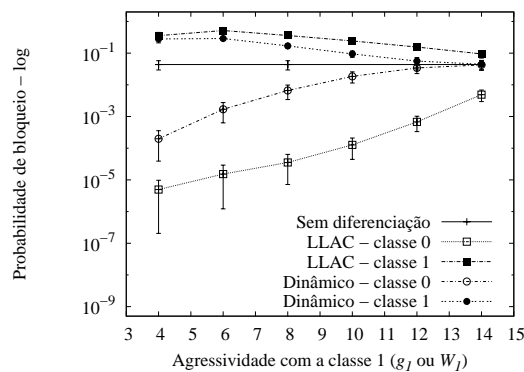


Figura 7. A efetividade dos mecanismos de controle de admissão.

6. Conclusão

Neste artigo, desenvolveu-se um modelo analítico multienlace para o mecanismo de controle de admissão baseado no grau de ocupação (LLAC) para redes de comutação de rajadas ópticas (OBS). O principal objetivo foi avaliar o desempenho do LLAC em uma topologia de rede real, usando o modelo desenvolvido, e comparar os resultados com outros mecanismos existentes. Para tanto, verificou-se a eficácia do modelo multienlace e analisou-se a probabilidade de bloqueio experimentada pelas classes de serviço em função da carga oferecida e da agressividade com a classe menos prioritária.

Os resultados mostram que o desempenho do mecanismo LLAC usando o modelo multienlace é melhor do que os resultados de comparação obtidos com o modelo de um único enlace. Para os cenários analisados, as rajadas de alta prioridade experimentam uma probabilidade de bloqueio até 60% menor com o modelo multienlace em comparação com o modelo de um único enlace. Para a classe menos prioritária, a diferença entre a probabilidade de bloqueio estimada pelos dois modelos é de aproximadamente 30%. Além disso, o LLAC, comparado aos mecanismos estático e dinâmico, proporciona uma menor probabilidade de bloqueio para as rajadas da classe mais prioritária em todos os cenários analisados. Mesmo quando a carga oferecida aumenta e/ou a agressividade com a classe menos prioritária diminui, o LLAC efetivamente diferencia a probabilidade de bloqueio experimentada pelas classes de serviço. Esta melhor diferenciação acarreta no estrangulamento do tráfego menos prioritário em algumas situações. Entretanto, o estrangulamento é uma escolha do operador da rede, uma vez que o LLAC continua diferenciando os serviços mesmo em situações de baixa agressividade com a classe menos prioritária.

Também foi possível observar que, nos cenários analisados, a diferenciação de serviços proporcionada pelo mecanismo dinâmico é degradada com ou aumento da carga

oferecida e/ou com a diminuição da agressividade com a classe menos prioritária. De acordo com os resultados, o mecanismo dinâmico tem de ser mais agressivo com as rajadas menos prioritárias para continuar diferenciando a probabilidade de bloqueio de cada classe. Observa-se ainda que o mecanismo estático também é impactado pelo aumento da carga oferecida à rede e pela redução da agressividade com o tráfego menos prioritário. No cenário intermediário, por exemplo, onde metade dos comprimentos de onda foi reservada para rajadas menos prioritárias, as probabilidades de bloqueio de ambas as classes são praticamente iguais quando a carga oferecida é superior a 0,6 erlangs.

Referências

- Battestilli, T. e Perros, H. (2003). An introduction to optical burst switching. *IEEE Commun. Mag.*, 41(8):S10–S15.
- de Souza e Silva, E. e Leão, R. M. M. (2000). The TANGRAM-II environment. Em *XI International Conference on Modelling Tools and Techniques for Computer and Communication System Performance Evaluation - TOOLS*, páginas 366–369.
- Fawaz, M., Daheb, B., Audouin, O., Du-Pond, M. e Pujolle, G. (2004). Service level agreement and provisioning in optical networks. *IEEE Commun. Mag.*, 42(1):36–43.
- Moraes, I. M. e Duarte, O. C. M. B. (2005a). An efficient multiclass mechanism for optical burst-switching networks. Em *5th IEEE/CreateNet International Workshop on Optical Burst/Package Switching - WOBS'05*, páginas 160–169.
- Moraes, I. M. e Duarte, O. C. M. B. (2005b). 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*.
- Phuritatkul, J., Ji, Y. e Zhang, Y. (2006). Blocking probability of a preemption-based bandwidth-allocation scheme for service differentiation in OBS networks. *J. Lightwave Technol.*, 24(8):2986–2993.
- Qiao, C. e Yoo, M. (1999). Optical Burst Switching - a new paradigm for an optical Internet. *J. High Speed Networks*, 8(1):69–84.
- Rosberg, Z., Vu, H. L., Zukerman, M. e White, J. (2003). Performance analyses of optical burst-switching networks. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 21(7):1187–1197.
- Tachibana, T. e Kasahara, S. (2006). Burst-cluster transmission: service differentiation mechanism for immediate reservation in optical burst switching networks. *IEEE Commun. Mag.*, 44(5):46–55.
- Wan, J., Zhou, Y., Sun, X. e Zhang, M. (2003). Guaranteeing quality of service in optical burst switching networks based on dynamic wavelength routing. *Optics Commun.*, 220:85–95.
- Yoo, M., Qiao, C. e Dixit, S. (2000). QoS performance of optical burst switching in IP-over-WDM networks. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 18(10):2062–2071.
- Zhang, Q., Vokkarane, V. M., Jue, J. P. e Chen, B. (2004). Absolute QoS differentiation in optical burst-switched networks. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 22(9):2062–2071.
- Ziviani, A., de Rezende, J. F. e Duarte, O. C. M. B. (2002). Evaluating the expedited forwarding of voice traffic in a differentiated services network. *I. J. Commun. Systems*, 15(9):799–813.