

Um Mecanismo de Controle de Admissão Baseado no Grau de Ocupação para Redes Ópticas

Igor Monteiro Moraes e Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte *

Grupo de Teleinformática e Automação
PEE-COPPE/DEL-POLI
Universidade Federal do Rio de Janeiro
{igor,otto}@gta.ufrj.br

Abstract

This article presents the Load-Level-Based Admission Control mechanism (LLAC) proposed to provide quality of service for optical burst-switched networks. The LLAC mechanism admits bursts of a given service class according to the network load and a class-associated parameter. Based on this parameter, called load level, the proposed mechanism differentiates the burst blocking probability experienced by each service class. We develop two analytical models for the proposed mechanism and evaluate its performance for different configurations. The results show that the load-level-based mechanism reduces the blocking probability of high-priority bursts by two orders of magnitude or more depending on the analyzed scenario. In addition, compared to other similar mechanisms, the load-level-based mechanism effectively differentiates the services in all analyzed configurations, requires less states in OBS nodes, and does not suffer from priority inversion.

Keywords: Optical burst switching, quality of service, admission control.

Resumo

Este artigo apresenta o mecanismo de controle de admissão baseado no grau de ocupação (LLAC) proposto para prover qualidade de serviço para redes de comutação de rajadas ópticas (OBS). O mecanismo LLAC admite as rajadas de uma dada classe de serviço de acordo com a carga da rede e um parâmetro definido para cada classe. Com base nesse parâmetro, chamado

de grau de ocupação, o mecanismo proposto diferencia a probabilidade de bloqueio experimentada por cada classe de serviço. Dois modelos analíticos são desenvolvidos para o mecanismo proposto e seu desempenho é avaliado para diferentes configurações. Os resultados mostram que o mecanismo baseado no grau de ocupação reduz a probabilidade de bloqueio das rajadas mais prioritárias em duas ordens de magnitude ou mais, dependendo da configuração analisada. Além disso, se comparado a mecanismos similares, o mecanismo baseado no grau de ocupação diferencia efetivamente os serviços em todas as configurações analisadas, requer menos estados nos nós da rede OBS e não sofre com a inversão de prioridades.

Palavras-chave: Comutação de rajadas ópticas, qualidade de serviço, controle de admissão.

1. INTRODUÇÃO

A crescente demanda por serviços de grande largura de banda, como as aplicações multimídias e as grades de computadores, 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. 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

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

das redes WDM. Enquanto a transmissão óptica pode atingir taxas da ordem de terabits por segundo, os computadores 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 novas técnicas de transporte de dados. Uma destas técnicas é a comutação de rajadas ópticas (*Optical Burst Switching - OBS*) [10, 1].

Nas redes de comutação de rajadas ópticas, a comutação é feita somente no domínio óptico. Por isso, os nós de uma rede OBS não requerem a conversão do sinal óptico em um sinal eletrônico, como exigem as técnicas de comutação empregadas na maioria das redes WDM atuais. Sendo assim, a taxa de transporte de dados das redes WDM não é limitada devido à conversão exigida pelos computadores OEO.

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 [3]. 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 [16]. 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 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.

Neste artigo, é apresentado um mecanismo de controle de admissão para prover diferenciação de serviços em redes OBS [6, 5]. A idéia desse 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 mecanismo LLAC diferencia a probabilidade de bloqueio experimentada por cada classe de serviço. O desempenho do mecanismo proposto é avaliado analiticamente de acordo com dois modelos. Primeiramente, considera-se um modelo de um único enlace. Com esse modelo, o LLAC é avaliado de acordo com probabilidade de bloqueio e a vazão em função da carga oferecida à rede e da quantidade de tráfego de cada classe. Em seguida, considera-se o modelo multienlace desenvolvido para o mecanismo proposto [7, 8]. Tal modelo é usado para avaliar o desempenho do mecanismo proposto em uma topologia de rede real. Um modelo multienlace é necessário, pois 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. 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

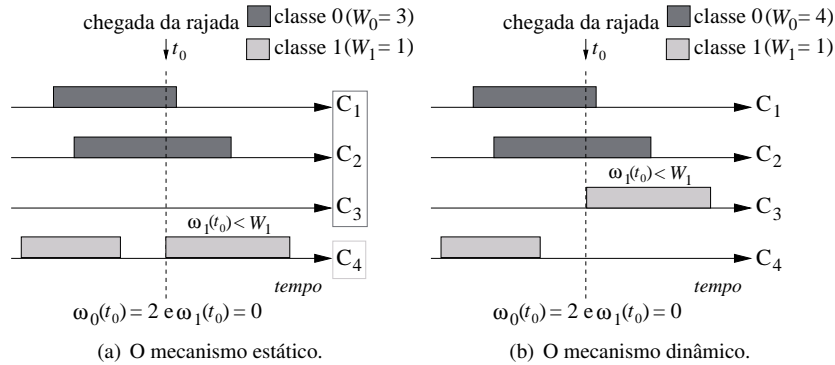


Figura 1. Um exemplo de funcionamento dos mecanismos estático e dinâmico.

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, os modelos analíticos para o LLAC são introduzidos. Em seguida, na Seção 5, o desempenho do LLAC é avaliado e comparado com o desempenho de outros dois mecanismos similares. 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 [14, 12] e também propostas baseadas na preempção de rajadas [4, 9]. 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. Essa é a idéia dos mecanismos de controle de admissão para redes OBS [13, 15]. 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.* [15] 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,

$$\omega_i(t_0) < W_i, \quad (1)$$

onde $\omega_i(t_0)$ corresponde ao número de comprimentos de onda ocupados pela classe i em t_0 . 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 . Em outras palavras, se os primeiros W_i comprimentos de onda de um enlace estão reservados para a classe i , as rajadas dessa classe só podem ocupar os comprimentos de onda $C_j \in W_i | 1 \leq j \leq W_i$. 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

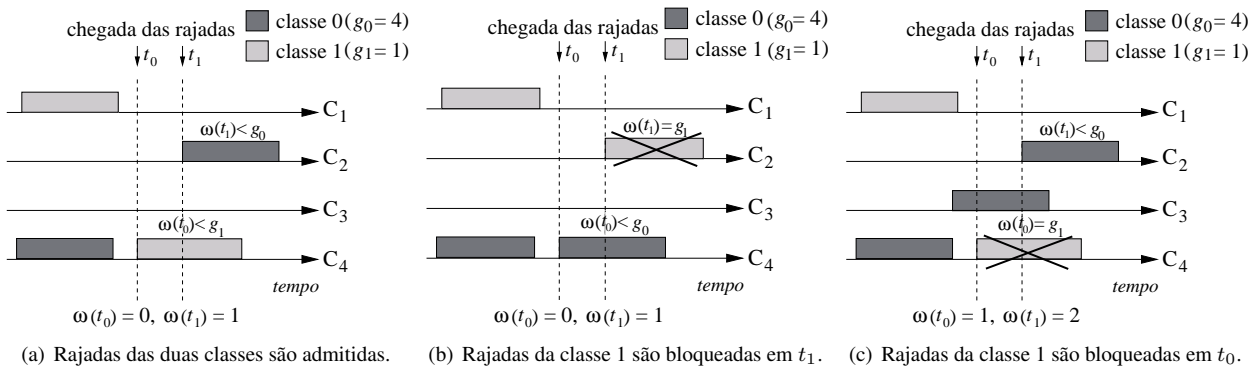


Figura 2. Exemplos de funcionamento do mecanismo LLAC proposto.

($\omega_1(t_0) < W_1$). 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.

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*) [10]. 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 [6, 5].

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 ω é menor do que o grau de ocupação g_i , ou seja,

$$\omega(t_0) < g_i. \quad (2)$$

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 2 ilustra três exemplos do funcionamento do mecanismo LLAC 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

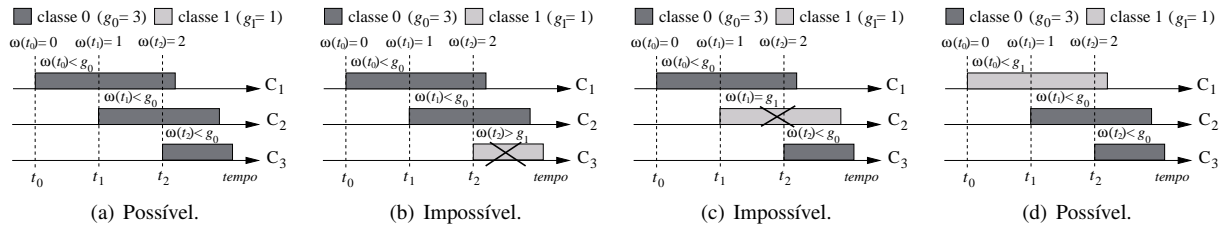


Figura 3. Possíveis seqüências de chegada de rajadas para o mecanismo LLAC.

das classes 0 e 1 são, respectivamente, $g_0 = 4$ e $g_1 = 1$. No cenário ilustrado pela Figura 2(a), quando rajadas pertencentes às classes 0 e 1 chegam respectivamente nos instantes t_0 e t_1 elas são admitidas, pois a Equação 2 é satisfeita. Por outro lado, nos cenários das Figuras 2(b) e 2(c), as rajadas da classe 1 são bloqueadas porque no instante em que chegam ao enlace já existe um comprimento de onda ocupado e o grau de ocupação definido para essa classe é $g_1 = 1$. Nos cenários da Figura 2, uma rajada pertencente à classe 1 só é admitida quando não há nenhum comprimento de onda ocupado no instante de sua chegada. Isso mostra que o LLAC é mais agressivo com a classe menos prioritária do que os mecanismos estático e dinâmico. Esses dois mecanismos admitem rajadas de acordo com o número de comprimentos de onda ocupados por cada classe em um dado enlace. O mecanismo LLAC proposto admite as rajadas com base no número total de comprimentos de onda ocupados em um enlace, sem importar qual classe ocupa qual comprimento de onda. Além disso, nesse exemplo, um nó armazena três estados com o LLAC. Se os mecanismos estático ou dinâmico fossem empregados no exemplo, um nó teria de armazenar seis estados.

O exemplo a seguir mostra como o LLAC beneficia a classe mais prioritária por ser mais agressivo com as rajadas menos prioritárias. A Figura 3 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 3(d). Por outro lado, o mecanismo dinâmico sempre admite uma rajada da classe 1 nas situações ilustradas na Figura 3. 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 ocupa-

dos 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 contra a classe 1 resulta em um melhor desempenho do LLAC, como será visto na Seção 5

4. MODELOS ANALÍTICOS PARA O MECANISMO LLAC

A solução exata para as probabilidades de bloqueio em uma rede OBS é um problema NP-completo [11]. Por isso, é necessário utilizar modelos aproximados para estimar a probabilidade de bloqueio em tais redes. Nessa seção, são desenvolvidos dois modelos analíticos para o mecanismo LLAC: um modelo de um único enlace e um modelo multienlace.

4.1. O MODELO ANALÍTICO DE UM ÚNICO ENLACE

O modelo analítico de um único enlace é uma aproximação simples e fornece uma boa estimativa para a probabilidade de bloqueio em cenários e topologias de rede específicas. Nesse modelo, considera-se que a probabilidade de bloqueio em cada enlace da rede é independente da probabilidade de bloqueio dos demais enlaces.

O modelo de um único enlace desenvolvido para o mecanismo LLAC proposto é baseado no modelo de perda de Erlang [14, 15, 4]. Para o modelo do LLAC assume-se que a chegada de rajadas da classe i a um nó da rede 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 de um enlace 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; o número de classes de serviço é n .

Um enlace 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 4, 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 ($\omega = 0, 1, 2, \dots, W$).

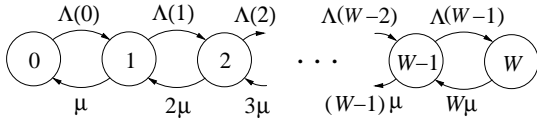


Figura 4. A transição de estados para um enlace com o LLAC.

Após a aplicação do critério de admissão, a taxa de chegada de rajadas da classe i a um enlace, dada por $\lambda_i(\omega)$, é função do número de comprimentos de onda ocupados nesse enlace. 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,

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

onde λ_i é a taxa de chegada de rajadas da classe i ao nó que admite as rajadas a serem transportadas pelo enlace.

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

$$\Lambda(\omega) = \sum_{i=0}^{n-1} \lambda_i(\omega), \quad \omega = 0, 1, 2, \dots, W-1. \quad (4)$$

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

A partir das equações de balanceamento de fluxo, derivadas do diagrama apresentado na Figura 4, é possível calcular a probabilidade em estado estacionário π_ω de cada um dos estados ω da cadeia. Sendo assim,

$$\pi_\omega = \frac{1}{\omega! \mu^\omega} \prod_{k=0}^{\omega-1} \Lambda(k) \pi_0, \quad \omega = 1, 2, 3, \dots, W \quad (5)$$

e

$$\pi_0 = \frac{1}{1 + \sum_{j=1}^W \frac{1}{j! \mu^j} \prod_{k=0}^{j-1} \Lambda(k)}. \quad (6)$$

A probabilidade, B_i , de uma rajada da classe i ser bloqueada em um dado enlace equivale à probabilidade da cadeia estar em um estado $\omega \geq g_i$ no instante da chegada

desta rajada ao enlace, onde g_i é o grau de ocupação de i . Dessa forma, a partir das Equações 5 e 6,

$$B_i(\rho_i, g_i, W) = \sum_{\omega=g_i}^W \pi_\omega = \sum_{\omega=g_i}^W \frac{\frac{1}{\omega! \mu^\omega} \prod_{k=0}^{\omega-1} \Lambda(k)}{1 + \sum_{j=1}^W \frac{1}{j! \mu^j} \prod_{k=0}^{j-1} \Lambda(k)}, \quad (7)$$

onde ρ_i é a carga oferecida ao enlace pela classe i , que é dada por $\rho_i = \lambda_i / \mu$.

A partir da Equação 7, também é possível determinar a vazão V , referente às rajadas de todas as n classes de serviço, em um enlace. A vazão é a parcela da carga oferecida ao enlace que é admitida pelo LLAC. Logo,

$$V = \sum_{i=0}^{n-1} \rho_i \cdot (1 - B_i(\rho_i, g_i, W)). \quad (8)$$

4.2. O MODELO ANALÍTICO MULTIENTLACE

Considerar um modelo analítico de um único enlace é uma alternativa amplamente utilizada e fornece uma boa aproximação para o comportamento de uma rede OBS. 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. 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 pode não refletir o comportamento real desses mecanismos e ainda levar ao superdimensionamento da rede. Nesta seção, apresenta-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.* [11].

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 .

Assim como para o modelo de um único enlace, um enlace v é modelado com uma fila $M/M/W/W$, onde W é a capacidade de um enlace em comprimentos de onda. Cada enlace é representado por uma cadeia de Markov de parâmetro contínuo, na qual cada estado ω representa o número de comprimentos de onda ocupados em v em um determinado instante ($\omega = 0, 1, 2, \dots, W$).

A diferença entre os modelos multienlace e de um único enlace está na forma como a taxa de chegada de rajadas a um enlace é calculada. No modelo multienlace, a taxa de chegada de rajadas da classe i ao enlace v , $\lambda_{i,v}(\omega)$, é dada por

$$\lambda_{i,v}(\omega) = \begin{cases} \lambda_{i,v}, & \text{se } \omega < g_i \\ 0, & \text{se } \omega \geq g_i \end{cases}, \quad (9)$$

que é semelhante à Equação 3 definida para o modelo de um único enlace. Porém, na Equação 9 para o modelo multienlace, a taxa de chegada de rajadas da classe i ao nó que admite as rajadas a serem transportadas pelo enlace v , $\lambda_{i,v}$, é dada por

$$\lambda_{i,v} = \sum_{r \in R, v \in r} \lambda_{i,r} \prod_{u=1}^L (1 - I(u, v, r) \cdot B_{i,u}(\rho_{i,u}, g_i, W)). \quad (10)$$

A Equação 10 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 $B_{i,u}(\rho_{i,u}, g_i, W)$.

Os dois passos seguintes são semelhantes aos do modelo de um único enlace. A taxa total de chegada de rajadas oferecida a um enlace v , $\Lambda_v(\omega)$, é dada por

$$\Lambda_v(\omega) = \sum_{i=0}^{n-1} \lambda_{i,v}(\omega), \quad \omega = 0, 1, 2, \dots, W - 1, \quad (11)$$

e a partir das equações de balanceamento de fluxo, determinam-se as probabilidades em estado estacionário π_ω de cada um dos estados ω da cadeia. Uma vez calculadas essas probabilidades, tem-se que a probabilidade,

$B_{i,v}$, de uma rajada da classe i ser bloqueada em um enlace v é dada por

$$\begin{aligned} B_{i,v}(\rho_{i,v}, g_i, W) &= \sum_{\omega=g_i}^W \pi_\omega \\ &= \sum_{\omega=g_i}^W \frac{\frac{1}{\omega! \mu^\omega} \prod_{k=0}^{\omega-1} \Lambda_v(k)}{1 + \sum_{j=1}^W \frac{1}{j! \mu^j} \prod_{k=0}^{j-1} \Lambda_v(k)}, \end{aligned} \quad (12)$$

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

A Equação 12 modela o comportamento de apenas um enlace. Como o objetivo do modelo multienlace é avaliar o comportamento de toda a rede, é necessário derivar as duas seguintes equações. 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

$$B_i(r) = 1 - \prod_{u \in r} (1 - B_{i,u}(\rho_{i,u}, g_i, W)) \quad (13)$$

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

$$B_i = \frac{1}{\alpha_i} \sum_{r \in R} \lambda_{i,r} \cdot B_i(r), \quad (14)$$

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 [11]. 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

$$T(B_i) = (T_{i,1}(B_i), T_{i,2}(B_i), T_{i,3}(B_i), \dots, T_{i,L}(B_i)), \quad (15)$$

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 foram desenvolvidos 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.* [15] e não são apresentados neste artigo em virtude do espaço reduzido.

5. RESULTADOS

Diversos parâmetros influenciam o desempenho dos mecanismos de controle de admissão de rajadas. A carga oferecida e a quantidade de tráfego de cada classe de serviço são alguns desses parâmetros que afetam a probabilidade de bloqueio de uma rajada e a vazão da rede. Nesta seção, o desempenho do mecanismo proposto LLAC 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 [2]. 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. 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. Sendo assim, a taxa de transmissão média de cada comprimento de onda corresponde a $\mu = 1000$ rajadas por segundo.

5.1. MODELO DE UM ÚNICO ENLACE

Nesta seção, os cenários usados para avaliar o desempenho dos três mecanismos – o estático, o dinâmico e o LLAC – são compostos por um único nó, responsável pela admissão das rajadas oferecidas a um único enlace. Para esse cenário, os três mecanismos são avaliados em função da carga oferecida à rede e da quantidade de tráfego de cada classe de serviço. 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 duas configurações. Na configuração mais agressiva as rajadas da classe 1 podem ocupar até 25% dos comprimentos de onda do enlace e na configuração menos agressiva até 75%. A Tabela 1 contém um resumo dos parâmetros usados nessas configurações para os três mecanismos. Na configuração mais agressiva, o desempenho do mecanismo estático não foi avaliado, pois a classe 1 teria mais comprimentos reservados do que a classe 0.

Tabela 1. Parâmetros para as configurações analisadas.

	LLAC ($g_0 - g_1$)	Dinâmico ($W_0 - W_1$)	Estático ($W_0 - W_1$)
Mais agressiva	16 - 4	16 - 4	12 - 4
Menos agressiva	16 - 12	16 - 12	-

Impacto da Carga Oferecida: Para avaliar o impacto da carga oferecida à rede na probabilidade de bloqueio de cada classe de serviço e na vazão, 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 qualidade de serviço, como, por exemplo, voz e vídeo, seria responsável por 30% do tráfego total oferecido à rede. As duas configurações de agressividade contra a classe 1 descritas anteriormente são analisadas.

A Figura 5 mostra a probabilidade de bloqueio e a vazão para os três mecanismos e para a rede sem diferenciação de serviços nas configurações mais e menos agressiva. Nas duas configurações, as curvas de probabilidade de bloqueio crescem com o aumento da carga oferecida à rede. Além disso, a curva da rede sem diferenciação de serviços está sempre entre as curvas das classes mais prioritária, a curva sempre abaixo, e menos prioritária, a curva sempre acima. Esse é o efeito convencional da diferenciação de serviços.

De acordo com as Figuras 5(a) e 5(b), em todas as configurações analisadas, o mecanismo LLAC proposto proporciona uma menor probabilidade de bloqueio para as rajadas da classe 0, à medida que a carga oferecida à rede aumenta. Por exemplo, na configuração mais agressiva, ilustrada na Figura 5(a), quando a carga oferecida é igual a 1,0 erlang, a probabilidade de bloqueio da classe 0

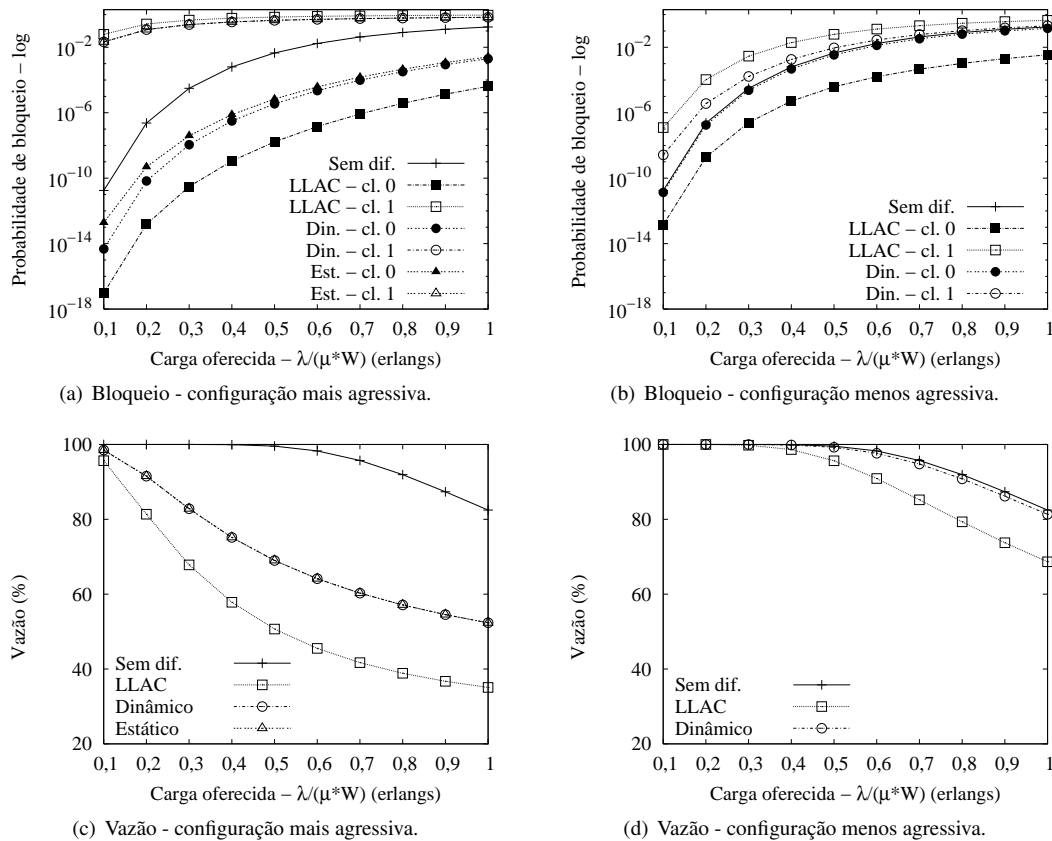


Figura 5. Impacto da carga oferecida.

com o LLAC é da ordem de 10^{-5} . Para os outros dois mecanismos, a probabilidade de bloqueio da classe 0 é da ordem de 10^{-3} , uma diferença de duas ordens de magnitude. Para a mesma carga oferecida, a probabilidade de bloqueio da classe 1 com o LLAC é apenas 37% maior do que a proporcionada pelo mecanismo estático ou pelo mecanismo dinâmico. Esse melhor desempenho do LLAC pode ser explicado pelo critério de admissão adotado, que considera o número total de comprimentos de onda ao invés do número de comprimentos de onda ocupados por cada classe. Uma vez que o LLAC admite um menor número de rajadas da classe 1, a probabilidade de uma rajada pertencente à classe 0 encontrar um comprimento de onda ocupado em dado instante t é menor do que nos outros dois mecanismos analisados.

A Figura 5 também mostra que o LLAC diferencia efetivamente a probabilidade de bloqueio experimentada pelas classes de serviço à medida que a agressividade contra a classe 1 é reduzida. Por outro lado, a diferenciação de serviço proporcionada pelo mecanismo dinâmico é degradada. Por exemplo, na configuração menos agressiva ilustrada na Figura 5(b), à medida que a carga oferecida aumenta, as probabilidades de bloqueio das classes 0 e 1 proporcionadas pelo mecanismo dinâmico tendem

à probabilidade de bloqueio da rede sem diferenciação. Diferentemente, com o mecanismo LLAC proposto, a probabilidade de bloqueio experimentada pela classe 0 é aproximadamente 120 vezes menor do que a experimentada pela classe 1 na situação de mais alta carga oferecida à rede. Na configuração mais agressiva, Figura 5(a), a probabilidade de bloqueio proporcionada pelo mecanismo dinâmico é maior do que a proporcionada pelo mecanismo estático, mas, devido à escala, as curvas estão sobrepostas.

A melhor diferenciação obtida com o LLAC acarreta na redução da vazão da rede, como mostram as Figuras 5(c) e 5(d). A vazão é dada pelo valor percentual da razão entre as rajadas admitidas e as oferecidas. Para todas as configurações o melhor caso é dado pela curva da rede sem diferenciação. No caso de uma carga oferecida de 1,0 erlang, esse valor corresponde a 82%. Para a mesma carga oferecida na configuração mais agressiva, a vazão proporcionada pelos mecanismos estático e dinâmico é igual a 52% enquanto que a proporcionada pelo LLAC é igual a 35%. Entretanto, é possível notar que quanto menor a agressividade contra a classe 1, maior a vazão, uma vez que a maior parte das rajadas oferecidas pertence a essa classe. Também é possível notar pela

Figura 5(d) que a diferença entre a vazão proporcionada pelo LLAC e a proporcionada pelos outros mecanismos é reduzida à medida que a agressividade contra a classe 1 também é reduzida. Por exemplo, na configuração menos agressiva para a carga de 1,0 erlang, o LLAC diferencia efetivamente os serviços e proporciona uma vazão apenas 13% menor do que a vazão da rede sem diferenciação.

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 0,5 erlangs. Assim como na avaliação da seção anterior, consideram-se duas configurações de agressividade contra a classe 1.

A Figura 6 mostra a probabilidade de bloqueio e a vazão da rede para os três mecanismos e para a rede sem diferenciação de serviço. As curvas para a rede sem diferenciação correspondem ao ponto (0, 5; $4,5 \times 10^{-3}$) das Figuras 5(a) e 5(b) e ao ponto (0, 5; 99.5) das Figuras 5(c) e 5(d). Para todas as configurações, mesmo com o aumento da quantidade de tráfego mais prioritário, o LLAC proporciona uma menor probabilidade de bloqueio para as rajadas da classe 0 em comparação com os outros mecanismos analisados. Isso resulta em uma melhor diferenciação das classes de serviço. Quanto maior a quantidade de tráfego mais prioritário, menor a probabilidade de bloqueio da classe 0 proporcionada pelo LLAC. Isso ocorre, pois nessa situação mais rajadas da classe 0 disputam os recursos da rede e o mecanismo proposto beneficia as rajadas dessa classe. Por exemplo, considerando a configuração menos agressiva, ilustrada na Figura 6(b), a diferença entre as probabilidades de bloqueio proporcionadas pelo LLAC para as classes 0 e 1 é de aproximadamente cinco ordens de magnitude, quando 10% das rajadas pertencem à classe 0. Essa diferença permanece igual a uma ordem de magnitude mesmo quando 90% das rajadas pertencem à classe 0. Além disso, para o LLAC, à medida que a quantidade de tráfego mais prioritário aumenta a vazão da rede também aumenta, uma vez que o mecanismo proposto proporciona uma menor probabilidade de bloqueio para as rajadas da classe 0. Por exemplo, na configuração menos agressiva representada pela Figura 6(d), a vazão com o LLAC alcança seu valor máximo quando 90% das rajadas são da classe 0. Nessa situação, a vazão da rede com o LLAC é igual a 98,74%.

As Figuras 6(a) e 6(b) também mostram que o mecanismo LLAC é o único que permanece diferenciando efetivamente os serviços independentemente da quantidade de tráfego mais prioritário e da agressividade contra a classe menos prioritária. Para o mecanismo dinâmico, a probabilidade de bloqueio das duas classes tende ao valor da probabilidade de bloqueio para a rede sem

diferenciação. Por exemplo, para a configuração mais agressiva, ilustrada pela Figura 6(a), as probabilidades de bloqueio das duas classes tendem ao valor $4,5 \times 10^{-3}$. De acordo com a Figura 5(a), esse valor é o mesmo para a probabilidade de bloqueio proporcionada pela rede sem diferenciação de serviço quando a carga oferecida é 0,5 erlangs. Portanto, a partir desse ponto, a função de diferenciação não é mais efetiva e o mecanismo dinâmico passa a funcionar como uma rede sem diferenciação. Tal efeito também reflete na vazão da rede, como mostram as Figuras 6(c) e 5(d). Como a diferenciação é degradada, o mecanismo dinâmico tende a funcionar como uma rede sem diferenciação e, conseqüentemente, a vazão se aproxima da máxima. É possível observar também que o desempenho do mecanismo estático depende fortemente da quantidade de tráfego gerada por cada classe. Para a configuração mais agressiva, apresentada na Figura 6(a), quando o percentual de rajadas da classe 0 é igual ou superior a 85% do tráfego total, a probabilidade de bloqueio da classe 0 se torna maior do que a probabilidade de bloqueio da classe 1. Esse fenômeno é conhecido como inversão de prioridades.

5.2. MODELO MULTIENTLACE

Nesta seção, utilizam-se os modelos multientlaces 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. A análise está dividida em duas partes. Na primeira, verifica-se a eficácia do modelo multientlace 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 contra a classe menos prioritária. Os parâmetros de configuração usados para cada mecanismo são os mesmos da Tabela 1. Para todos os pontos das curvas apresentadas nas Seções 5.2.2 e 5.2.3, calcula-se o intervalo de confiança para um nível de confiabilidade de 95%.

5.2.1. A Eficácia do Modelo Multientlace: Para verificar a eficácia do modelo multientlace 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 multientlace para estimar com eficácia a probabilidade de bloqueio de rajadas. Na análise, compara-se o modelo multientlace, 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 en-

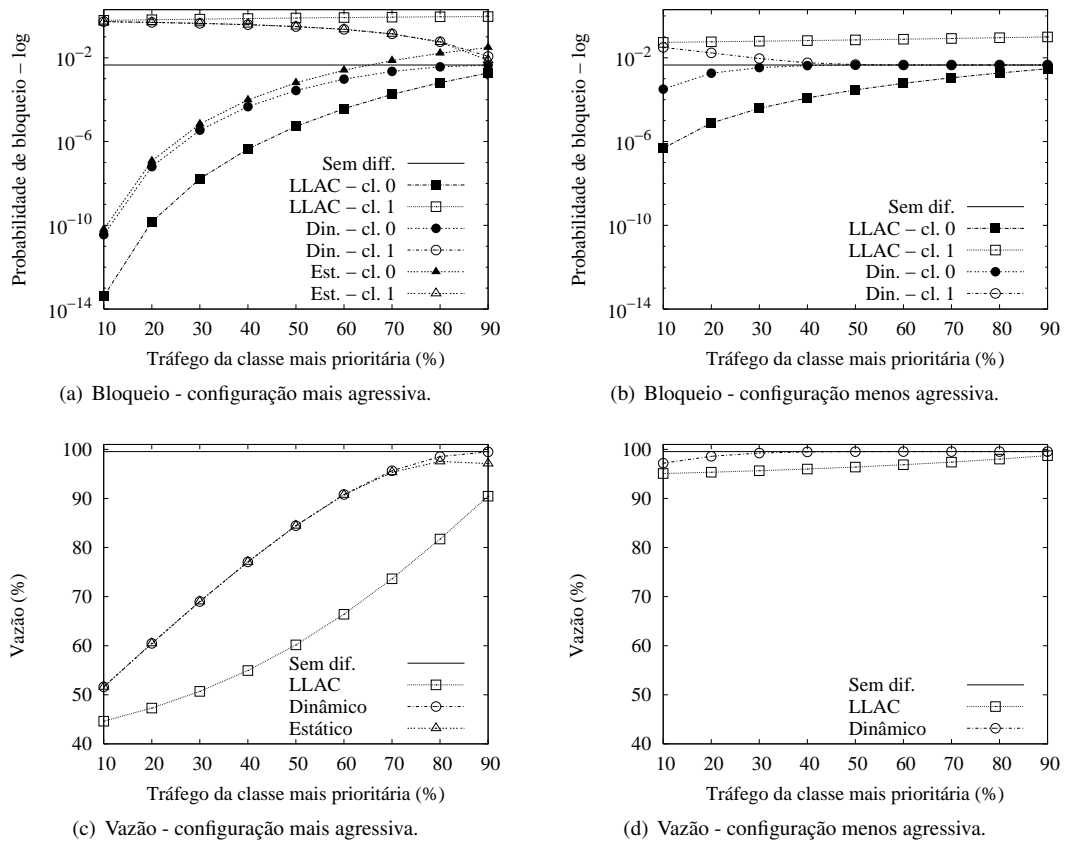


Figura 6. Impacto da quantidade de tráfego de cada classe.

lace, obtém-se que a probabilidade de bloqueio de rajadas de uma dada classe i é estimada por

$$B_i = 1 - (1 - B_{i,v})^d, \quad (16)$$

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 7, 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.

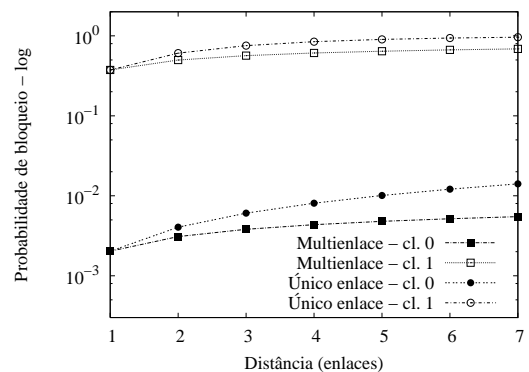


Figura 7. A eficácia dos modelos de um único enlace e multienlace.

5.2.2. Impacto da Carga Oferecida: Para representar um cenário multienlace, escolheu-se a rede NSFNET. Tal rede, ilustrada na Figura 8, é composta por 16 nós e 50 enlaces unidirecionais. O peso atribuído a cada en-

lace representa o comprimento dos enlaces em unidades de 10 km.

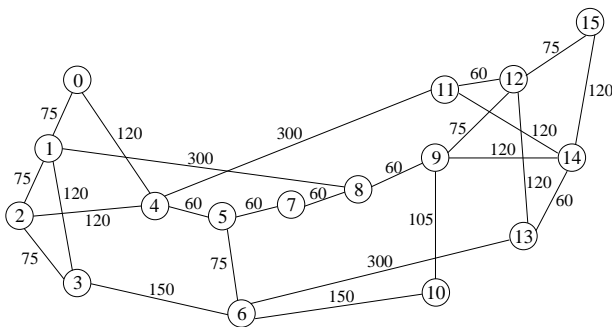


Figura 8. A rede NSFNET.

O desempenho dos mecanismos depende do número de fluxos de rajadas e também da origem e do destino de cada fluxo. Portanto, 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. O caminho mais curto para cada par origem-destino é calculado através do algoritmo de Dijkstra, de acordo com o peso de cada enlace. Uma vez calculadas as rotas, executa-se o procedimento de iterações sucessivas, descrito na Seção 4.2, 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 [2] 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. São analisadas duas configurações de agressividade contra a classe 1 como na Seção 5.1. Nas configurações mais e menos agressivas, as rajadas da classe 1 podem ocupar, respectivamente, até 25% e 75% dos comprimentos de onda de cada enlace da rede.

Na configuração mais agressiva, como mostra a Figura 9(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 é reduzida, uma vez que o LLAC admite menos rajadas da classe 1 do que os outros mecanismos. 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 9(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 1,0 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. Como os nós mais próximos da origem bloqueiam mais rajadas da classe 1, a carga oferecida por essa classe aos nós seguintes é menor.

Para a configuração menos agressiva, os resultados mostrados na Figura 9(b) confirmam que o LLAC é o único que efetivamente diferencia a probabilidade de bloqueio experimentada pelas classes de serviço, mesmo com a redução de agressividade contra a classe 1. Entretanto, o preço pago pelo melhor desempenho do LLAC é o estrangulamento da classe 1 quando a carga oferecida é maior que 0,6 erlangs. Nessa configuração, a probabilidade de bloqueio da classe 1 com o LLAC não decresce à medida que a carga oferecida aumenta. Uma vez que a agressividade contra 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 serviço proporcionada pelo mecanismo dinâmico é degradada. Em virtude do critério de admissão que adota, tal mecanismo é mais sensível ao aumento da carga oferecida quando se torna menos agressivo com a classe 1. Nessa configuração, mesmo quando a carga oferecida é baixa, observa-se que o mecanismo dinâmico não diferencia adequadamente os

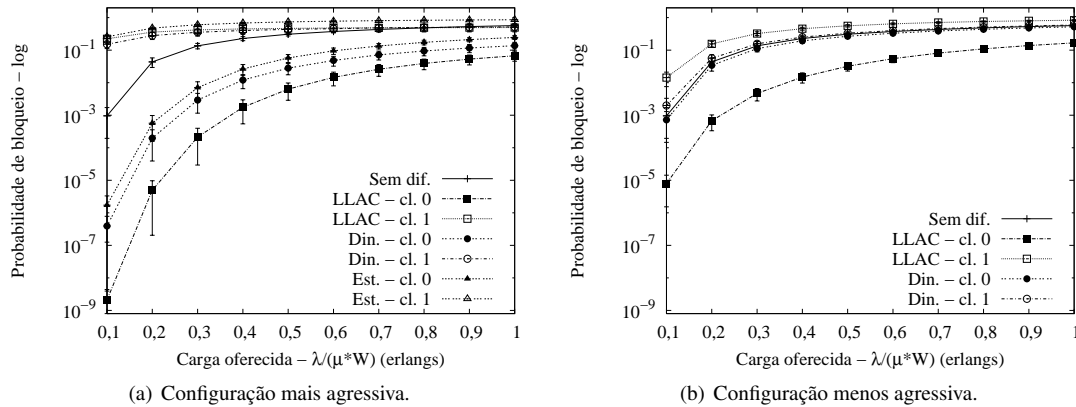


Figura 9. Probabilidade de bloqueio em função da carga oferecida.

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.

5.2.3. 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 contra 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 10, 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} . Esses 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 quatro 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 contra a classe menos prioritária.

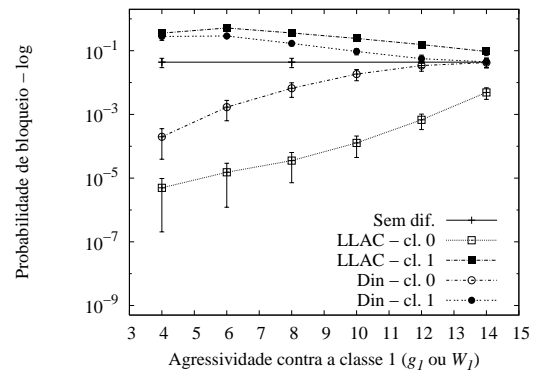


Figura 10. A efetividade dos mecanismos de controle de admissão.

6. CONCLUSÃO

Neste artigo, apresentou-se o mecanismo de controle de admissão baseado no grau de ocupação (LLAC) proposto para prover diferenciação de serviços em redes de comutação de rajadas ópticas (OBS). O LLAC admite as rajadas de uma dada classe de serviço de acordo com a carga da rede e um parâmetro associado a cada classe, chamado de grau de ocupação. Para o LLAC, foram derivados modelos analíticos para um e múltiplos enlaces.

Em comparação com outros mecanismos similares, o LLAC proporciona uma menor probabilidade de bloqueio para as rajadas mais prioritárias em todas as configurações analisadas. Além disso, o mecanismo proposto diferencia efetivamente a probabilidade de bloqueio experimentada pelas classes de serviço, mesmo quando a carga ofer-

ecida à rede e a quantidade de tráfego mais prioritário aumentam e a agressividade contra a classe menos prioritária diminui. Como visto nas análises, os mecanismos estático e dinâmico podem proporcionar à classe mais prioritária uma probabilidade de bloqueio igual ou superior à da classe menos prioritária. Essa inversão de prioridades não ocorre com o mecanismo proposto. A melhor diferenciação proporcionada pelo LLAC 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 contra a classe menos prioritária.

Também se verificou a eficácia do modelo multienlace desenvolvido. 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%.

Referências

- [1] T. Battestilli e H. Perros. An introduction to optical burst switching. *IEEE Communications Magazine*, 41(8):S10–S15, agosto de 2003.
- [2] E. de Souza e Silva e R. M. M. Leão. The TANGRAM-II environment. Em *XI International Conference on Modelling Tools and Techniques for Computer and Communication System Performance Evaluation - TOOLS*, páginas 366–369, março de 2000.
- [3] M. Fawaz, B. Daheb, O. Audouin, M. Du-Pond e G. Pujolle. Service level agreement and provisioning in optical networks. *IEEE Communications Magazine*, 42(1):36–43, janeiro de 2004.
- [4] W. Liao e C-H. Loi. Providing service differentiation for optical-burst-switched networks. *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, 22(7):1651–1660, julho de 2004.
- [5] I. M. Moraes e O. C. M. B. Duarte. An efficient multiclass mechanism for optical burst-switching networks. Em *IEEE/CreateNet International Workshop on Optical Burst/Package Switching - WOBS*, páginas 160–169, outubro de 2005.
- [6] I. M. Moraes e O. C. M. B. Duarte. Um mecanismo de controle de admissão para provisão de serviços diferenciados em redes de rajadas ópticas. Em *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBRC*, maio de 2005.
- [7] I. M. Moraes e O. C. M. B. Duarte. Uma avaliação multienlace do mecanismo de controle de admissão baseado no grau de ocupação em redes ópticas. Em *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBRC*, páginas 147–160, maio de 2007.
- [8] I. M. Moraes e O. C. M. B. Duarte. Multilink performance of the load-level-based admission control mechanism for OBS networks. Em *IEEE International Conference on Communications - ICC*, maio de 2008.
- [9] J. Phuritakul, Y. Ji e Y. Zhang. Blocking probability of a preemption-based bandwidth-allocation scheme for service differentiation in OBS networks. *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, 24(8):2986–2993, agosto de 2006.
- [10] C. Qiao e M. Yoo. Optical Burst Switching - a new paradigm for an optical Internet. *Journal of High Speed Networks*, 8(1):69–84, janeiro de 1999.
- [11] Z. Rosberg, H. L. Vu, M. Zukerman e J. White. Performance analyses of optical burst-switching networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 21(7):1187–1197, setembro de 2003.
- [12] T. Tachibana e S. Kasahara. Burst-cluster transmission: service differentiation mechanism for immediate reservation in optical burst switching networks. *IEEE Communications Magazine*, 44(5):46–55, maio de 2006.
- [13] J. Wan, Y. Zhou, X. Sun e M. Zhang. Guaranteeing quality of service in optical burst switching networks based on dynamic wavelength routing. *Optics Communications*, 220:85–95, março de 2003.
- [14] M. Yoo, C. Qiao e S. Dixit. QoS performance of optical burst switching in IP-over-WDM networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(10):2062–2071, outubro de 2000.
- [15] Q. Zhang, V. M. Vokkarane, J. P. Jue e B. Chen. Absolute QoS differentiation in optical burst-switched networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 22(9):2062–2071, novembro de 2004.
- [16] A. Ziviani, J. F. de Rezende e O. C. M. B. Duarte. Evaluating the expedited forwarding of voice traffic in a differentiated services network. *International Journal of Communication Systems*, 15(9):799–813, novembro de 2002.