

Um Mecanismo de Controle de Admissão para Provisão de Serviços Diferenciados em Redes de Rajadas 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
<http://www.gta.ufrj.br>

{igor,otto}@gta.ufrj.br

Abstract. *In this paper, we propose a new admission control mechanism for providing QoS in optical burst-switching networks (OBS). The proposed mechanism admits bursts of a given service class according to network load and a class-associated parameter. Based on this parameter, referred as load level, it is possible to differentiate the burst blocking probability experienced by each service class. We also develop an analytical model for the proposed mechanism and validate this model through simulation. Different scenarios are tested by varying the offered load and the traffic amount of each service class. The results show that the proposed mechanism effectively differentiates the services in all analyzed scenarios and always provides a lower blocking probability for the high-priority class bursts in comparison with other similar admission control mechanisms.*

Resumo. *Neste trabalho, é proposto um novo mecanismo de controle de admissão para provisão de qualidade de serviço em redes de comutação de rajadas ópticas. O mecanismo proposto admite as rajadas de cada classe de serviço de acordo com a ocupação da rede. Para isso, um parâmetro denominado grau de ocupação é definido para cada classe. A partir deste parâmetro, é possível diferenciar a probabilidade de bloqueio experimentada por cada uma das classes. Para o mecanismo proposto, é desenvolvido um modelo analítico, validado por simulações. Testes são realizados em diferentes cenários, variando a carga oferecida e a parcela do tráfego correspondente a cada classe. Em comparação com outros mecanismos de controle de admissão similares, o mecanismo proposto é o único que mantém a diferenciação de serviços para todos os cenários analisados e sempre proporciona uma menor probabilidade de bloqueio para a classe de maior prioridade.*

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

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

um sinal eletrônico, o uso destes comutadores limita a taxa de transporte de dados das redes WDM. Enquanto a transmissão óptica pode atingir taxas da ordem de terabits por segundo, os comutadores eletrônicos atuais são capazes de realizar a comutação em taxas de até algumas dezenas de gigabits por segundo. Sendo assim, para que a largura de banda oferecida pelas redes WDM possa ser usada de forma eficiente são necessárias técnicas de transporte de dados totalmente ópticas incluindo a comutação óptica. Uma destas técnicas é a comutação de rajadas ópticas (*Optical Burst Switching - OBS*) [Qiao e Yoo, 1999, Battestilli e Perros, 2003].

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

Nas redes OBS, os pacotes, com o mesmo endereço de destino, são agregados em rajadas pelos nós de borda da rede antes de serem transmitidos. Previamente à transmissão de uma rajada, um pacote de controle é enviado em um canal de sinalização fora-da-banda. O conteúdo do pacote de controle depende do protocolo de reserva de recursos usado na rede [Battestilli e Perros, 2003]. Ao chegar a um comutador pertencente ao caminho entre a fonte e o destino, o pacote de controle é convertido e tratado eletronicamente. Em seguida, se possível, os recursos necessários à rajada são alocados pelo comutador. Do contrário, se não existem recursos disponíveis, a rajada é bloqueada. De acordo com o protocolo de reserva de recursos utilizado, pode ser necessário ou não o envio da confirmação de alocação de recursos.

Um dos desafios das redes OBS é a provisão de qualidade de serviço (*Quality of Service - QoS*). Apesar da abundância de banda passante, atualmente um enlace possui no máximo algumas dezenas de comprimentos de onda. Como, durante a sua transmissão, uma rajada ocupa um comprimento de onda, ou uma fração deste, algumas rajadas serão bloqueadas dependendo da carga oferecida à rede. É importante destacar também, que os mecanismos de QoS existentes foram propostos para redes de comutação de pacotes e, em sua maioria, são baseados no gerenciamento de *buffers* eletrônicos [Ziviani et al., 2002]. Para utilizar estes mecanismos em redes de comutação de rajadas, é necessário converter o sinal óptico para o domínio eletrônico em cada nó intermediário, o que limita a taxa de transporte de dados. Além disso, ainda não existem memórias RAM (*Random Access Memory*) ópticas. As rajadas só podem ser atrasadas com o uso de linhas de atraso (*Fiber Delay Lines - FDLs*) [Yoo et al., 2000]. Portanto, é necessário desenvolver mecanismos específicos de qualidade de serviço para redes OBS.

Neste trabalho é proposto um mecanismo de controle de admissão de rajadas baseado na ocupação da rede. Para isso, define-se um *grau de ocupação* para cada classe de serviço. O grau de ocupação indica o número máximo de comprimentos de onda, que podem ser ocupados pelas rajadas de uma dada classe, em um determinado enlace. Sendo assim, uma rajada só é admitida se o número de comprimentos de onda ocupados, no instante da chegada desta rajada a um nó, for inferior ao grau de ocupação da classe de serviço, a qual esta rajada pertence. Conseqüentemente, quanto maior o grau de ocupação de uma classe, menor é a probabilidade de uma rajada pertencente a esta classe ser bloqueada. É importante ressaltar que para o mecanismo proposto, não importa a qual classe pertence a rajada que ocupa um comprimento de onda. O importante é determinar quantos

comprimentos estão ocupados, independentemente da classe a qual pertencem as rajadas que os ocupam. Com isso, os nós da rede só precisam armazenar o grau de ocupação de cada classe e o número de comprimentos ocupados em um enlace.

Para o mecanismo proposto, foi desenvolvido um modelo analítico, baseado no modelo de perda de Erlang. A partir do modelo analítico, comparou-se a proposta deste trabalho com outros dois mecanismos de controle de admissão propostos por Zhang *et al.* [Zhang et al., 2004]. As métricas usadas na comparação são a probabilidade de bloqueio experimentada pelas classes de serviço e a carga efetiva. Os resultados obtidos mostram que o mecanismo proposto é o único que mantém a diferenciação de serviços em todos os cenários analisados e sempre proporciona uma menor probabilidade de bloqueio para a classe de maior prioridade.

Este trabalho está organizado da seguinte forma. Na Seção 2 são apresentadas algumas propostas para prover serviços diferenciados em redes OBS. O funcionamento dos mecanismos de controle de admissão propostos por Zhang *et al.* [Zhang et al., 2004] é brevemente descrito na Seção 3. Na Seção 4 é apresentado o mecanismo de controle de admissão de rajadas proposto neste trabalho. O desenvolvimento do modelo analítico para o mecanismo proposto é mostrado na Seção 5. Detalhes referentes à análise dos resultados são abordados na Seção 6. Por fim, na Seção 7 são apresentadas as conclusões sobre este trabalho e os comentários sobre trabalhos futuros.

2. Trabalhos Relacionados

Existe uma série de trabalhos com propostas de mecanismos para prover diferenciação de serviços em redes de comutação de rajadas [Yoo et al., 2000, Wan et al., 2003, Liao e Loi, 2004, Zhang et al., 2004].

Yoo *et al.* [Yoo et al., 2000] propõem uma adaptação ao protocolo de reserva de recursos JET (*Just-Enough Time*) [Qiao e Yoo, 1999]. A cada classe de serviço é associado um *offset* diferente. O *offset* é o intervalo de tempo entre o envio do pacote de controle e o envio da rajada. A idéia básica é, portanto, aumentar o *offset* das rajadas das classes de maior prioridade. Com isso, os nós possuem um maior intervalo de tempo para alocar os recursos necessários e, assim, a probabilidade de bloqueio de uma rajada das classes de maior prioridade é reduzida. Porém, como as rajadas de maior prioridade, em sua maioria, contêm pacotes de mídias com restrições de tempo, como voz e vídeo, o aumento do *offset* provoca o aumento da latência fim-a-fim. Desta forma, dependendo do tamanho da rajada e do grau de isolamento entre as classes de serviço, a qualidade da aplicação pode ser degradada.

A proposta apresentada por Zhang *et al.* é composta por dois mecanismos de controle de admissão de rajadas: um estático e outro dinâmico [Zhang et al., 2004]. Ambos se baseiam no número de comprimentos de onda ocupados por uma dada classe de serviço. Para cada uma das classes, é reservado um conjunto de comprimentos de onda. Se todos os comprimentos de onda designados para uma classe estão ocupados, as rajadas desta classe são bloqueadas. Tanto no mecanismo estático quanto no dinâmico, para que um nó saiba quantos comprimentos de onda estão ocupados por uma dada classe, é necessário armazenar a informação sobre qual classe de serviço está ocupando qual comprimento de onda. Isto acarreta em um número grande de estados armazenados pelos nós da rede.

Wan *et al.* também propõem um mecanismo de controle de admissão baseado na ocupação de cada classe de serviço [Wan et al., 2003]. Para uma dada classe, o número de comprimentos de onda varia dentro de uma cota pré-determinada. Os limites inferior e superior da cota são calculados com base na proporção do tráfego de cada classe e nos parâmetros de QoS. Para que o mecanismo seja implementado, Wan *et al.* sugerem uma

mudança na arquitetura das redes OBS. Dessa forma, uma rede OBS passaria a ter um nó central responsável pela admissão das rajadas e pelo envio da confirmação de reserva de recursos. Isto introduziria um ponto central de falha e aumentaria o tempo entre a reserva de recursos e transmissão de uma rajada.

3. Mecanismos de Controle de Admissão de Rajadas

Nesta seção são apresentados os mecanismos de controle de admissão estático e dinâmico, propostos para prover qualidade de serviço em redes OBS. Ambos os mecanismos assumem o uso do protocolo de reserva de recursos JET, são implementados em todos os nós da rede OBS e consideram que cada rajada ocupa um comprimento de onda durante a sua transmissão [Zhang et al., 2004].

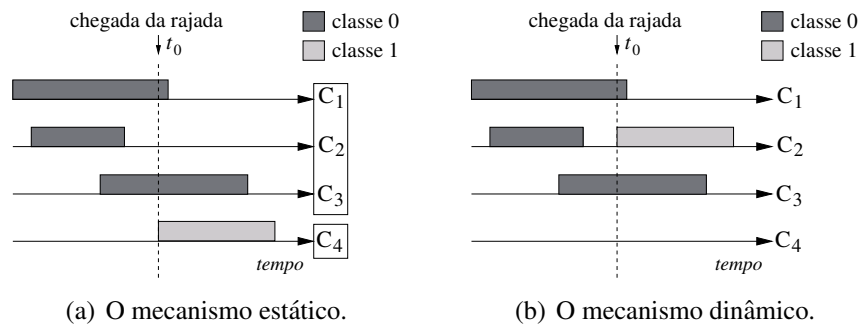


Figura 1: Um exemplo de funcionamento dos mecanismos estático e dinâmico.

3.1. O Mecanismo Estático

No mecanismo estático, um conjunto fixo de comprimentos de onda W_i , em um dado enlace, é reservado para as rajadas de uma determinada classe de serviço i . Ou seja, supondo que os primeiros W_i comprimentos de onda de um enlace tenham sido reservados para a classe i , as rajadas desta classe só podem ocupar os comprimentos de onda C_1, C_2, \dots, C_{W_i} . Portanto, é necessário armazenar quais comprimentos de onda estão reservados para cada uma das classes de serviço.

A Figura 1(a) mostra um exemplo de funcionamento do mecanismo estático para duas classes de serviço e um enlace com quatro comprimentos de onda ($W = 4$). A classe 0 é a mais prioritária e possui um conjunto de três comprimentos de onda reservados para as suas rajadas ($W_0 = 3$ com C_1, C_2 e C_3 reservados). Já para a classe 1 é destinado apenas um comprimento de onda ($W_1 = 1$ com C_4 reservado). Na situação ilustrada na Figura 1(a), quando uma rajada da classe 1 chega no instante t_0 , ela só pode ocupar o comprimento de onda C_4 .

3.2. O Mecanismo Dinâmico

No mecanismo dinâmico, ao invés de um conjunto, um número fixo de comprimentos de onda W_i , é reservado para as rajadas de uma determinada classe de serviço i . Sendo assim, uma rajada da classe i pode ocupar qualquer comprimento de onda, desde que o número de comprimentos ocupados pelas rajadas da classe i seja menor de que W_i . Para garantir que o número de comprimentos de onda ocupados por rajadas da classe i não exceda o valor máximo W_i , um nó OBS tem que armazenar quais comprimentos estão ocupados por rajadas pertencentes à classe i . É necessário, portanto, armazenar estados relativos a cada comprimento de onda e a cada classe de serviço.

A Figura 1(b) mostra um exemplo de funcionamento do mecanismo dinâmico em um cenário semelhante ao do exemplo para o mecanismo estático. A classe 0 é a mais prioritária e as suas rajadas podem ocupar até três comprimentos de onda ($W_0 = 3$). Já as rajadas da classe 1 podem ocupar apenas um comprimento de onda ($W_1 = 1$). Na

situação ilustrada na Figura 1(b), quando uma rajada da classe 1 chega no instante t_0 , ela pode ocupar tanto o comprimento de onda C_2 quanto o C_4 .

Zhang *et al.* também propõem uma mudança ao mecanismo dinâmico. Todas as rajadas pertencentes à classe de maior prioridade podem ocupar qualquer um dos comprimentos de onda disponíveis [Zhang et al., 2004]. Com isso o critério de admissão das rajadas da classe de maior prioridade é modificado e a probabilidade de bloqueio destas rajadas é reduzida. Com a modificação, as rajadas da classe mais prioritária são sempre admitidas quando existe pelo menos um comprimento de onda disponível. Além disso, não há garantia de que o número máximo de comprimentos de onda ocupados pelas rajadas de uma classe menos prioritária i será W_i . Agora, para que as rajadas da classe i sejam admitidas, além do número de comprimentos ocupados por rajadas de i ser menor do que W_i , o total de comprimentos ocupados, independentemente das rajadas que os ocupam, deve ser menor do que o número de comprimentos de onda de um dado enlace. No restante deste artigo, o mecanismo dinâmico modificado será tratado apenas como mecanismo dinâmico.

4. O Mecanismo Proposto

Nesta seção é descrito o funcionamento do mecanismo de controle de admissão de rajadas proposto neste trabalho. Para este mecanismo assume-se que o protocolo de reserva de recursos em uso na rede é o JET, que cada nó OBS é capaz de converter um comprimento de onda para qualquer outro comprimento e que uma rajada requer apenas um comprimento de onda durante a sua transmissão

O uso do JET implica a implementação do mecanismo em cada um dos nós da rede. No JET uma rajada é enviada após um *offset* sem a necessidade de confirmação da reserva dos recursos. Dessa forma, no instante de envio de uma rajada, não é possível garantir que o número de comprimentos de onda ocupados em cada enlace do caminho entre a fonte e o destino atende à condição de admissão. Somente após a chegada e o processamento do pacote de controle em um nó é possível determinar se a condição de admissão será atendida, no momento da chegada da rajada. Assim sendo, para garantir a diferenciação de serviços, o mecanismo proposto não deve ser implementado somente nas bordas da rede.

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

O grau de ocupação é usado pelo mecanismo proposto para diferenciar a probabilidade de bloqueio das rajadas de cada uma das classes de serviço. Uma rajada da classe i que chega em um nó no instante t_0 é admitida, se nesse instante o número de comprimentos de onda ocupados é inferior ao grau de ocupação g_i . Do contrário, a rajada é bloqueada. Sendo assim, quanto maior o grau de ocupação de uma classe i , menor é a probabilidade de uma rajada da classe i ser bloqueada.

É importante ressaltar que, no mecanismo proposto, o critério de admissão é aplicado ao número de comprimentos de onda ocupados e não ao número de comprimentos ocupados por rajadas da classe i . Por isso, diferentemente do mecanismo dinâmico, no mecanismo proposto só são armazenados os graus de ocupação de cada classe de serviço e o número de comprimentos de onda ocupados. Isto diminui a quantidade de informações a serem armazenadas nos nós.

As Figuras 2(a), 2(b) e 2(c) mostram o funcionamento do mecanismo proposto para um cenário com duas classes de serviço e um enlace com quatro comprimentos

de onda ($W = 4$). A classe 0 é a mais prioritária e possui grau de ocupação $g_0 = 4$. Já o grau de ocupação da classe 1 é $g_1 = 1$. Na situação da Figura 2(a), qualquer rajada, independente da classe a qual pertence, é admitida no instante t_0 , já que nenhum comprimento de onda está ocupado. Já nas situações ilustradas nas Figuras 2(b) e 2(c), somente as rajadas da classe 0 são admitidas no instante t_0 , uma vez que g_1 é igual ao número de comprimentos de onda ocupados.

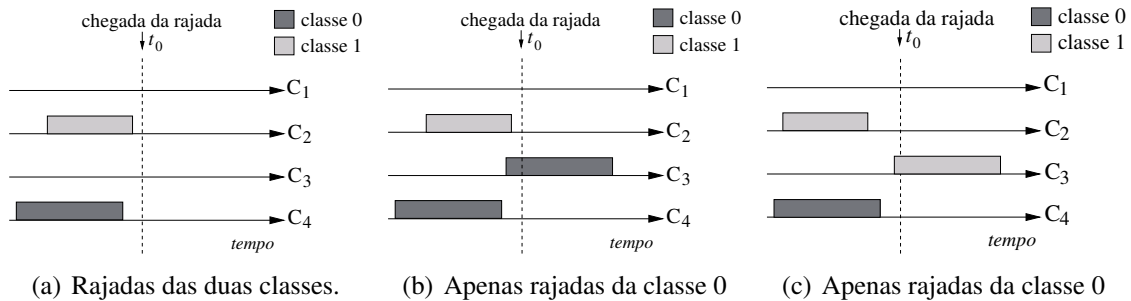


Figura 2: Exemplos de funcionamento do mecanismo proposto: admissão.

No exemplo anterior, é importante notar que as rajadas da classe 1 só são admitidas, se no instante de sua chegada, nenhum comprimento de onda estiver ocupado. Isto mostra que, quando comparado ao mecanismo estático e ao dinâmico, o mecanismo proposto é mais agressivo com as classes menos prioritárias. Isto é evidenciado nas Figuras 3(a) e 3(b). Estas figuras mostram, para um enlace com três comprimentos de onda ($W = 3$), as possíveis seqüências de chegada de rajadas das classes 0 e 1, em três instantes de tempo consecutivos (t_1, t_2, t_3). Considera-se que sempre chega uma rajada em cada um dos três instantes, que a duração das rajadas é maior do que t_3 e que as rajadas que chegam em t_j são alocadas em C_j , com $j = 1, 2$ e 3 . Além disso, define-se $W_0 = 4$ e $W_1 = 1$, para o mecanismo dinâmico, e $g_0 = 4$ e $g_1 = 1$, para o mecanismo proposto.

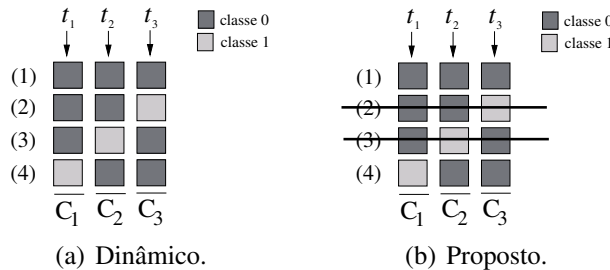


Figura 3: Possíveis seqüências de chegada de rajadas das classes 0 e 1.

Pelas Figuras 3(a) e 3(b), nota-se que o mecanismo proposto só não bloqueia as rajadas da classe 1 em uma situação: quando o instante de chegada desta rajada é t_1 . Já no mecanismo dinâmico, as rajadas da classe 1 são bloqueadas quando todos os comprimentos de onda estão ocupados com rajadas da classe 0, ou quando uma rajada da classe 1 já ocupa um comprimento de onda. Comparado ao mecanismo proposto, o mecanismo estático também é menos agressivo com a classe 1, pois sempre possui pelo menos um comprimento reservado para esta classe.

Por ser mais agressivo com as classes menos prioritárias, o mecanismo proposto beneficia a classe de maior prioridade. Como o número de rajadas admitidas da classe 1 é menor, a probabilidade de uma rajada da classe 0 encontrar um comprimento de onda ocupado por uma rajada da classe 1 em um instante t é pequena. Com isso, a disputa pelos recursos da rede é, na maior parte do tempo, entre as rajadas da classe 0. Portanto, a probabilidade de bloqueio das rajadas da classe 0 é função, quase que exclusivamente, da carga oferecida à rede pelas próprias rajadas da classe 0

5. O Modelo Analítico

Nesta seção é derivado o modelo analítico do mecanismo proposto baseado no modelo de perda de Erlang [Yoo et al., 2000, Zhang et al., 2004, Liao e Loi, 2004]. Para o modelo do mecanismo proposto assume-se que a chegada das rajadas oferecidas a um enlace é um processo de Poisson com taxa λ e que o tamanho das rajadas, independentemente da classe a qual pertencem, é distribuído exponencialmente com média $1/\mu$. Além disso, cada rajada, independentemente da classe a qual pertence, solicita a reserva de apenas um comprimento de onda.

Um enlace é modelado como uma fila $M/M/W/W$, onde W é o número de comprimentos de onda do enlace, como mostra a Figura 4. Cada estado ω da cadeia de Markov representa o número de comprimentos de onda ocupados ($\omega = 0, 1, 2, \dots, W$).

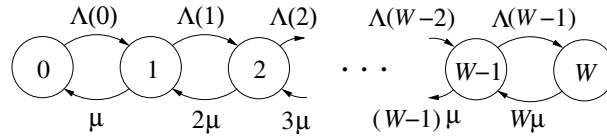


Figura 4: O diagrama de transição de estados para o mecanismo proposto.

Define-se que o número de classes de serviço é n , que λ_i é a taxa de chegada das rajadas da classe i oferecida a um nó da rede e que $\lambda_i(\omega)$ é a taxa de chegada das rajadas da classe i oferecida a um enlace, após a aplicação do mecanismo de admissão.

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

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

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

$$\lambda_i(\omega) = \begin{cases} \lambda_i, & \text{se } \omega < g_i \\ 0, & \text{se } \omega \geq g_i \end{cases} \quad (2)$$

A partir das equações de balanceamento de carga, derivadas do diagrama de transição apresentado na Figura 4, é possível calcular as probabilidades em estado estacionário de cada um dos estados ω da cadeia. Sendo assim,

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

e

$$\pi_0 = \frac{1}{1 + \sum_{j=1}^W \frac{1}{j! \mu^j} \prod_{k=0}^{j-1} \Lambda(k)}. \quad (4)$$

A partir das Equações 3 e 4, é possível determinar a probabilidade de bloqueio para uma classe de serviço i . A probabilidade de uma rajada da classe i ser bloqueada é a

probabilidade da cadeia estar em um estado $\omega \geq g_i$. Portanto,

$$B_i(\rho_i, g_i, W) = \sum_{\omega=g_i}^W \pi_\omega = \sum_{\omega=g_i}^W \frac{\frac{1}{\omega! \mu^\omega} \prod_{k=0}^{\omega-1} \Lambda(k)}{1 + \sum_{j=1}^W \frac{1}{j! \mu^j} \prod_{k=0}^{j-1} \Lambda(k)}, \quad (5)$$

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

A partir da Equação 5 também é possível determinar a carga efetiva, referente às rajadas de todas as n classes, em um enlace. Logo,

$$T = \sum_{i=0}^{n-1} \rho_i \cdot (1 - B_i(\rho_i, g_i, W)). \quad (6)$$

Para validar o modelo desenvolvido para o mecanismo proposto são realizadas simulações. Os resultados são apresentados na Seção 6.1.

6. Resultados

Os três mecanismos de controle de admissão foram comparados analiticamente, a partir dos seus modelos¹. Para isto foi usada a ferramenta Tangram-II [Silva et al., 2003]. Usando esta ferramenta, também são feitas simulações para validar o modelo do mecanismo proposto. Em todas as análises e simulações, o cenário usado é composto por um único nó, responsável pela admissão das rajadas oferecidas a um único enlace. Para este cenário, o número de comprimentos de onda do enlace é $W = 8$. O desempenho dos modelos é avaliado para duas classes de serviço, a classe 0 e a classe 1. A classe 0 é a de maior prioridade. Considera-se que o tamanho médio das rajadas, independentemente da classe a qual uma rajada pertence, é 128 kB e que a capacidade de cada comprimento de onda é de 1,0 Gb/s. Logo, a taxa de serviço média corresponde a $\mu = 1000$ rajadas por segundo. Para uma comparação coerente, o número máximo de comprimentos de onda, que as rajadas da classe 1 podem ocupar, é sempre o mesmo para os três mecanismos. Com isto, os três mecanismos reservam o mesmo número de comprimentos 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. Os testes são realizados em três situações de agressividade para a classe 1. Na situação mais agressiva as rajadas da classe 1 podem ocupar até 25% dos comprimentos de onda do enlace, na situação intermediária até 50% e na menos agressiva até 75%. Ambos os mecanismos são avaliados em função da carga oferecida à rede e da parcela do tráfego total correspondente a cada uma das classes.

6.1. Validação do Modelo

Com objetivo de validar o modelo proposto, verificou-se a probabilidade de bloqueio experimentada pelas duas classes de serviço, em função da variação da carga oferecida à rede. Considera-se que cada classe é responsável por 50% das rajadas que chegam ao nó e que os graus de ocupação das classes 0 e 1 valem, respectivamente, $g_0 = 8$ e $g_1 = 6$. Cada ponto da curva simulada foi calculado com intervalo de confiança de 95% relativo à média das amostras. A Figura 5 mostra as curvas analíticas e simuladas que validam o modelo desenvolvido para o mecanismo proposto.

¹O modelo dos mecanismos de admissão estático e dinâmico, proposto e validado por Zhang *et al.*, possui n dimensões, onde n é o número de classes de serviços. Cada estado é identificado por uma n -tupla, $(\omega_0, \omega_1, \omega_2, \dots, \omega_{n-1})$, onde ω_i representa o número de comprimentos de onda ocupados pela classe de serviço i [Zhang et al., 2004].

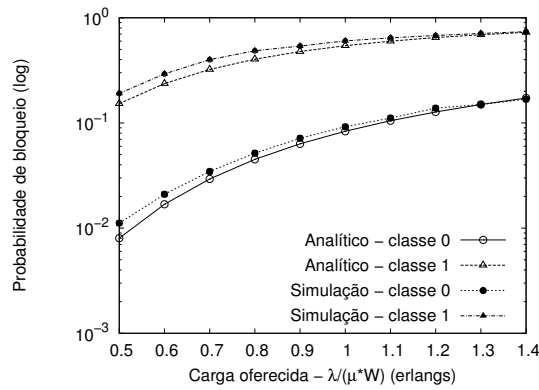


Figura 5: Curvas analíticas e simuladas da probabilidade de bloqueio das classes 0 e 1 em função da carga oferecida.

6.2. Impacto da Carga

Para avaliar o impacto da carga oferecida à rede na probabilidade de bloqueio experimentada pelas classes de serviço e na carga efetiva, a proporção do tráfego de cada classe é fixada. Neste cenário, 30% das rajadas são da classe 0 e 70% são da classe 1. O desempenho dos mecanismos foram analisados em três situações de agressividade com classe 1.

No cenário de maior agressividade, a classe 1 pode ocupar no máximo dois comprimentos de onda. Portanto, para o mecanismo estático tem-se $W_0 = 6$ e $W_1 = 2$, para o dinâmico $W_0 = 8$ e $W_1 = 2$ e para o mecanismo proposto $g_0 = 8$ e $g_1 = 2$. As Figuras 6(a) e 6(b) mostram, respectivamente, os resultados relativos à probabilidade de bloqueio e à carga efetiva para os três mecanismos e para a rede sem diferenciação de serviços.

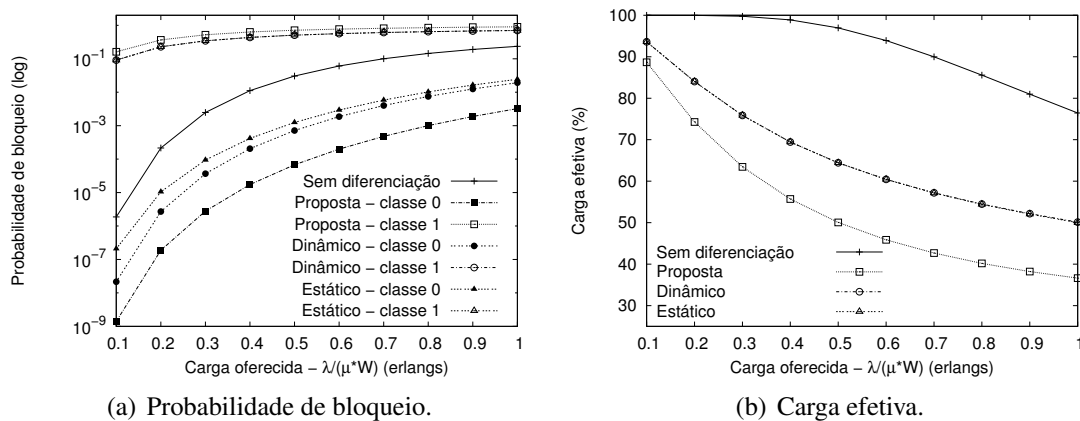


Figura 6: Cenário de maior agressividade para a classe 1.

Nota-se que o mecanismo proposto proporciona a menor probabilidade de bloqueio para a classe 0, à medida que a carga oferecida à rede aumenta. Isto ocorre, pois o critério de admissão do mecanismo proposto não é baseado na ocupação de cada classe individualmente. Para o mecanismo proposto, o importante é a ocupação total. Com isso, o número de rajadas admitidas da classe 1 é menor. Isto faz com que a probabilidade de uma rajada da classe 0 encontrar um comprimento ocupado por uma rajada da classe 1, em um instante t , seja pequena. Assim sendo, a disputa pelos recursos da rede será, na maior parte, entre as rajadas da classe 0, como mostrado na Seção 4. Para uma carga de 1,0 erlang, a probabilidade de bloqueio da classe 0 obtida com o uso do mecanismo proposto é seis vezes menor do que à proporcionada pelos mecanismos estático e dinâmico. Para a mesma situação de carga, a probabilidade de bloqueio da classe 1, decorrente do

uso do mecanismo proposto, é apenas 23% superior à proporcionada pelos mecanismos estático e dinâmico. Apesar desta diferença ser pequena, a carga efetiva do mecanismo proposto é prejudicada, pois a maior parcela do tráfego pertence à classe 1. Quando a carga oferecida é 1,0 erlang, para o cenário sem diferenciação a carga efetiva é de 76%, para os mecanismo dinâmico e estático é de 50% e para o mecanismo proposto é de 36%. Assim sendo, nota-se que a carga efetiva proporcionada por cada mecanismo é dependente do percentual do tráfego de cada classe. A probabilidade de bloqueio da classe 1 proporcionada pelo mecanismo dinâmico é superior à proporcionada pelo estático, no entanto, devido à escala, as curvas dos dois mecanismos estão sobrepostas.

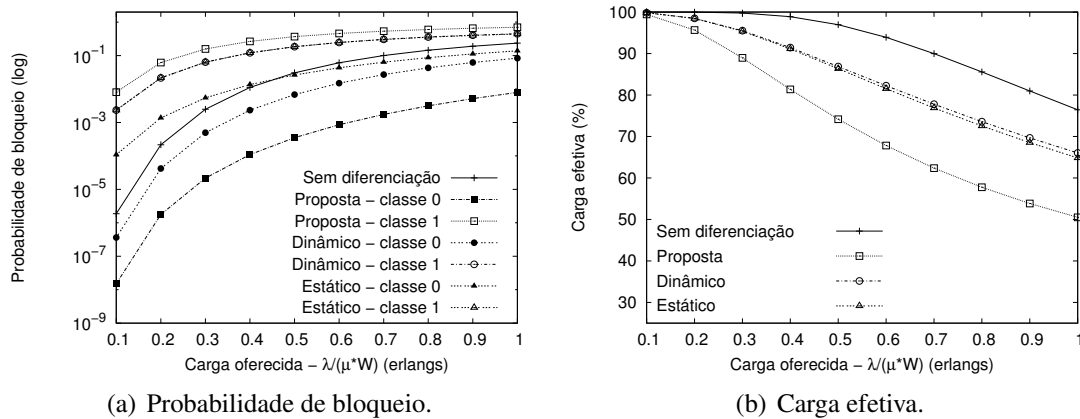


Figura 7: Cenário de agressividade intermediária para a classe 1.

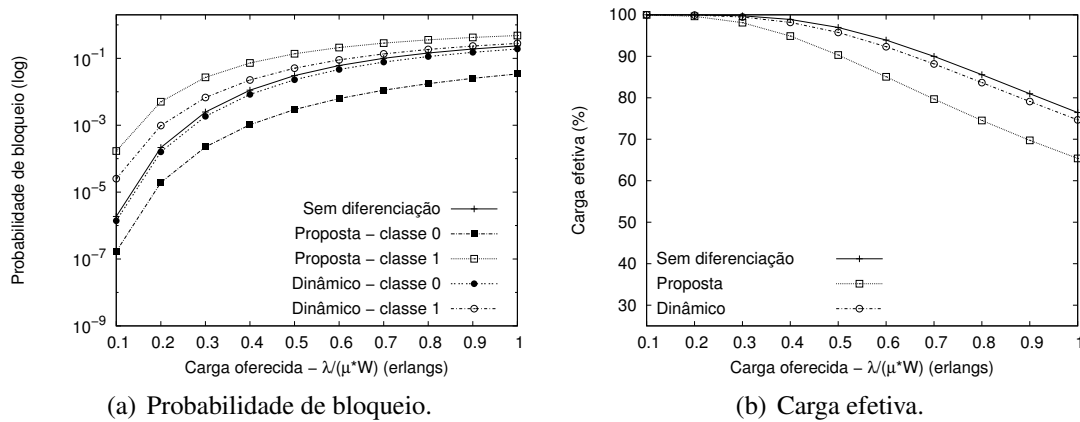


Figura 8: Cenário de menor agressividade para a classe 1.

As Figuras 7(a) e 7(b) mostram os resultados para o cenário intermediário, no qual a classe 1 pode ocupar no máximo quatro comprimentos de onda. Nesta situação, os limites valem $W_0 = 6$ e $W_1 = 4$ para o mecanismo estático, $W_0 = 8$ e $W_1 = 4$ para o dinâmico e os graus valem $g_0 = 8$ e $g_1 = 4$ para o mecanismo proposto. É possível observar que, assim como no cenário de maior agressividade, a probabilidade de bloqueio da classe 0 é menor para o mecanismo proposto. Para uma carga de 1,0 erlang, esta probabilidade é cerca de 10 vezes menor, se comparada à probabilidade obtida com o uso dos mecanismos estático e dinâmico. Já a carga efetiva dos três mecanismos é superior à do cenário anterior. Isto confirma que quanto menos a classe 1 é prejudicada, maior é a carga efetiva obtida pelos mecanismos.

As Figuras 8(a) e 8(b) mostram os resultados para o cenário de menor agressividade, no qual a classe 1 pode ocupar no máximo seis comprimentos de onda. Nesta situação, os limites valem $W_0 = 8$ e $W_1 = 6$ para o dinâmico e os graus valem $g_0 = 8$ e $g_1 = 6$ para o mecanismo proposto. Neste cenário, o desempenho do mecanismo

estático não foi avaliado, pois a classe 1 teria mais comprimentos reservados do que a classe 0. Nota-se que para o mecanismo dinâmico, com o aumento da carga, os valores das probabilidades de bloqueio das classes 0 e 1 tendem ao valor da probabilidade do caso sem diferenciação. O mesmo não ocorre para o mecanismo proposto, que mantém a probabilidade de bloqueio da classe 0 cerca de sete vezes menor do que a da classe 1, na situação de maior carga. Assim sendo, nota-se que para o mecanismo dinâmico, a diferenciação de serviços é degradada à medida que o grau de ocupação da classe 1 aumenta. Além disso, em comparação com os cenários anteriores, a diferença entre a carga efetiva proporcionada pelos mecanismos proposto e dinâmico é reduzida. Conclui-se então, que o mecanismo proposto, no cenário menos agressivo com a classe 1, mantém a diferenciação de serviços entre as classes e proporciona uma carga efetiva apenas 10% inferior ao cenário sem diferenciação.

6.3. Impacto da Proporção do Tráfego das Classes de Serviço

Um outro fator que influencia o desempenho de cada mecanismo é a proporção do tráfego de cada classe de serviço. Para analisar o impacto deste parâmetro na probabilidade de bloqueio de cada classe e na carga efetiva, a carga oferecida à rede é fixada em 0,6 erlangs. Assim como nos testes da Seção 6.2, são analisados três cenários de agressividade com a classe 1.

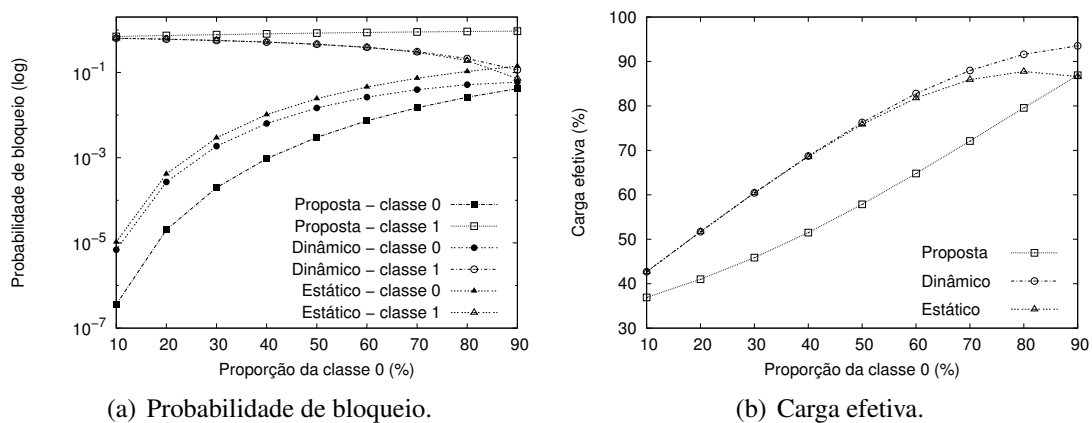


Figura 9: Cenário de maior agressividade para a classe 1.

As Figuras 9(a) e 9(b) mostram, respectivamente, os resultados relativos à probabilidade de bloqueio e à carga efetiva para os três mecanismos, no cenário mais agressivo para a classe 1. Observa-se que à medida que a proporção do tráfego de mais alta prioridade aumenta, o mecanismo proposto é o que proporciona a menor probabilidade de bloqueio para as rajadas desta classe. Além disso, o mecanismo proposto é o único que mantém a diferenciação de serviços, mesmo que para isso a probabilidade de bloqueio da classe 1 aproxime-se de 1,0. Nota-se também que, quando o tráfego da classe 0 é superior a 85%, a probabilidade de bloqueio proporcionada pelo mecanismo estático para classe 0 é superior a probabilidade da classe 1. Isto mostra que o mecanismo estático é extremamente dependente da proporção do tráfego. Já para o mecanismo dinâmico, à medida que a proporção das rajadas da classe 0 cresce, as probabilidades de bloqueio das duas classes tendem ao mesmo valor, aproximadamente 10^{-1} . Este valor corresponde ao caso sem diferenciação para a carga de 0,6 erlangs, como pode ser observado na Figura 6(a). Nota-se também que o mecanismo dinâmico possui a maior carga efetiva. Isto ocorre, pois as probabilidades de bloqueio das duas classes de serviço tendem ao valor do cenário sem diferenciação. Quando não há diferenciação, obtém-se a carga efetiva máxima que, para a carga oferecida de 0,6 erlangs, é 94%, como mostra a Figura 6(b). Já a carga efetiva do mecanismo estático cresce enquanto a probabilidade de bloqueio da classe 0 é inferior à da classe 1. Quando o inverso ocorre, a carga efetiva cai, uma vez que nesta situação a

maior parcela do tráfego pertence à classe 0. Por fim, para o mecanismo proposto a carga efetiva cresce à medida que a proporção das rajadas da classe 0 aumenta.

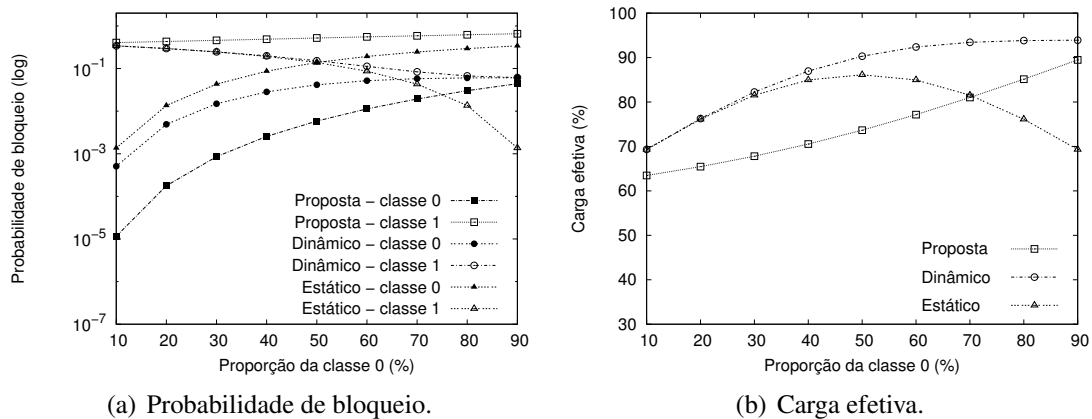


Figura 10: Cenário de agressividade intermediária para a classe 1.

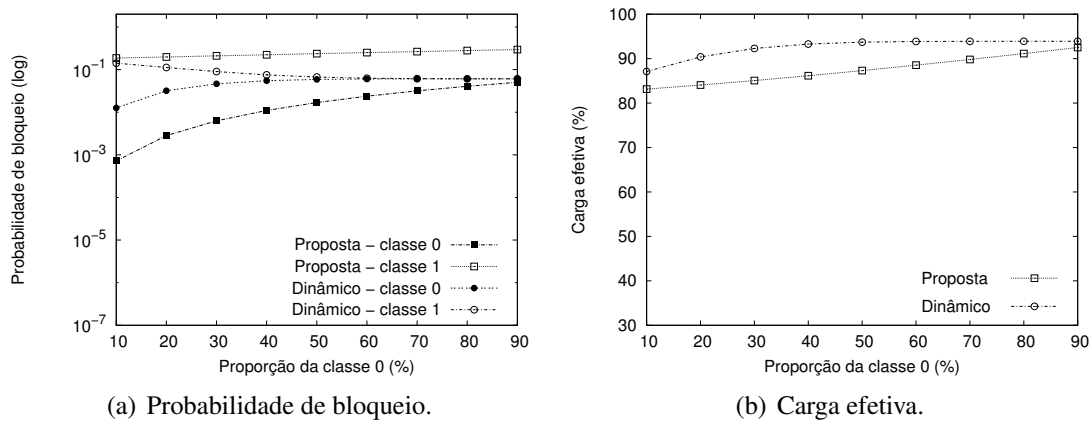
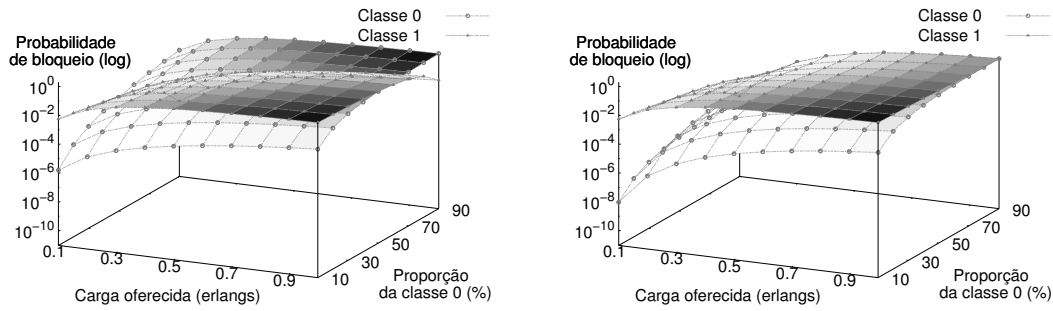


Figura 11: Cenário de menor agressividade para a classe 1.

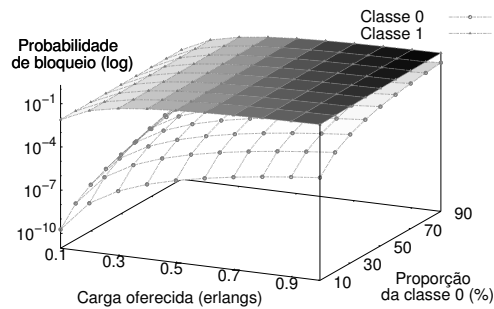
As Figuras 10(a) e 10(b) mostram os resultados para o cenário intermediário, no qual a classe 1 pode ocupar no máximo quatro comprimentos de onda. É possível observar que o comportamento dos mecanismos é semelhante ao comportamento do cenário mais agressivo para a classe 1. No mecanismo estático, quando o percentual de rajadas da classe 0 é superior a 50 %, o valor das probabilidades de bloqueio das classes 0 e 1 é o mesmo e a carga efetiva atinge o seu valor máximo. Isto ocorre, pois metade dos comprimentos de onda está reservado para cada classe. Para o mecanismo dinâmico, tanto a probabilidade de bloqueio das duas classes, quanto a carga efetiva tendem ao valor do caso sem diferenciação. Já o mecanismo proposto é o único que mantém a diferenciação de serviços. A probabilidade de bloqueio da classe 0 tende ao valor do caso sem diferenciação, a da classe 1 tende a um e a carga efetiva aproxima-se do valor da carga do mecanismo dinâmico.

As Figuras 11(a) e 11(b) mostram os resultados para o cenário menos agressivo, no qual a classe 1 pode ocupar no máximo seis comprimentos de onda. Neste cenário, o desempenho do mecanismo estático não foi avaliado, pois a classe 1 teria mais comprimentos reservados do que a classe 0. Novamente, o mecanismo proposto manteve a diferenciação de serviços. A probabilidade de bloqueio da classe 0 tende ao valor do caso sem diferenciação e a da classe 1 se mantém entre 10^{-1} e 1,0. Quanto à carga efetiva, o mecanismo proposto aproxima-se do valor máximo, quando 90% das rajadas são da classe 0 e a carga oferecida é 0,6 erlangs. Portanto, o mecanismo proposto é o único que, independente do grau de ocupação da classe 1 e do percentual de rajadas da classe 0, mantém a diferenciação de serviços.



(a) Mecanismo estático.

(b) Mecanismo dinâmico.



(c) Mecanismo proposto.

Figura 12: Probabilidade de bloqueio: cenário de agressividade intermediária

Para verificar o impacto da carga e da proporção simultaneamente, foram gerados gráficos em três dimensões. As Figuras 12(a), 12(b) e 12(c) mostram a probabilidade de bloqueio das duas classes para os três mecanismos, no cenário de agressividade intermediária com a classe 1. É possível notar que o mecanismo proposto sempre proporciona a menor probabilidade de bloqueio para a classe 0, privilegiando ao máximo o tráfego de alta prioridade. Os resultados também mostram que o mecanismo proposto é o único que mantém a diferenciação de serviços em qualquer cenário, ou seja, quando a carga oferecida, o percentual do tráfego de cada classe e a ocupação máxima da classe 1 são variados.

7. Conclusão

Neste artigo, é proposto um mecanismo para provisão de qualidade de serviço em redes de comutação de rajadas ópticas. O mecanismo proposto admite as rajadas de acordo com a ocupação da rede e com o grau de ocupação associado a cada classe de serviço. Para o mecanismo proposto, é desenvolvido um modelo analítico, validado por simulações. A partir do modelo desenvolvido, avalia-se o desempenho do mecanismo de controle de admissão proposto e dos mecanismos estático e dinâmico. As métricas usadas são a probabilidade de bloqueio experimentada por cada classe de serviço e a carga efetiva da rede. Dos três mecanismos de controle de admissão avaliados, o mecanismo proposto é o único que mantém a diferenciação de serviços para todos os cenários analisados.

O mecanismo estático mostrou-se extremamente dependente do percentual do tráfego de cada classe de serviço e do número de comprimentos de onda reservados para a classe menos prioritária. Um aspecto negativo observado é que a probabilidade de bloqueio da classe mais prioritária torna-se maior do que a da classe menos prioritária, quando 25% dos comprimentos são reservados para a classe menos prioritária e as rajadas da classe mais prioritária equivalem a 80% do tráfego total.

Já o mecanismo dinâmico mostra-se mais suscetível ao aumento da carga oferecida e do percentual do tráfego, à medida que a agressividade com a classe de menor prioridade diminui. Para o cenário menos agressivo, quando o número de rajadas da classe mais prioritária ultrapassa 40% do tráfego total, as probabilidades de bloqueio das duas classes são idênticas.

O mecanismo proposto proporciona a menor probabilidade de bloqueio para as rajadas da classe mais prioritária, em todos os cenários avaliados. Em outras palavras, o mecanismo proposto é o que mais diferencia as prioridades. Em contrapartida, a probabilidade de bloqueio da classe menos prioritária, em alguns casos, aproxima-se de 1,0. Por prejudicar a classe menos prioritária, o mecanismo proposto também reduz a carga efetiva da rede. No entanto, à medida que o percentual do tráfego e o grau de ocupação da classe mais prioritária aumentam, a carga efetiva cresce e aproxima-se do valor máximo. Para o cenário menos agressivo com a classe de menor prioridade e carga igual a 1,0 erlangs, a carga efetiva é apenas 10% inferior à carga obtida para o cenário sem diferenciação. Pode-se esperar que este seja um cenário realístico, pois os tráfegos que requerem maior prioridade são os de voz e vídeo e estes devem corresponder a maior parte da carga de uma rede óptica. Por fim, o mecanismo proposto requer um menor número de estados o que o torna mais simples e mais eficaz na tarefa de comutação.

Como trabalhos futuros, pretende-se analisar o desempenho do mecanismo proposto para uma topologia com mais nós e com mais classes de serviço. Pretende-se também adaptar o mecanismo para prover qualidade de serviço absoluta.

Referências

- Battestilli, T. e Perros, H. (2003). An Introduction to Optical Burst Switching. *IEEE Optical Communications*, 41(8):S10–S15.
- Liao, W. e Loi, C.-H. (2004). Providing Service Differentiation for Optical Burst-Switched Networks. *IEEE Journal of Lightwave Technology*, 22(7):1651–1660.
- Qiao, C. e Yoo, M. (1999). Optical Burst Switching - A New Paradigm for an Optical Internet. *Journal of High Speed Networks, Special Issues on Optical Networks*, 8(1):69–84.
- Silva, E., Leão, R., Duarte, F., Silveira, F., Ribeiro, B., Silva, A., Reinhardt, K., Azevedo, J., Jaime, G., Menasché, D. e Rocha, A. (2003). Modelagem e Análise de Redes com o Conjunto de Ferramentas TANGRAM-II. Em *XXI SBRC - Salão de Ferramentas*, páginas 897–904.
- 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 Communications*, 220:85–95.
- Yoo, M., Qiao, C. e Dixit, S. (2000). QoS Performance of Optical Burst Switching in IP-over-WDM Networks. *IEEE J. Selected Areas in Communications (JSAC), Special Issue on the Protocols for Next Generation Optical Internet*, 18(10):2062–2071.
- Zhang, Q., Vokkarane, V. M., Jue, J. P. e Chen, B. (2004). Absolute QoS Differentiation in Optical Burst-Switched Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, 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. *International Journal of Communication Systems, John Wiley and Sons, ISSN: 1074-5351*, 15(9):799–813.