

Imparcialidade em Distância e em Largura de Faixa com Agregação Dinâmica de Tráfego em Rede Óptica WDM Utilizando Algoritmo Genético

Marcos A.C. Lima, Aluizio F.R. Araújo e Amílcar C. César

Resumo— A comparação entre a imparcialidade em distância e em capacidade de largura de faixa em rede óptica WDM é apresentada neste artigo. A abordagem é baseada em algoritmo genético (AG) e na topologia da rede italiana de faixa larga. Os nós da rede exibem dois tipos de arquitetura de agregação dinâmica de tráfego. O AG realiza roteamento de tráfego e alocação de recursos, mantendo em níveis aceitáveis a probabilidade de bloqueio, e promove imparcialidade. Os resultados numéricos apresentados e discutidos mostram a versatilidade e aplicabilidade da abordagem proposta.

Palavras-chave— Rede óptica WDM, imparcialidade, agregação, tráfego dinâmico, roteamento, alocação de recursos, otimização, algoritmo genético.

Abstract— This paper describes the comparison between fairness based on distance and fairness based on wavelength bandwidth capacity in optical WDM network. The approach is genetic algorithm (GA)-based and employs the topology of the wideband Italian network. The network nodes exhibit two types of architecture capable of traffic dynamic grooming. The GA performs traffic routing and resources allocation, maintaining in acceptable levels the overall blocking probability, and provides both distance and bandwidth capacity fairness. The numerical results show versatility and applicability of the proposed approach.

Keywords— WDM networks, fairness, grooming, optimization, dynamic traffic, resource assignment, RWA, genetic algorithm.

I. INTRODUÇÃO

A enorme demanda por serviços de telecomunicações, observada nos últimos tempos, tem contribuído para tornar cada vez mais complexas as topologias das redes ópticas WDM, amplamente utilizadas como principal opção de transporte de tráfego em altas taxas de transmissão. Elas cobrem grandes extensões territoriais, exibem grande número de nós e enlaces e, em geral, manipulam quantidades heterogêneas de tráfego. Conseqüentemente, alguns enlaces e/ou nós apresentam características mais acentuadas de

congestionamento que outros. Por estes motivos, solicitações de conexão de longa distância podem experimentar valores maiores de probabilidade de bloqueio do que aquelas de curta distância, porque dependem da existência de mais recursos disponíveis na rede [1]. Sendo assim, pode haver grande variação entre os valores de probabilidade de bloqueio das diversas solicitações de conexão em redes territorialmente extensas. O desequilíbrio entre os valores de probabilidade de bloqueio de solicitações de conexão de longa e curta distância acarreta redução da qualidade de serviço (QoS— *quality of service*) oferecido. Considerando então que solicitações de longa distância são mais “difíceis” de serem atendidas do que as de curta distância, um fator de imparcialidade, ou equidade (*fairness*), pode ser adicionado ao algoritmo de roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA— *routing and wavelength assignment*) para melhorar a QoS, reduzindo a probabilidade de bloqueio de solicitações de longa distância. Em geral, esta redução é obtida à custa do aumento da probabilidade de bloqueio das solicitações de curta distância, podendo aumentar o valor médio da probabilidade de bloqueio global da rede [1]. Assim, um compromisso entre os valores deve ser estabelecido para manter em níveis baixos a probabilidade de bloqueio global. O objetivo da imparcialidade em distância é que todas as solicitações de conexão exibam aproximadamente os mesmos valores de probabilidade de bloqueio, independentemente da localização dos nós fonte e destino.

Além da questão envolvendo solicitações de longa e curta distância, a enorme demanda por largura de faixa, oriunda principalmente de aplicações multimídia, também requer tratamento semelhante. Na camada óptica da rede, cada comprimento de onda pode transportar sinais variando entre as taxas OC-48 (*optical carrier*, 2,5 Gbps), OC-192 (10 Gbps) e OC-768 (40 Gbps, futuro), enquanto as solicitações de conexão podem situar-se em taxas mais baixas, como OC-1 (52 Mbps) ou OC-3 (155 Mbps). Este tráfego resultante de solicitações de baixa capacidade deve ser alocado nos vários comprimentos de onda disponíveis. Em redes ópticas operando sob condições dinâmicas de tráfego, as solicitações de conexão que demandam taxas de transmissão próximas da capacidade máxima do comprimento de onda estão sujeitas a experimentar maior probabilidade de bloqueio [2]. Um fator de imparcialidade em capacidade de largura de faixa pode também ser adicionado ao RWA para melhorar a QoS da rede. Neste caso, o objetivo da imparcialidade em capacidade de largura de faixa é que as solicitações de conexão estejam

Marcos A.C. Lima e Amílcar C. César, Universidade de São Paulo, Escola de Engenharia de São Carlos, Depto. Eng. Elétrica, São Carlos, SP. Aluizio F.R. Araújo, Universidade Federal de Pernambuco, Centro de Informática, Recife, PE. E-mails: mcardoso@sel.eesc.usp.br; aluizioa@cin.ufpe.br; amilcar@sel.eesc.usp.br.

Esta pesquisa foi parcialmente financiada pela FAPESP (proc. no. 00/9180-1) e pelo Projeto Giga, CPqD-FINEP-FUNTEL, contrato FIPAI-CPqD no. 1360.

sujeitas aproximadamente à mesma probabilidade de bloqueio, independentemente da taxa de transmissão do sinal.

Desta forma, o tráfego precisa ser disposto nos comprimentos de onda de forma otimizada. Esta técnica é conhecida como agregação (*grooming*) de tráfego. Vários autores têm abordado a imparcialidade em distância [3]-[4], em capacidade de largura de faixa e agregação [5]-[11] em redes ópticas WDM. Entretanto, a abordagem simultânea dos dois tipos de imparcialidade ainda não foi realizada.

A comparação entre as imparcialidades em distância e capacidade de largura de faixa em rede óptica WDM é feita neste artigo. A abordagem proposta é baseada em algoritmo genético (AG). Os nós da rede italiana de faixa larga são dotados de capacidade de agregação dinâmica de tráfego e exibem características de acordo com as propostas por Thiagarajan e Somani [2]. A largura de faixa total disponível é dividida em quatro partes iguais. A máxima distância entre nós contida na topologia da rede é também dividida em quatro partes. O tráfego é dinâmico e as solicitações são uniformemente distribuídas nos nós. O objetivo do algoritmo é minimizar a probabilidade de bloqueio global e promover a imparcialidade em distância e capacidade de largura de faixa. Vários cenários são simulados e avaliados e os resultados numéricos apresentados mostram a versatilidade e aplicabilidade da abordagem proposta.

II. FORMULAÇÃO DO PROBLEMA

A. Configuração dos Nós da Rede Óptica

A rede óptica a ser investigada é dotada com dois tipos de nós [2], [5]: nós seletivos em comprimento de onda (WSXC— *wavelength selective crossconnect*) e nós com agregação de tráfego em comprimento de onda (WGXC— *wavelength grooming crossconnect*). Os nós WSXC possuem OXC (*optical crossconnect*) e OADM (*optical add/drop multiplexer*). O OXC executa comutação espacial completa de comprimentos de onda entre uma porta de entrada e uma porta de saída, enquanto o OADM agrega os fluxos de tráfego nos comprimentos de onda inseridos e derivados. Entretanto, os nós WSXC executam agregação restrita, pois não podem comutar fluxos de tráfego entre comprimentos de onda. Os nós WGXC, além de possuírem a funcionalidade de um WSXC, são capazes de comutar fluxos de tráfego de um comprimento de onda presente em uma porta de entrada para qualquer comprimento de onda em uma porta de saída. No atual estágio tecnológico a agregação de tráfego é eletrônica e a complexidade e o custo do equipamento de um nó WGXC são maiores que a do nó WSXC. Uma solução é equipar apenas alguns nós com WGXC e o restante com WSXC. Esta é a rede com agregação esparsa. Uma rede com apenas nós WSXC é definida como rede com agregação restrita.

No modelo considerado, as solicitações de tráfego não podem ser divididas entre comprimentos de onda diferentes, e os nós da rede possuem equipamentos suficientes para assegurar atendimento a todo tráfego originado. Deste modo, o tráfego de um nó é limitado pelo grau do nó, pelo número de comprimento de onda nas fibras e pela capacidade dos comprimentos de onda.

B. Imparcialidade em Largura de Faixa

A imparcialidade de capacidade de largura de faixa é alcançada quando a probabilidade de bloqueio de c requisições de taxa de transmissão b for igual à probabilidade de bloqueio de b requisições de taxa de transmissão c . Se p_b for a probabilidade de bloqueio de uma requisição da classe- b e p_c for a probabilidade de bloqueio de uma requisição da classe- c , para se alcançar a imparcialidade de capacidade, a seguinte condição deve ser satisfeita:

$$1 - (1 - p_b)^c = 1 - (1 - p_c)^b, \quad \forall 1 \leq b, c \leq g. \quad (1)$$

g representa o número máximo de divisões de largura de faixa. Quando a imparcialidade é obtida considerando taxa de transmissão unitária ($b = 1$), de acordo com (1) tem-se que

$$p_1 = 1 - (1 - p_c)^{1/c}. \quad (2)$$

Assim, utilizando (2) pode-se obter uma estimativa do valor de p_1 em função de p_c . Esta estimativa, \hat{p}_c , é a probabilidade de bloqueio por unidade de taxa de transmissão de uma classe de transmissão c .

A probabilidade de bloqueio global da rede pode ser definida em termos da probabilidade de bloqueio por unidade de taxa de transmissão. A estimativa da probabilidade de bloqueio global por unidade de taxa de transmissão, \hat{P} , é

$$\hat{P} = \sum_{j=1}^g \frac{\hat{p}_j}{g}. \quad (3)$$

Geralmente, a imparcialidade afeta mais as requisições de maior ou menor capacidade do que as requisições de capacidade intermediária. Uma estimativa aproximada pode ser obtida utilizando apenas a probabilidade de bloqueio das taxas de transmissão mais elevadas e mais baixas. A relação de imparcialidade de capacidade, F_r , é a relação entre a probabilidade de bloqueio por unidade de taxa de transmissão para a solicitação de maior taxa, \hat{p}_g , e a solicitação de menor taxa, \hat{p}_1 , ou [2]:

$$F_r = \frac{\hat{p}_g}{\hat{p}_1}. \quad (4)$$

Se o valor de F_r for maior que 1, o algoritmo favorece as solicitações com taxas menores em relação àquelas com taxas maiores, e vice-versa. Se F_r for próximo de 1, significa que o algoritmo estabeleceu a imparcialidade em largura de faixa.

C. Imparcialidade em Distância

De forma análoga, a imparcialidade em distância é alcançada quando a probabilidade de bloqueio de c requisições de comprimento b for igual à probabilidade de bloqueio de b requisições de comprimento c . Para se conseguir a imparcialidade de capacidade, a condição (1) deve ser satisfeita. Se o valor de F_r em (4) for maior que 1, o algoritmo favorece as solicitações com distâncias menores em relação àquelas com distâncias maiores, e vice-versa. Se F_r for próximo de 1, significa que o algoritmo consegue estabelecer a imparcialidade em distância na rede.

D. Controle de Admissão de Conexão (CAC)

Os mecanismos de CAC podem ser usados conjuntamente com os esquemas RWAs para estabelecer imparcialidade entre as diversas solicitações. O procedimento CAC determina aceitar uma solicitação de rota R_c com capacidade c (ou comprimento c), conforme o algoritmo [2]:

1. Verifique se a rota R_c é capaz de atender à classe de capacidade c (ou classe de distância c). Se o trajeto não pode ser estabelecido, a solicitação será bloqueada;
2. Obtenha \hat{P} e \hat{p}_c ;
3. Se $(\hat{p}_c \geq \hat{P})$, aceite a solicitação e avance para o passo 5;
4. Rejeite a requisição com probabilidade $p_D = (\hat{P} - \hat{p}_c) / D$, sendo D o desvio padrão das probabilidades \hat{p}_c .
5. Se a requisição não for rejeitada, inicie o algoritmo de alocação de comprimentos de onda e atualize os parâmetros de probabilidade de bloqueio.

III. ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTO DE ONDA

A solução para a rede óptica foi obtida em duas etapas distintas: 1) escolha da posição dos nós equipados com capacidade WSXC/WGXC; e 2) otimização da rota e os respectivos comprimentos de onda para atender cada conexão.

Consideremos uma dada distribuição de tráfego e uma rede com capacidade de c caminhos ópticos. O problema consiste em determinar uma topologia virtual com o menor número de caminhos ópticos e distribuir cada fluxo de tráfego nestes caminhos ópticos. A formulação deste sistema representa um problema de programação linear inteira com $O(n^4)$ variáveis, cuja solução se torna impraticável, mesmo para redes de dimensões moderadas [9], sendo tipicamente NP-completo [10]. Estes problemas devem ser resolvidos por meio de técnicas heurísticas [11] para se obter soluções adequadas em um intervalo de tempo razoável.

IV. ALGORITMO GENÉTICO

No modelo proposto, cada gene, q_{ijk} , representa em forma binária um estado do comprimento de onda. O conjunto de genes formam um cromossomo, l_i . Esta condição representa o estado do comprimento de onda dos enlaces para cada nó particular, w_j . O conjunto de todos os comprimentos de onda compõe um indivíduo, $(l_1, \dots, l_i, \dots, l_L)$, representando uma política. No sistema há L enlaces unidirecionais, cada um com W comprimentos de onda, os quais podem ter sua capacidade plena de largura de faixa subdividida em g partes (*granularity*). Cada indivíduo é denotado por um vetor de dimensão $L \times W \times g$, conforme ilustra a Tabela 1.

TABELA 1. REPRESENTAÇÃO DA POLÍTICA DO SISTEMA.

l_1			...			l_L						
w_1		w_w		...		w_1		w_w				
q_{111}	...	q_{11g}	q_{1w1}	...	q_{1wg}	...	q_{L11}	...	q_{L1g}	q_{Lw1}	...	q_{Lwg}

$$q_{ijk} = \begin{cases} 1 & \text{, se o fluxo de tráfego } k \text{ no comprimento de onda } j \\ & \text{estiver em uso no enlace } i; \\ 0 & \text{, caso contrário.} \end{cases}$$

O AG proposto usa os operadores genéticos convencionais (seleção, cruzamento e mutação), juntamente com a estratégia de cruzamento em três pontos, política elitista e o mecanismo de inserção de imigrantes [12]. Foi utilizada uma população composta por 50 indivíduos e 50 gerações foram realizadas.

A. Função de aptidão

O algoritmo calcula a função custo associada à rota, entendida como a soma dos custos individuais devido ao uso do comprimento de onda, dos nós WSXC e WGXC, e do enlace. O uso de um comprimento de onda diminui a largura de faixa disponível, aumentando o potencial de bloqueio das solicitações futuras. Para o sistema atual, a função de aptidão do enlace i para atender à solicitação de c fluxos de tráfego é calculada pela soma de pesos

$$fit_{tot} = \sum_{i=1}^L \sum_{k=1}^W \sum_{j=1}^6 n_{ij}(k) r_j \quad (5)$$

na qual $n_{ij}(k)$ é o número de comprimentos de onda inativos com respeito ao enlace i , em que o comprimento de onda k pode transportar c fluxos; $n_{i2}(k)$ é o número de enlaces da rota i que estão atualmente incapazes de suportar c fluxos no comprimento de onda k ; $n_{i3}(k)$ é o comprimento da rota; $n_{i4}(k)$ e $n_{i5}(k)$ são, respectivamente, o número de nós WSXC e de nós WGXC necessários para estabelecer a conexão ao longo da rota i ; e $n_{i6}(k)$ é o número de conversões de comprimentos de onda realizadas pelo nó WGXC; $r_1 = +5$, $r_2 = -1$, $r_3 = -2$, $r_4 = -5$, $r_5 = -10$, e $r_6 = -15$ são coeficientes associados a cada $n_{ij}(k)$, obtidos heurísticamente por meio de simulações.

O desempenho do algoritmo para uma particular classe c , de capacidade de faixa ou distância, e o desempenho global do algoritmo podem ser avaliados, respectivamente, pelas probabilidades de bloqueio p_c e P_b dadas por

$$p_c = \frac{\text{número de requisições de classe } c \text{ bloqueadas}}{\text{número de novas requisições de classe } c} \quad (6)$$

$$P_b = \frac{\text{número global de requisições bloqueadas}}{\text{número global de novas requisições}} \quad (7)$$

V. RESULTADOS NUMÉRICOS

O modelo proposto foi avaliado por meio de simulação computacional de tráfego dinâmico na topologia da rede italiana de faixa larga, conforme ilustra a Fig.1 [13]. O número de comprimento de onda, W , por enlace é 12. As solicitações de conexão entre os nós fonte-destino são dinâmicas e obedecem à distribuição de Poisson com média de tráfego 10 erlangs, distribuído de forma homogênea entre os nós. O tempo de permanência das solicitações segue uma distribuição exponencial com tempo médio $1/\mu=60s$.

Cada solicitação de conexão, s_c , pode dispor de taxa de transmissão c , $1 \leq c \leq g$, $g = 4$, geradas com probabilidade

$$s_c = \frac{1/c}{\sum_{i=1}^g 1/i} \quad (8)$$

As classes de distância propostas para a rede, em função do número de enlaces (*hops*) entre os nós fonte-destino, são: c_1 (1 a 2 *hops*); c_2 (3 *hops*); c_3 (4 *hops*); e c_4 (5 ou mais *hops*).

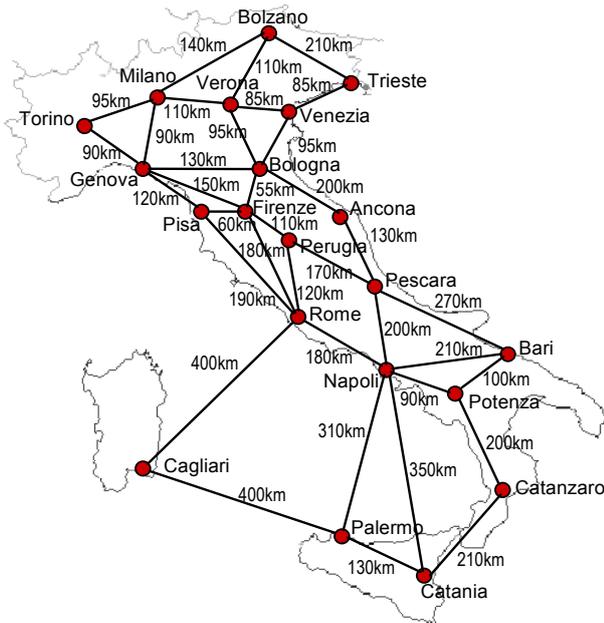


Fig. 1. Topologia da rede italiana de faixa larga, consistindo de 21 nós e 36 enlaces bidirecionais [13].

São avaliadas 4 configurações para a rede italiana: restrita, esparsa_1 (15 WSXC + 6 WGXC), esparsa_2 (12 WSXC + 9 WGXC) e plena (21 WGXC).

Consideremos inicialmente a rede sem CAC e executando o RWA. Neste caso, a rede opera com os valores de imparcialidade em largura de faixa e em distância, apresentados na Fig. 2. As barras verticais representam os valores estimados da probabilidade de bloqueio por unidade de classe. Na configuração restrita, a imparcialidade é elevada em relação às classes de distância. Ao se acrescentar nós WGXC à rede são observados um desequilíbrio em largura de faixa e uma melhoria na imparcialidade em distância.

Considerando somente o CAC em largura de faixa, após executar o RWA, obtêm-se os resultados para imparcialidade em largura de faixa e em distância, mostrados na Fig. 3. De forma análoga, considerando somente o CAC em distância, obtêm-se os resultados mostrados na Fig. 4.

Finalmente, considerando-se o CAC simultaneamente para ambos os casos, obtêm-se os resultados apresentados na Fig. 5. Um resumo dos valores de imparcialidade dos resultados obtidos está mostrado na Fig. 6.

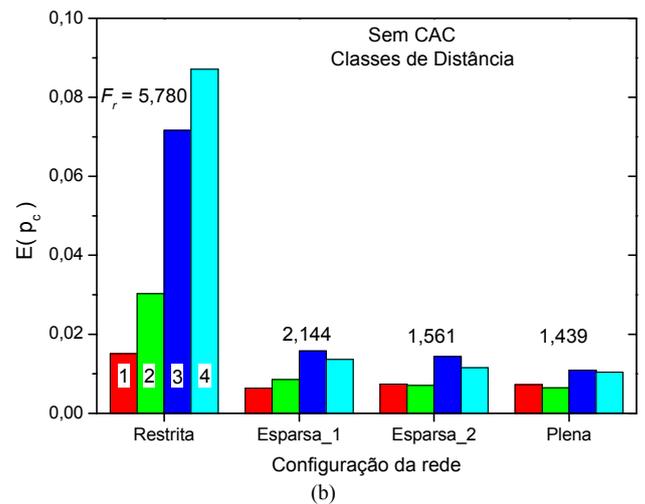
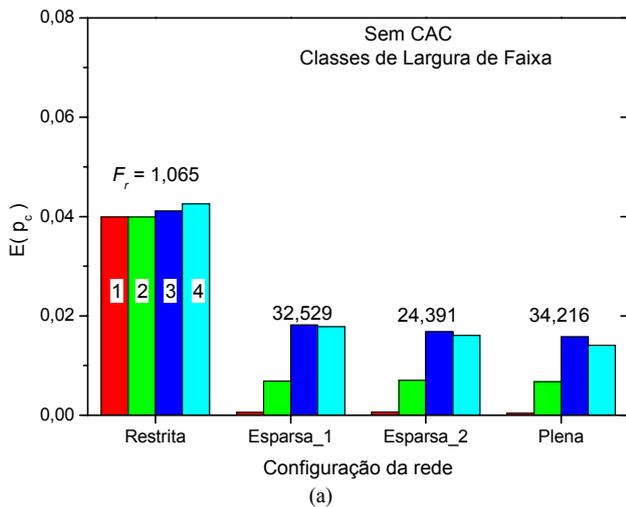


Fig. 2. Valor estimado da probabilidade de bloqueio por unidade de classe: (a) classes de largura de faixa: $1 \leq c \leq 4$; e (b) classes de distância: $1 \leq c_i \leq 4$. Rede sem controle de admissão de conexão para as configurações: restrita; esparsa_1 (15 WSXC + 6 WGXC), esparsa_2 (12 WSXC + 9 WGXC) e plena.

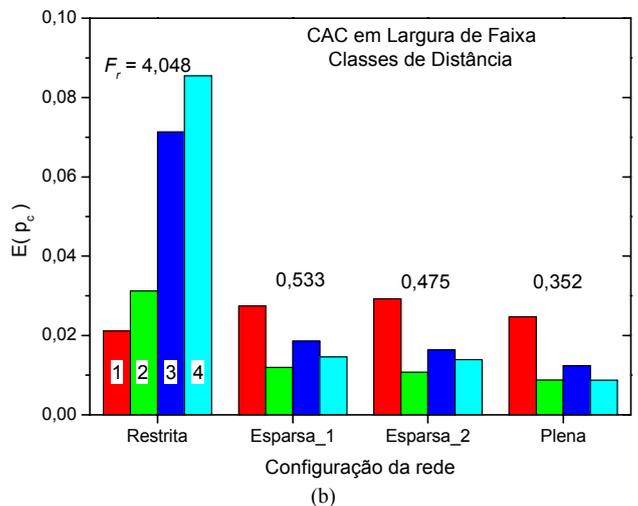
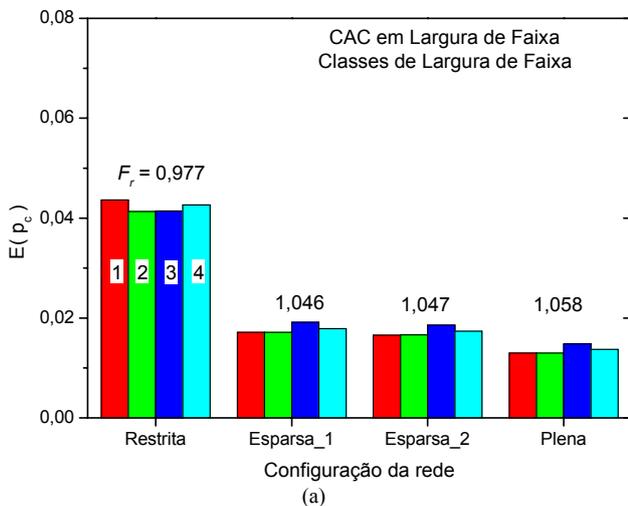


Fig. 3. Valor estimado da probabilidade de bloqueio por unidade de classe: (a) classes de largura de faixa; e (b) classes de distância. Rede com controle de admissão de conexão em largura de faixa para as configurações: restrita; esparsa_1 (15 WSXC + 6 WGXC), esparsa_2 (12 WSXC + 9 WGXC) e plena.

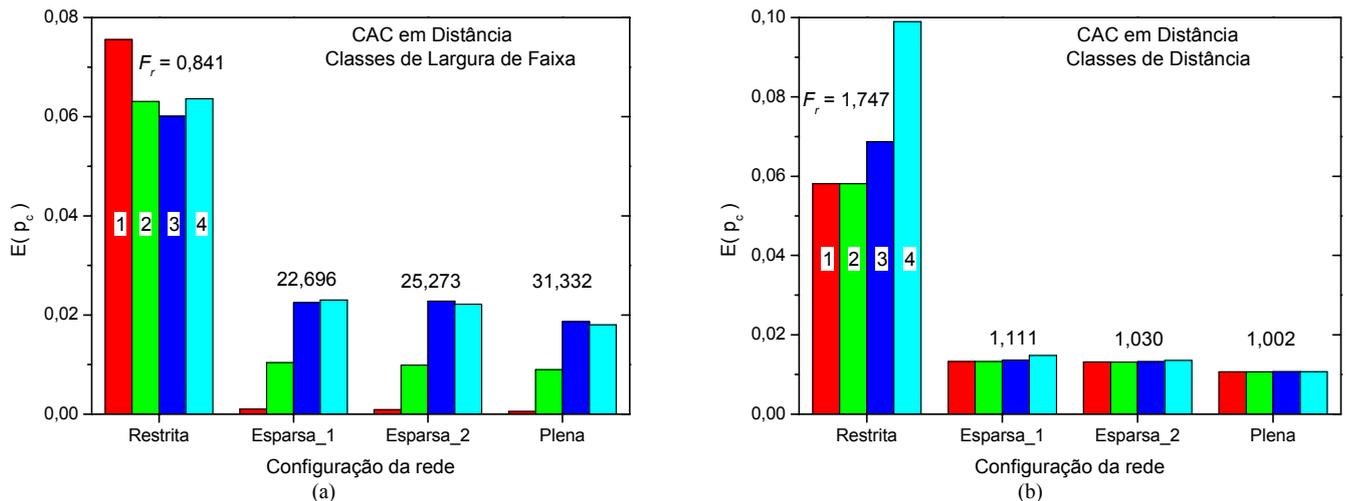


Fig. 4. Valor estimado da probabilidade de bloqueio por unidade de classe: (a) classes de largura de faixa: $1 \leq c \leq 4$; e (b) classes de distância: $1 \leq c_i \leq 4$. Rede com controle de admissão de conexão em distância para as configurações: restrita; esparsa_1 (15 WSXC + 6 WGXC), esparsa_2 (12 WSXC + 9 WGXC) e plena.

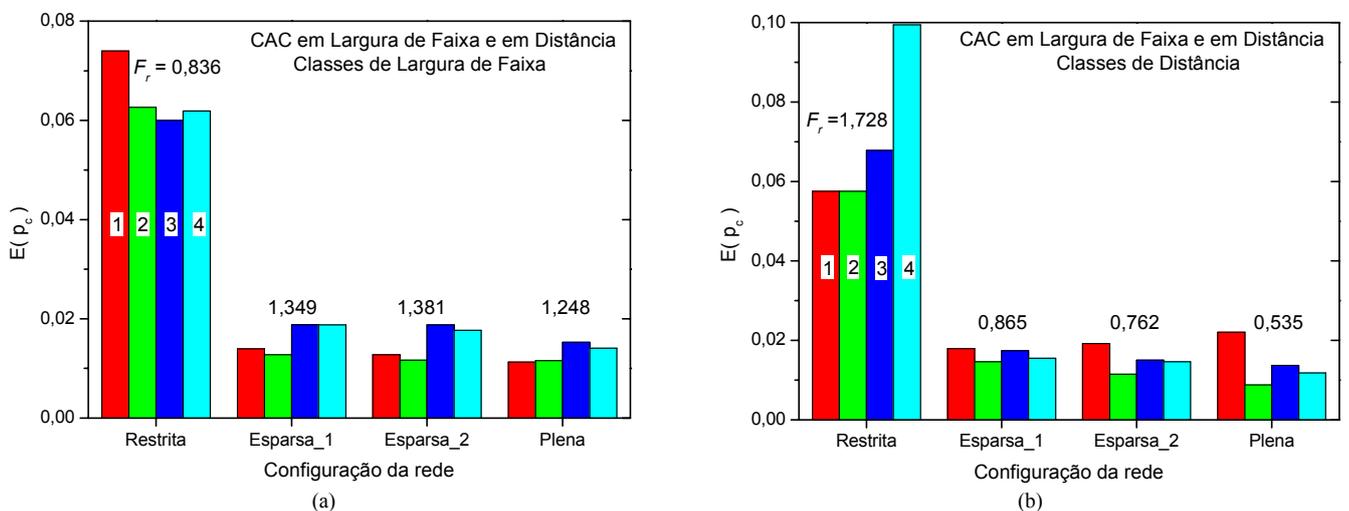


Fig. 5. Valor estimado da probabilidade de bloqueio por unidade de classe: (a) classes de largura de faixa: $1 \leq c \leq 4$; e (b) classes de distância: $1 \leq c_i \leq 4$. Rede com controle de admissão de conexão em largura de faixa e em distância para as configurações: restrita; esparsa_1 (15 WSXC + 6 WGXC), esparsa_2 (12 WSXC + 9 WGXC) e plena.

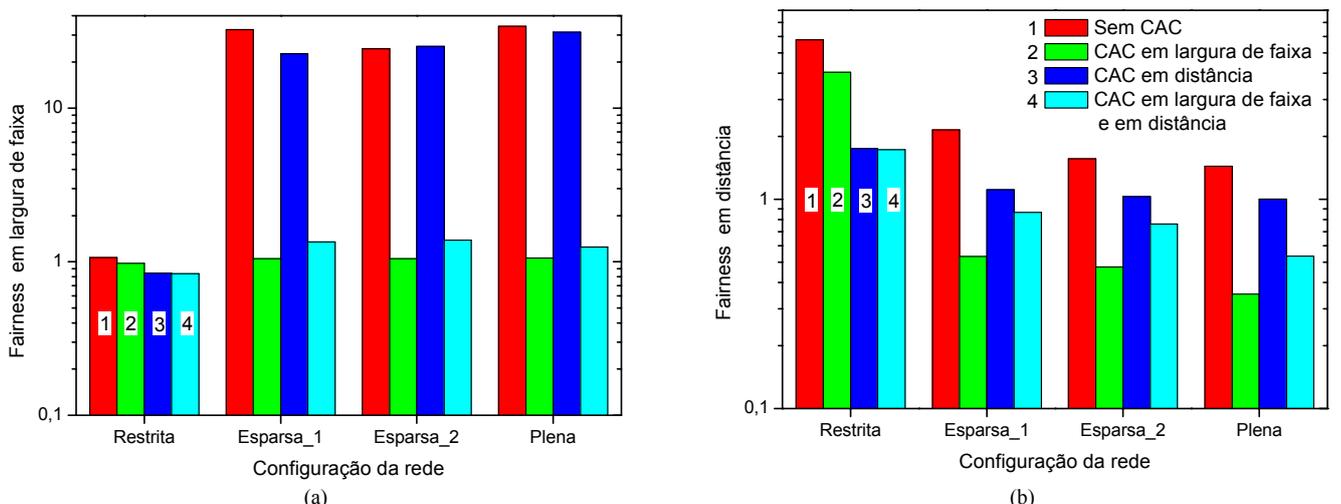


Fig. 6. Imparcialidade em: (a) largura de faixa; e (b) distância, para as configurações: restrita; esparsa_1 (15 WSXC + 6 WGXC), esparsa_2 (12 WSXC + 9 WGXC) e plena.

O CAC em largura de faixa (ver Fig. 3) estabelece a imparcialidade em todas as configurações de rede propostas, aproximando-a do valor unitário. Por outro lado, o CAC reduz a imparcialidade em distância para valores inferiores a 1 e degrada a probabilidade de bloqueio global. Comparando as Fig. 2 e 3, verifica-se que a imparcialidade é alcançada por meio de um aumento na probabilidade de bloqueio das classes de menor ordem. Estas classes apresentam menor probabilidade de bloqueio em rotas curtas. Conseqüentemente, há um aumento da probabilidade de bloqueio das classes em distância de menor ordem (Fig. 3. b).

O CAC em distância (ver Fig. 4) estabelece a imparcialidade para as configurações de rede com nós WGXC, e alcança uma grande redução na imparcialidade para configuração restrita, embora eleve a probabilidade de bloqueio global. Adicionalmente, reduz a imparcialidade em largura de faixa e degrada a probabilidade de bloqueio global. A imparcialidade é obtida por meio de um aumento na probabilidade de bloqueio das classes de menor ordem (ver Fig. 2 e 4). Estas classes apresentam menor probabilidade de bloqueio em largura de faixa. Conseqüentemente, há um aumento da probabilidade de bloqueio das classes com largura de faixa de menor ordem.

O CAC em largura de faixa e em distância (ver Fig. 5) determina um equilíbrio na redução da imparcialidade em ambos os casos, sem grandes prejuízos ao desempenho global. Mostra-se, assim, a impossibilidade de se alcançar imparcialidade exclusivamente unitária, mas se obtém uma considerável melhoria na QoS.

As probabilidades de bloqueio global para a rede, em função do uso do CAC, estão apresentadas na Fig. 7. Na configuração restrita, o uso do CAC em distância eleva a probabilidade de bloqueio. A inclusão dos nós WGXC (configurações esparsa ou plena) melhora o desempenho da rede, pois permite maior flexibilidade na agregação do tráfego e uso eficiente de rotas mais longas ao reduzir a restrição de continuidade de comprimento de onda. Nestas configurações, o desempenho para CAC em distância é ligeiramente superior ao obtido para CAC em largura de faixa. Em todos os casos apresentados, verifica-se que a inclusão das técnicas de CAC degrada a probabilidade de bloqueio.

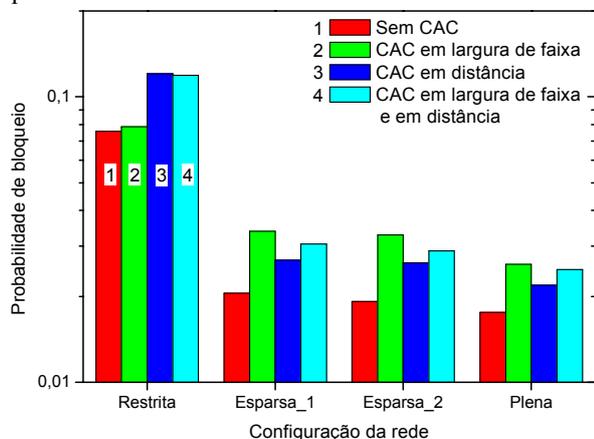


Fig. 7. Probabilidade de bloqueio global para a rede italiana em função do CAC para as configurações de rede: restrita; esparsa_1 (15 WSXC + 6 WGXC), esparsa_2 (12 WSXC + 9 WGXC) e plena.

Os parâmetros do AG são escolhidos para proporcionar aplicação on-line. O tempo médio para o algoritmo realizar o atendimento às solicitações de conexão é adequado e é de apenas 60 ms. O algoritmo foi desenvolvido em linguagem C e as simulações realizadas em microcomputador com processador Pentium IV, 2,2 GHz, 512 MB.

VI. CONCLUSÕES

A comparação entre a imparcialidade em distância e capacidade de largura de faixa em rede óptica WDM é feita neste artigo. O algoritmo genético proposto foi avaliado na rede italiana de faixa larga para 4 configurações de rede. O desempenho em relação à probabilidade de bloqueio global é melhor quando modelos com agregação de tráfego são utilizados. Várias simulações foram realizadas com intuito de avaliar as possibilidades dos modelos. O tempo despendido para atender às solicitações foi de 60 ms. O eventual aumento na probabilidade global de bloqueio, com o uso dos procedimentos CAC, representa o custo pela equalização do uso dos recursos. Cabe a operadora implementar uma métrica para definir o custo do uso de cada classe de serviço oferecido. Os resultados atestam a versatilidade e o potencial de aplicações da abordagem proposta.

REFERÊNCIAS

- [1] D. Bisbal, I. Miguel, F. González, J. Blas, J.C. Aguado, P. Fernández, J. Durán, R. Durán, R.M. L., E.J. Abril e M. López, "Dynamic routing and wavelength assignment in optical networks by means of genetic algorithms", *Photonic Network Comm.*, vol. 7, no. 1, pp. 43-58, 2004.
- [2] S. Thiagarajan and A.K. Somani, "Capacity fairness of WDM networks with grooming capabilities", *Optical Networks Magazine*, pp. 24-32, maio/junho 2001.
- [3] H. Harai, M. Murata e H. Miyahara, "Performance of alternate routing methods in all-optical switching networks". *Proc. IEEE INFOCOM'97*, vol. 2, pp. 516-524, Kobe, Japão, abril 1997.
- [4] Y. M. Zhang, O. Yang e H.M. Liu, "A Lagrangean relaxation and subgradient framework for the routing and wavelength assignment problem in WDM networks", *IEEE J. On Selected Areas in Commun.*, vol. 22, no. 9, pp. 1752-1765, novembro 2004.
- [5] Marcos A.C. Lima, Aluizio F.R. Araújo e Amílcar C. César, "Agregação Dinâmica de Tráfego em Redes Ópticas WDM sob Impacto de ASE e PMD utilizando Algoritmo Genético", *XXI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações-SBTr'04*, pp. 1-6 (CD-ROM), Belém, PA, 6 a 9 de setembro 2004.
- [6] R. Parthiban, R. S. Tucker e C. Leckie, "Waveband grooming and IP aggregation in optical networks", *Journal of Lightwave Technology*, vol. 21, no. 11, pp. 2476-2488, novembro 2003.
- [7] S. Thiagarajan e A.K. Somani, "Performance analysis of WDM optical networks with grooming capabilities", *Proceedings SPIE Int. Symp. On Voice, Video, and Data Communication. --Terabit Optical Networking: Arch., Control, and Management*, Boston, novembro 2000.
- [8] R. Dutta and G.N. Rouskas, "Traffic grooming in WDM networks: past and future", *IEEE Network*, vol.16, no. 6, pp. 46-56, Nov.-Dec. 2002.
- [9] V.R. Konda and T.Y. Chow, "Algorithm for traffic grooming in optical networks to minimize the number of transceivers". *Proc. IEEE Workshop High Perf. Switching and Routing*, pp. 218-21, maio 2001.
- [10] R. Barr and R.A. Patterson, "Grooming telecommunications networks", *Optical Networks Magazine*, pp. 20-23, maio/junho 2001.
- [11] O. Gerstel and R. Ramaswami, "Cost-effective traffic grooming in WDM rings", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 8, no. 5, pp. 618-630, outubro 2000.
- [12] K.F. Man, K.S. Tang e S. Kwong, "Genetic algorithms: concepts and designs", *IEEE Trans. Ind. Elec.*, vol. 43, no. 5, pp. 519-534, out. 1996.
- [13] M. Ali, D.E.D. Cosaque and L. Tancevski, "Network optimization with transmission impairments-based routing", *ECOC'01 Amsterdam*, 2001.