

# Impacto do Roteamento no Escalonamento de Enlaces em Redes em Malha Sem Fio\*

Carlos Henrique Pereira Augusto, Celso Barbosa Carvalho,  
Marcel William Rocha da Silva, José Ferreira de Rezende

<sup>1</sup>GTA - PEE - COPPE – Universidade Federal do Rio de Janeiro (UFRJ)  
Caixa Postal 68.504 – 21.945-970 – Rio de Janeiro – RJ – Brasil

{chenrique, celso, marcel, rezende}@gta.ufrj.br

**Abstract.** *Increasing the capacity of wireless mesh networks has motivated numerous studies. In this context, link scheduling has been one of the most investigated mechanisms. However, the isolated use of scheduling mechanisms does not guarantee a significant increase in capacity independently of the routes followed by traffic. For this reason, the use of cross-layer optimization techniques involving the joint use of scheduling and routing algorithms has been recommended in the literature. Initially, this paper demonstrates the loss of efficiency caused by the lack of interaction between these two algorithms. Then, a joint mechanism is proposed, evaluated and compared through simulations. The results show the gains obtained by using this new approach.*

**Resumo.** *O aumento da capacidade das redes em malha sem fio tem motivado inúmeras pesquisas. Nesse contexto, o escalonamento de enlaces tem sido um dos mecanismos mais investigados. No entanto, o uso isolado de mecanismos de escalonamento não garante um aumento significativo da capacidade de forma independente dos caminhos seguidos pelo tráfego. Por esse motivo, tem sido recomendado na literatura o uso de técnicas de otimização entre camadas envolvendo o uso conjunto de algoritmos de escalonamento e de roteamento. Dada a importância desta questão, este trabalho, inicialmente, demonstra essa perda de eficiência causada pela falta de interação entre esses dois algoritmos. Em seguida, um mecanismo conjunto é proposto, avaliado e comparado através de simulações, mostrando os ganhos obtidos pelo uso dessa nova abordagem.*

## 1. Introdução

A capacidade das redes sem fio, tanto *ad hoc* quanto em malha, tem sido objeto de estudo de vários trabalhos nos últimos anos [Gupta and Kumar 2000, Brar et al. 2006, Badia et al. 2008, Goussevskaia et al. 2009]. De acordo com esses trabalhos, a capacidade dessas redes depende de vários fatores como o número de nós, o grau de interferência entre os enlaces e a demanda de tráfego. Uma metodologia comumente utilizada para se determinar essa capacidade ( $C$ ) assume que o escalonamento dos enlaces da rede ocorre em *slots* de tempo, onde enlaces que não se interferem podem ser ativados num mesmo *slot*. Assim, os algoritmos de escalonamento de enlaces que buscam a capacidade máxima da rede têm como objetivo determinar os enlaces que serão ativados em cada um dos *slots*

---

\*Este trabalho recebeu recursos da CAPES, CNPq, FAPERJ e FINEP.

de tempo de tal forma que todos os enlaces da rede sejam escalonados pelo menos uma vez num número mínimo de *slots*. Essa sequência mínima de *slots*, que representa o tamanho  $T$  do escalonamento, corresponde ao ciclo recorrente de um método de acesso múltiplo por divisão do tempo e, pelo fato da separação espacial entre os nós permitir a simultaneidade na ativação dos enlaces, é denominado STDMA (*Spatial Time Division Multiple Access*). Assumindo que todo enlace da rede possui capacidade de transmissão dada por  $W$  bits/s, em uma rede que possui um único nó *gateway* pode-se relacionar o tamanho do escalonamento STDMA com a capacidade de vazão da rede ( $C = W/T$ ).

Normalmente, esses algoritmos de escalonamento levam em conta a demanda de tráfego através da duplicação dos enlaces, ou pela atribuição de pesos aos enlaces, por onde passam as rotas. No entanto, apesar de terem conhecimento das rotas e a demanda associada a cada uma delas, muitos não levam em consideração a sequencialidade na ativação dos enlaces que compõem um caminho de múltiplos saltos da origem ao destino. Assim, cada enlace é escalonado certo número de vezes em cada ciclo, de acordo com a sua demanda de tráfego, sem se importar com a ordem em que ele é escalonado.

Por outro lado, alguns poucos trabalhos buscam definir de forma conjunta como os enlaces devem ser escalonados e como as rotas devem ser escolhidas para que certa demanda de tráfego seja atendida num tempo mínimo. Esses trabalhos demonstram que o emprego em conjunto dos mecanismos de roteamento (camada 3) e de escalonamento de enlaces (camada 2) fornece um melhor desempenho em relação ao uso independente dos mesmos [Kodialam and Nandagopal 2005, Wang et al. 2008, Badia et al. 2008]. No entanto, essa otimização conjunta, denominada na literatura de otimização entre camadas (*cross-layer optimization*), usam métodos de otimização por programação linear para chegarem a esses resultados.

São poucos os trabalhos que propõem algoritmos ou heurísticas usando a abordagem de otimização entre camadas. E para que ela seja possível na prática, é necessário que as camadas sejam conscientes dos problemas atacados por cada uma delas. Por exemplo, em [Wang and Garcia-Luna-Aceves 2009], os autores propõem o uso de roteamento por múltiplos caminhos, onde cada um dos caminhos seguido por um determinado fluxo é escolhido de forma sequencial usando uma métrica que leva em conta o escalonamento dos enlaces dos caminhos anteriores. No entanto, os autores em [Wang and Garcia-Luna-Aceves 2009] não comparam seus resultados com nenhum outro resultado da literatura, apenas com o valor ótimo obtido por técnicas de otimização.

Inicialmente, este artigo avalia o impacto das rotas usadas por fluxos de múltiplos saltos numa rede sem fio em malha no desempenho de algoritmos de escalonamento de enlaces. Em seguida, é proposto um mecanismo conjunto de roteamento e escalonamento que explora o reuso espacial, favorecendo a simultaneidade na ativação dos enlaces. Além disso, o mecanismo proposto leva em conta a demanda de tráfego e os níveis de interferência permitidos na decisão de escalonamento. Os resultados obtidos demonstram a eficiência do mecanismo proposto em comparação a outros dois algoritmos da literatura.

A Seção 2 descreve alguns trabalhos em escalonamento de enlaces e sua operação conjunta com o roteamento. A Seção 3 descreve o mecanismo proposto neste trabalho. A Seção 4 apresenta os modelos e o ambiente de simulação usados na avaliação de desempenho dos algoritmos. Em seguida, a Seção 5 traz os resultados das simulações realizadas,

assim como uma discussão a respeito. E, por fim, a Seção 6 apresenta as conclusões e trabalhos futuros.

## 2. Trabalhos Relacionados

O problema do escalonamento de enlaces em redes sem fio vem sendo tratado há bastante tempo [Barnhart et al. 1991, Behzad and Rubin 2008, Kodialam and Nandagopal 2005, Borbash and Ephremides 2006, Brar et al. 2006, Wang et al. 2008, Badia and Botta 2008, Badia et al. 2008, Goussevskaia et al. 2009, Shi et al. 2009, Wang and Garcia-Luna-Aceves 2009]. Os trabalhos tratam o problema isoladamente [Behzad and Rubin 2008, Kodialam and Nandagopal 2005, Brar et al. 2006] ou em conjunto com o roteamento e o controle de topologia/potência [Barnhart et al. 1991, Borbash and Ephremides 2006, Badia et al. 2008, Wang et al. 2008]. De acordo com a metodologia empregada, os diversos trabalhos podem ser classificados da seguinte forma: i) otimização via programação linear/inteira [Borbash and Ephremides 2006]; ii) coloração em grafos [Gandham et al. 2005, Wang et al. 2008]; iii) algoritmos aproximativos [Brar et al. 2006, Goussevskaia et al. 2009]; iv) outros (redes neurais, algoritmos genéticos, etc.) [Barnhart et al. 1991, Badia and Botta 2008]. Com relação ao modelo de interferência, esses trabalhos usam o modelo de protocolo (ou UDG) [Behzad and Rubin 2008, Wang et al. 2008] ou físico (ou SINR) [Brar et al. 2006]. Na maioria das vezes, os algoritmos/heurísticas propostos são centralizados e requerem um conhecimento global da topologia e/ou dos níveis de interferência entre os enlaces. No entanto, alguns trabalhos propõem algoritmos distribuídos [Gandham et al. 2005, Wang et al. 2008] baseados em coloração de grafos.

Ao se modelar a rede sem fio por um grafo, o problema de escalonamento pode ser traduzido num problema de coloração de grafos [Gandham et al. 2005, Jain et al. 2005, Wang et al. 2008]. Essa coloração pode ser feita tanto nas arestas (*edge-coloring*) quanto nos vértices (*vertex-coloring*). No primeiro caso, uma coloração é válida se todas as arestas incidentes de um vértice têm cores distintas. Essa coloração pode ser facilmente mapeada em um escalonamento TDMA, onde cada aresta corresponde a um enlace de comunicação e cada cor corresponde a um *slot* do ciclo TDMA. As arestas que recebem a mesma cor correspondem então aos enlaces que podem ser ativados no mesmo *slot*. A desvantagem da coloração de arestas é que apesar dela garantir que não existam conflitos primários no escalonamento<sup>1</sup>, ela não garante que não existam colisões provocadas pela interferência mútua decorrente da ativação de dois ou mais enlaces que compartilham a mesma cor.

Para remediar esse problema, o trabalho em [Jain et al. 2005] introduz o conceito de grafo de conflito, cujos vértices correspondem aos enlaces de comunicação e uma aresta entre dois vértices existe se os dois enlaces não podem ser ativados simultaneamente. Desta forma, dado um modelo de interferência, é possível criar arestas no grafo de conflito que representam a interferência mútua entre os enlaces. Assim, uma coloração dos vértices do grafo de conflito, a qual determina que quaisquer dois vértices adjacentes recebam cores distintas, evita conflitos causados pela interferência no escalonamento. Resumindo, o problema de escalonamento de enlaces livre de interferências consiste então

---

<sup>1</sup>Ocorrência num mesmo *slot* da transmissão e recepção simultâneas num mesmo nó ou da recepção ou transmissão de/para dois ou mais nós

em determinar qual o número mínimo de cores necessário para colorir os vértices do grafo de conflito. O trabalho em [Wang et al. 2008] propõe diversos algoritmos, tanto centralizados quanto distribuídos, para esse problema de coloração. No entanto, esses algoritmos assumem que cada enlace conhece os seus enlaces interferentes.

O trabalho em [Wang et al. 2008] propõe um algoritmo distribuído de coloração dos enlaces baseado na interferência sofrida por eles. A proposta define, para cada enlace, o nó responsável pela coloração do respectivo enlace. Essa escolha é baseada no identificador único dos nós e nos seus alcances de interferência. Em caso de um alcance de interferência homogêneo, o nó do enlace com o menor identificador assume essa responsabilidade. Caso contrário, os nós com maiores alcances de interferência são escolhidos. Então, esses nós, chamados de *cabeças* dos enlaces, escolhem uma cor ainda não usada pelos enlaces em conflito e difundem essa escolha aos *cabeças* desses enlaces. Um enlace faz parte do conjunto de enlaces em conflito de outro enlace caso pelo menos um dos nós que compõem esses dois enlaces esteja dentro do alcance de interferência de algum outro nó dos mesmos pares de enlaces. Esse algoritmo assume que existe um alcance de interferência  $r_I$  que permite definir os enlaces interferentes ou em conflito. No trabalho, assume-se que  $r_I = \phi * r_T$ , onde  $r_T$  é o alcance de transmissão e  $2 \leq \phi \leq 4$ .

O trabalho em [Wang and Garcia-Luna-Aceves 2009] é o que mais se assemelha a este trabalho. Ele trata do problema conjunto de escalonamento e roteamento para redes sem fio que permitem a recepção simultânea de múltiplos pacotes. Os autores propõem uma heurística que fornece para cada fluxo um conjunto de caminhos na rede em malha através dos quais o escalonamento dos seus enlaces seria favorecido. Os resultados da heurística são comparados ao ótimo obtido pela solução de um problema de otimização que leva em conta tanto o roteamento quanto o escalonamento.

As Subseções 2.1 e 2.2 detalham os algoritmos de duas propostas da literatura que serviram de comparação ao mecanismo proposto.

### 2.1. Algoritmo Centralizado: LDF

O artigo [Goussevskaia et al. 2009] apresenta um algoritmo de escalonamento centralizado que determina a capacidade de vazão em redes com topologias arbitrárias. O trabalho emprega o modelo de interferência físico em conjunto com uma análise geométrica, considerando enlaces de comunicação de um salto e roteadores que utilizam potência de transmissão fixa. O objetivo do algoritmo é maximizar a quantidade de enlaces escalonados concorrentemente em um *slot* e escalonar todos os enlaces na menor quantidade possível de *slots*. O estudo prova que o algoritmo proposto possui aproximação  $O(\log(n))$  do ótimo, onde  $n$  é a quantidade de enlaces da rede.

O algoritmo escolhe para escalonar primeiro, dentre um conjunto  $L = \{l_1, \dots, l_n\}$  de enlaces, o enlace  $l_v$  que possui menor comprimento  $d_{vv}$  (distância euclidiana entre transmissor  $s_v$  e receptor  $r_v$ ). Após  $l_v$  ser adicionado ao *slot*  $S_1$  do conjunto de slots  $S = \{S_1, \dots, S_T\}$ , a garantia da restrição de SINR é executada em dois passos. No primeiro passo, todo enlace  $l_u$  que está a uma distância  $c \cdot d_{vv}$  do receptor  $r_v$  é removido do conjunto  $L$ , onde  $c$  é uma constante determinada através de geometria e que depende do SINR requerido pelo enlace  $l_v$  e do expoente de perda de propagação do meio. No segundo passo, todos os enlaces que sobraram e que possuem “afetação” maior ou igual a  $2/3$  também são removidos do conjunto  $L$ . A “afetação” de um enlace  $l_w$  mede o quanto este

enlace é afetado pelas transmissões dos enlaces já presentes no *slot* (ex: *slot*  $S_1$ ) e é dada por  $A_S(l_w) = \beta(\sum_{l_v \in S} I_{vw} + N)/P_{ww}$ . Na equação anterior,  $\beta$  é o SINR requerido pelo enlace  $l_w$ ,  $I_{vw}$  é a interferência causada por todo transmissor  $s_v$  presente no *slot*  $S$ , no receptor  $r_w$ ,  $N$  é a potência do ruído de fundo e  $P_{ww}$  é a potência recebida em  $r_w$  vinda do transmissor  $s_w$ . O algoritmo é executado repetidas vezes, com entrada  $L = L \setminus S_t$  ( $t = 1, \dots, T$ ), até que todo enlace do conjunto  $L$  tenha sido escalonado.

## 2.2. Algoritmo Centralizado: GreedyPhy

O trabalho em [Brar et al. 2006] propõe um algoritmo centralizado, chamado *GreedyPhysical*, que trata o problema de escalonamento através do modelo físico (SINR), entretanto, utilizando um grafo de conflitos que representa cada nó como um vértice, e cada aresta possui um peso que representa a potência de sinal recebida pelo outro vértice. O conceito utilizado é o de calcular a potência de interferência que cada nó gera sobre todos os outros quando realiza uma transmissão. Outra vantagem do algoritmo proposto é que ele é projetado para lidar com cargas diferentes em cada enlace, representadas por pesos ( $w_e$ ).

O primeiro passo deste algoritmo para calcular o escalonamento  $S_{Phy}$  é determinar o *interference number* de cada enlace, e depois ordená-los de forma decrescente por este número. O *interference number* de um enlace  $e = (u, v)$  é o número de enlaces  $e_i$  que não possuem os vértices  $u$  e  $v$ , e que não podem ser escalonados, sozinhos, simultaneamente com  $e$ , devido às questões de interferência. Desta forma os enlaces que são mais difíceis de escalonar são escalonados primeiro. Após este ordenamento, os enlaces são escalonados de forma “gulosa”. Cada enlace  $e_i$  é escalonado nos  $w_{e_i}$  primeiros *slots* possíveis. Para determinar se é possível escalonar  $e_i$  no *slot*  $t_k$  é necessário verificar se a potência adicionada pelo enlace  $e_i$  em todos os enlaces já escalonados no *slot* não ultrapassa, em cada um deles, o limiar de SINR necessário para decodificação da transmissão, e também se a soma das transmissões já escalonadas não ultrapassa o mesmo limiar em  $e_i$ . Caso os *slots* já escalonados não sejam suficientes para alocar as  $w_{e_i}$  transmissões de  $e_i$ , novos *slots* são adicionados ao fim do escalonamento  $S_{Phy}$ , e as transmissões restantes de  $e_i$  são escalonadas sozinhas neles.

## 3. Mecanismo Proposto

O mecanismo proposto, denominado REUSE, é um mecanismo centralizado que consiste no uso de uma métrica de roteamento que favorece o reuso espacial, permitindo a ativação simultânea de enlaces por um determinado algoritmo de escalonamento. Este último é uma extensão do algoritmo *GreedyPhy* [Brar et al. 2006], onde o *interference number* de cada enlace é calculado multiplicando-se a sua demanda de tráfego pelo número de enlaces com os quais ele não pode ser escalonado, ou seja, interferentes. Além disso, a contabilização dos enlaces interferentes envolve somente os enlaces onde existe demanda de tráfego, ao invés de todos os enlaces como no algoritmo original. Considerando-se uma rede onde os fluxos fluem das fontes para um sorvedouro, a intuição por trás dessa extensão está ligada ao fato dos enlaces que chegam ao sorvedouro (ou *gateway*) serem normalmente os de maior demanda, devendo ser escalonados prioritariamente.

Com relação à métrica de roteamento, todo enlace  $e_j$  tem seu peso iniciado com valor unitário que vai sendo modificado à medida que novos fluxos entram e saem da rede. Dados os seguintes conjuntos de nós e enlaces da rede:  $N_i$  - conjunto de nós atravessados

pelo fluxo  $i$ ;  $R_i$  - conjunto de enlaces atravessados pelo fluxo  $i$ ;  $V_i$  - conjunto de nós vizinhos de um salto dos nós do conjunto  $N_i$ ; e  $E(X)$  o conjunto de todos os enlaces incidentes aos nós do conjunto  $X$ , os pesos dos enlaces assumem novos valores  $p'_j$  de acordo com a Equação 1.

$$p'_j = \begin{cases} p_j \pm 1 * r & \forall e_j \in R_i; \\ p_j \pm 1/2 * r & \forall e_j \in E(N_i) \mid e_j \notin R_i; \\ p_j \pm 1/4 * r & \forall e_j \in E(V_i) \mid e_j \notin E(N_i). \end{cases} \quad (1)$$

Onde  $p_j$  é o peso anterior do enlace,  $r = 1 + (\text{minSINR} - 5)/25$  e  $\text{minSINR}$  é igual ao valor mínimo (em dB) da relação sinal-ruído necessária para decodificar um pacote na taxa de transmissão utilizada pelo enlace  $e_j$ . Uma vez estabelecidos os novos pesos dos enlaces, a rota a ser seguida por um fluxo que chega deve ser aquela de menor custo calculado pelo algoritmo de Dijkstra. O sinal de  $\pm$  nas equações indica que o valor de  $p_j$  deve ser aumentado (+) na chegada de um novo fluxo e diminuído (−) em caso de saída de um fluxo da rede. Nas mesmas equações, os valores 1, 1/2 e 1/4 consideram o impacto da interferência na atribuição de pesos aos enlaces. Intuitivamente, estes pesos representam que os enlaces que compõem as rotas e, em ordem decrescente de valores os seus enlaces vizinhos mais próximos, são mais afetados pela interferência. A fórmula usada para o cálculo de  $r$  fornece valores entre [1, 2] para valores de  $\text{minSINR}$  entre 5 e 30 dB. Quanto maior o valor de  $\text{minSINR}$ , maiores são os pesos atribuídos aos enlaces.

Basicamente, o mecanismo consiste em balancear o tráfego pela rede, aumentando o peso dos enlaces em torno das rotas usadas pelos fluxos de acordo com o nível de interferência permitido. Esse balanceamento favorece o escalonamento simultâneo de enlaces, aumentando o reuso espacial e, por conseguinte, a capacidade da rede. Na próxima seção, detalharemos os modelos de interferência e propagação utilizados na avaliação do mecanismo, assim como alguns detalhes do simulador empregado nessa avaliação.

#### 4. Modelos e Ambiente de Simulação

Para se determinar os enlaces que não se interferem, podendo assim ser ativados simultaneamente, um modelo de interferência deve ser utilizado. Dois modelos são largamente empregados: físico e de protocolo (ou UDG). O primeiro consiste em determinar se a relação sinal-interferência+ruído (SINR) é maior do que certo limiar de tal forma que o sinal transmitido possa ser decodificado com certa probabilidade de erro de bit [Shi et al. 2009]. O modelo de protocolo determina que uma transmissão bem sucedida ocorre quando um nó se encontra dentro do alcance de transmissão do transmissor pretendido e fora do alcance de interferência de quaisquer outros transmissores. Nesse segundo modelo, a maior dificuldade está na escolha do alcance de interferência. O trabalho em [Shi et al. 2009] mostra que, com uma escolha acertada desse valor, os dois modelos levam aos mesmos resultados, sendo o modelo de protocolo bem mais simples computacionalmente.

Neste trabalho, foi utilizado o modelo de interferência físico (ou SINR) associado ao modelo de propagação *log-distance* para se determinar a factibilidade na ativação dos enlaces. O modelo físico estabelece que a probabilidade de receber um pacote com sucesso é igual a 1 caso a SINR esteja acima de um determinado limiar ( $\text{minSINR}$ ). A

Equação 2 mostra essa condição necessária para o recebimento do pacote, onde  $P_t^i$  é a potência de sinal do transmissor pretendido  $i$  e  $g_{ij}$  é a perda no caminho do nó  $i$  ao nó  $j$  no enlace  $(i, j)$ . O denominador corresponde ao ruído ambiente  $N$  adicionado a potencia de sinal que chega ao nó  $j$  emitida por todos os possíveis nós interferentes  $k$ . Nesse modelo, o escalonamento simultâneo de um conjunto de enlaces é considerado válido (ou factível) caso as transmissões não sofram interferências capazes de provocar a perda dos pacotes transmitidos.

$$\frac{P_t^i * g_{ij}}{\sum_{k \neq i} P_t^k * g_{kj} + N} \geq \min SINR \quad (2)$$

O modelo de propagação *log-distance* [Rappaport 2006] fornece a potência média do sinal recebido  $P_r$  dada a potência de transmissão  $P_t$  de acordo com a Equação 3. O fator de perda de caminho  $\alpha$  traduz a influência do ambiente,  $d$  é a distância entre o transmissor e o receptor e o fator  $k$  leva em conta a influência da frequência, do ganho das antenas e da distância de referência.

$$P_r = \frac{P_t * k}{d^\alpha} \quad (3)$$

Além das restrições impostas pela interferência, chamadas de restrições secundárias, o escalonamento dos enlaces deve obedecer às restrições primárias, ou denominadas de restrições do transceptor em [Badia et al. 2008] por serem ligadas às características do transceptor sem fio. Normalmente, esses transceptores são do tipo *half-duplex*, o que impede que um nó transmita e receba simultaneamente. Além disso, um determinado nó pode receber pacotes de apenas um transmissor a cada instante, assim como um nó só pode transmitir para apenas um receptor por vez.

Para se levar em conta as rotas usadas pelos fluxos no escalonamento, a demanda de tráfego de cada enlace deve ser calculada como sendo o somatório da demanda de cada fluxo que passa por ele. Uma vez conhecida a demanda de tráfego de todos os enlaces da rede, os enlaces que apresentam demanda nula podem ser eliminados e aqueles com demanda não nula devem ser escalonados proporcionalmente a esse valor de demanda.

A avaliação dos algoritmos de escalonamento de enlaces consiste na geração de topologias e na execução dos algoritmos para se determinar o ciclo STDMA necessário para se atender à demanda de tráfego. O mecanismo proposto é comparado aos dois algoritmos de escalonamento detalhados na Seção 2. Como os algoritmos escolhidos não trabalham em conjunto com a escolha das rotas, o desempenho deles é calculado para diferentes conjuntos de rotas.

Assim, no simulador foi implementada uma variante do algoritmo de Dijkstra que recebe como entrada um parâmetro  $H$  que tem o seguinte significado. Quando  $H = -1$ , o algoritmo retorna o primeiro caminho mais curto encontrado da fonte ao destino. Quando  $H = 0$ , ele retorna todos os caminhos mais curtos e quando  $H > 0$ , todos os caminhos de até  $H$  saltos maiores do que o caminho mais curto são encontrados. Os algoritmos implementados são comparados ao mecanismo proposto para diferentes valores de  $H$ . Quando  $H = -1$ , apenas uma rota para cada fonte será utilizada pelo algoritmo, porém, quando  $H \geq 0$ , a combinação de todas as rotas para cada fonte será utilizada na avaliação.

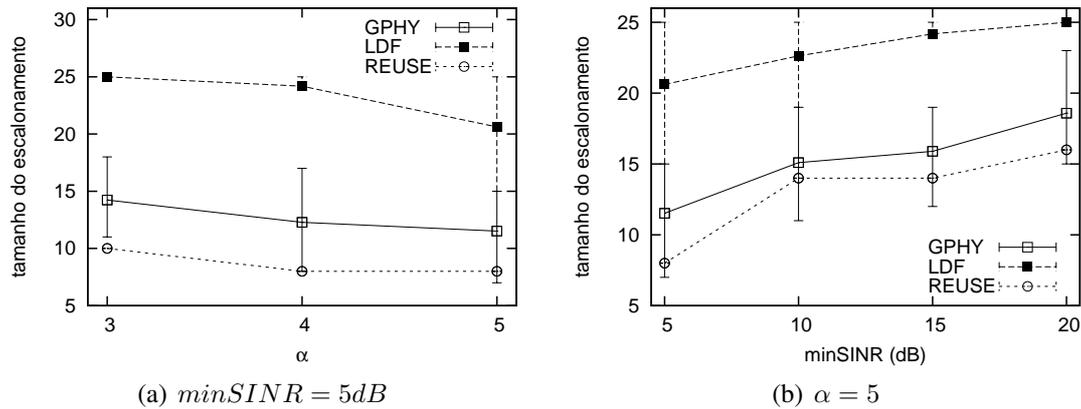


Figura 1. Tamanho mínimo, médio e máximo do escalonamento (6x6 e  $H = 0$ ).

Desta forma, será utilizado como comparativo o tamanho médio do escalonamento para essa combinação de rotas.

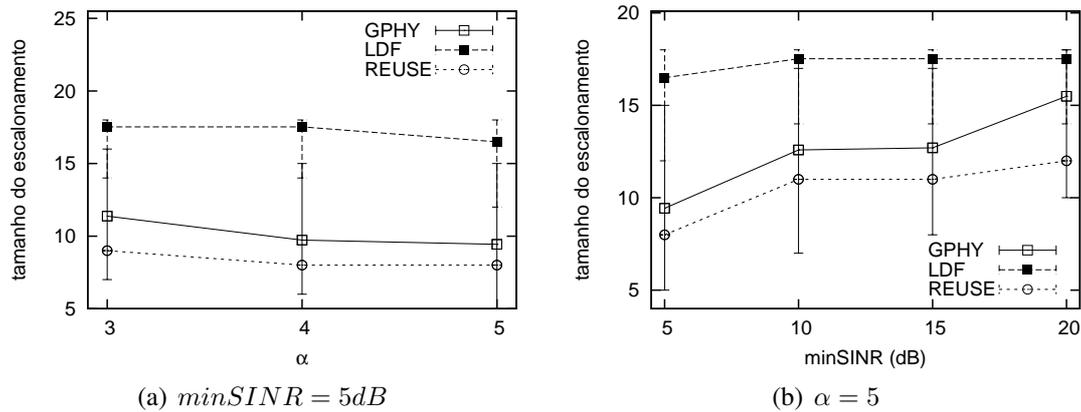
## 5. Resultados Numéricos

As avaliações foram realizadas em dois cenários distintos. O primeiro usa topologias em grade, enquanto o segundo cenário adota topologias pseudo-aleatórias. Em todas as topologias, o tráfego segue em múltiplos saltos das fontes ao ponto de interconexão da rede em malha sem fio com outras redes, ou seja, o *gateway*. Este último está sempre localizado numa das bordas da área quadrada coberta pela rede. As fontes de tráfego são escolhidas na borda diametralmente oposta ao do *gateway*, ou seja, são aquelas mais distantes do destino. A demanda de tráfego de cada uma das fontes é a mesma, ou seja, não existem fontes com maior demanda de tráfego do que outras.

Na topologia em grade, os nós estão separados de seus vizinhos tanto na horizontal quanto na vertical de uma distância igual a 70% do alcance máximo do seu rádio. Essa disposição permite que os nós da grade comuniquem diretamente com os seus vizinhos na diagonal. O alcance máximo é calculado levando em conta a potência de transmissão ( $P_t$ ), o expoente de perda de propagação ( $\alpha$ ) e a mínima relação sinal-ruído ( $\min SINR$ ).

A geração da topologia dita pseudo-aleatória segue as seguintes regras. Após a escolha aleatória da posição de um nó, ele é inserido na topologia apenas se ele se encontra dentro do alcance de qualquer outro nó disposto anteriormente e se o grau de todos os nós dispostos até o momento não ultrapassa um determinado valor máximo. Além disso, é garantida uma distância mínima entre todos os nós da rede. Os parâmetros utilizados foram os seguintes: o  $P_t$  é o mesmo para todos os nós e igual a 17 dBm, ou aproximadamente 50 mW; o  $\alpha$  é variado entre 3 e 5 e o  $\min SINR$  entre 5 e 20 dB; o grau máximo varia entre 6 e 9 e a distância mínima é igual a 25% do alcance máximo. O número de fontes de tráfego em cada cenário também é variado.

Como dito anteriormente, a métrica de desempenho utilizada na avaliação dos mecanismos é o tamanho do escalonamento em termos do número de *slots* do ciclo STDMA. Os três mecanismos avaliados e os respectivos acrônimos usados nos gráficos são: GreedyPhy [Brar et al. 2006] (GPHY), o algoritmo em [Goussevskaja et al. 2009] (LDF - *Lesser Distance First*) e a nossa proposta REUSE.



**Figura 2. Tamanho mínimo, médio e máximo do escalonamento (4x5 e  $H = 1$ ).**

Para investigar o impacto do roteamento no desempenho dos mecanismos de escalonamento de enlaces, foram realizadas simulações em topologias em grade envolvendo uma combinação de rotas. Os resultados da Figura 1 mostram os valores mínimos, máximos e médios do tamanho do escalonamento<sup>2</sup> obtidos pelos mecanismos GPHY e LDF para um grade 6x6 (36 nós), onde cinco nós localizados nas bordas diametralmente opostas ao *gateway* são fontes. Esses valores são comparados ao único valor obtido pelo mecanismo REUSE que escolhe uma determinada rota de acordo com a métrica proposta e apresentada na Seção 3. As rotas utilizadas nesses experimentos consistem em todas as rotas de menor caminho de todas as fontes<sup>3</sup>, correspondendo a 176400 combinações. Esse número de combinações cresce com o número de fontes e o número de caminhos de mesmo custo encontrados da fonte ao destino. Numa topologia em grade, existe um número crescente de caminhos de mesmo custo quanto maior é a distância em número de saltos da fonte ao destino. Ao usarmos  $H = 1$  para essa mesma topologia e com o mesmo número de fontes, o número de combinações seria superior à  $6 \times 10^9$ .

As curvas da Figura 1 demonstram que os algoritmos de escalonamento têm seus desempenhos bastante variados, entre o mínimo e o máximo no gráfico, de acordo com a rota utilizada. Além disso, as curvas mostram que o REUSE apresenta um tamanho de escalonamento inferior à média dos demais mecanismos, se aproximando do mínimo encontrado pelo algoritmo GPHY. Isso indica que o mecanismo proposto encontra uma rota que permite um escalonamento bastante favorável.

A Figura 2 mostra os mesmos resultados para uma grade com 20 nós (4x5) e 5 fontes, mas combinando todas as rotas com até um salto maior do que o caminho mais curto ( $H = 1$ ). Nesse caso, existem mais de 3 milhões combinações. O tamanho do escalonamento dos algoritmos GPHY e LDF foi obtido para todas essas combinações, cujos resultados são mostrados e comparados ao do mecanismo proposto. Novamente, o REUSE atinge um bom desempenho, inferior à média e próximo do mínimo do algoritmo GPHY.

<sup>2</sup>As barras verticais que aparecem nos gráficos vão do valor mínimo ao valor máximo, e as curvas traçadas são do valor médio calculado.

<sup>3</sup> $H = 0$  usado como entrada no algoritmo de Dijkstra implementado.

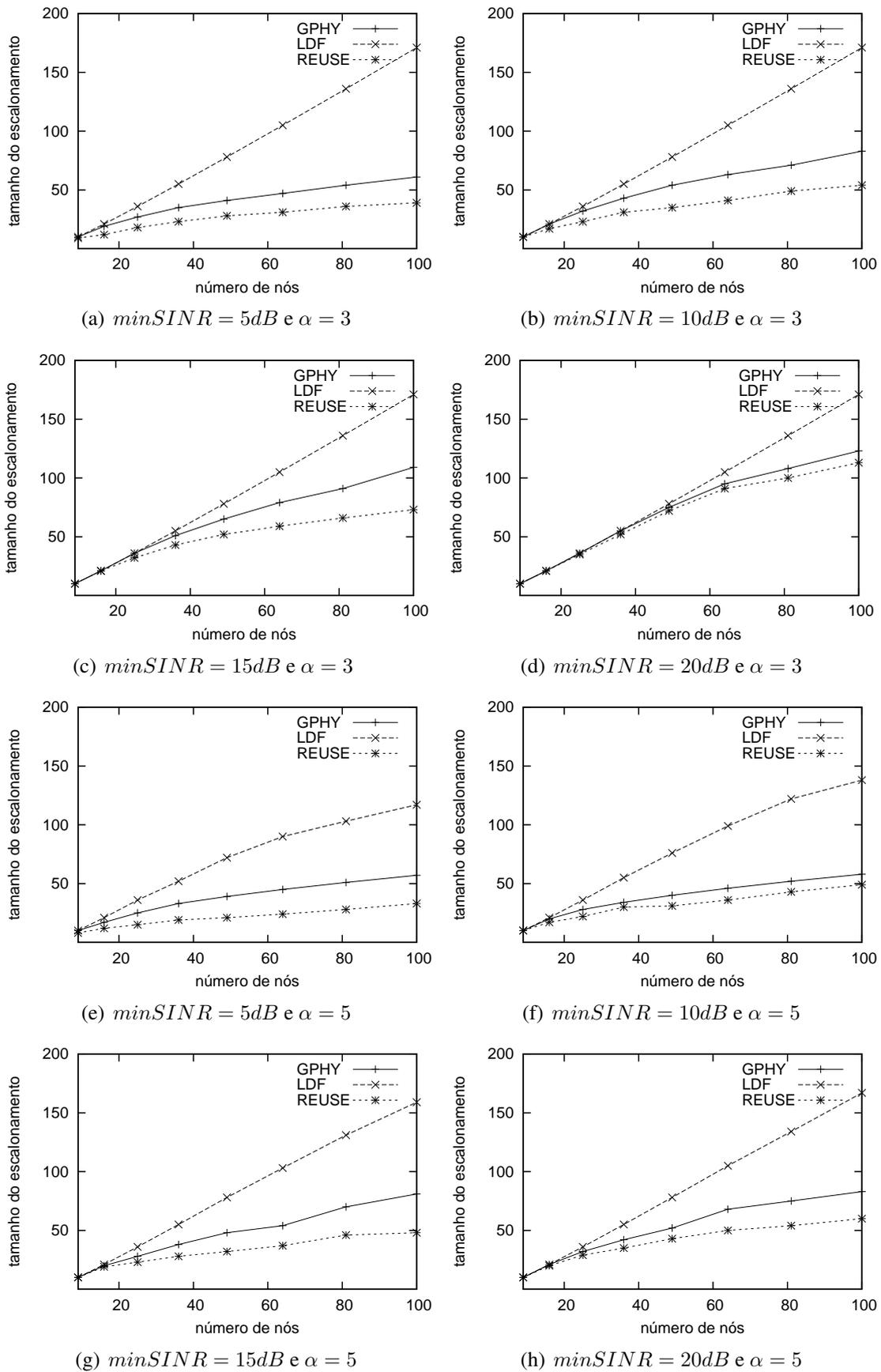
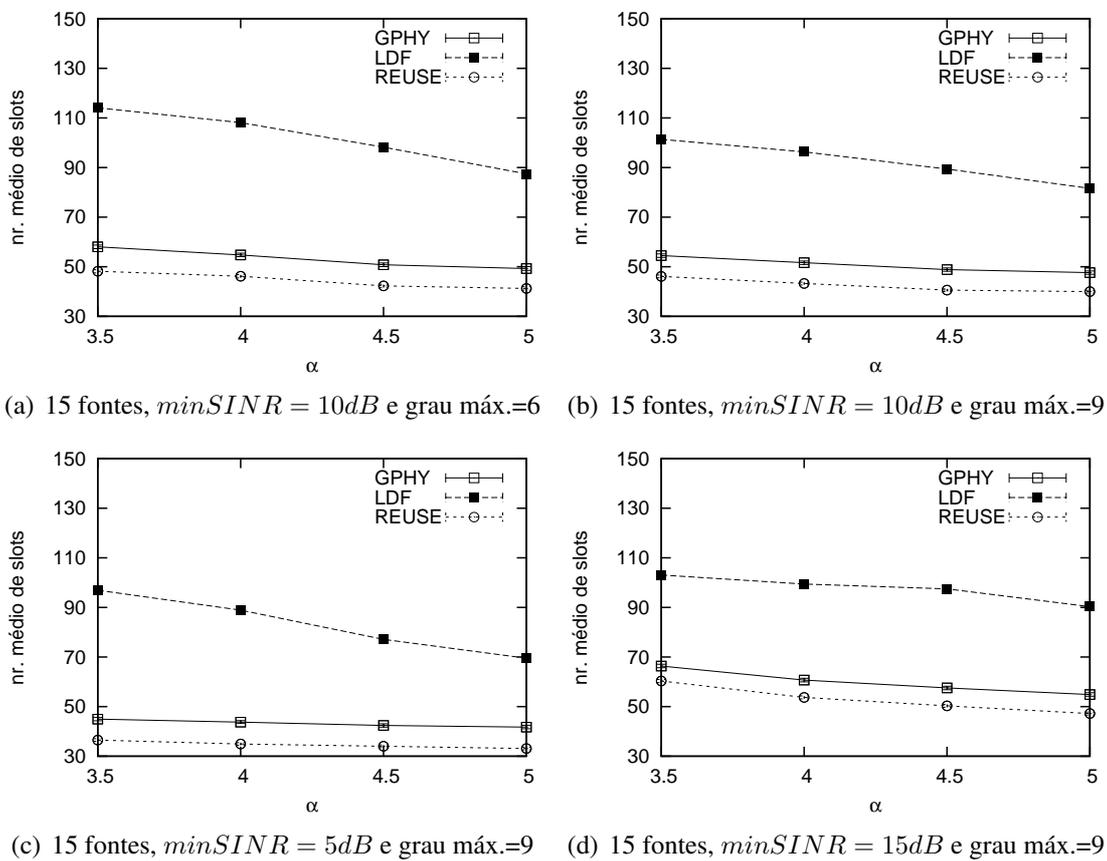


Figura 3. Tamanho do escalonamento em função do número de nós.

Em seguida, são apresentados os resultados obtidos com o aumento em número de nós da topologia em grade. As grades utilizadas são sempre do tipo  $N \times N$ , onde  $N$  é o número de nós dispostos em cada linha. Os gráficos da Figura 3 mostram o tamanho do escalonamento em função do tamanho da grade, em número de nós ( $N^2$ ), para diferentes valores de  $minSINR$  e  $\alpha$ . Nestes resultados, a rota usada pelos algoritmos GPHY e LDF é a de menor de caminho ( $H = -1$ ), enquanto que o mecanismo REUSE usa uma rota calculada de acordo com a métrica proposta.

Observa-se que o tamanho do escalonamento cresce com o tamanho da grade e com o aumento do  $minSINR$  e diminui com o valor de  $\alpha$ . Para pequenos valores de  $\alpha$  e maiores valores de  $minSINR$ , fica cada vez mais difícil escalonar enlaces simultaneamente. Desta forma, para  $minSINR = 20dB$  e  $\alpha = 3$  (Figura 3(d)), o desempenho de todos os algoritmos se aproxima. Com o aumento da grade, as rotas das fontes ao destino (*gateway*) ficam mais longas, aumentando assim o tamanho do escalonamento.

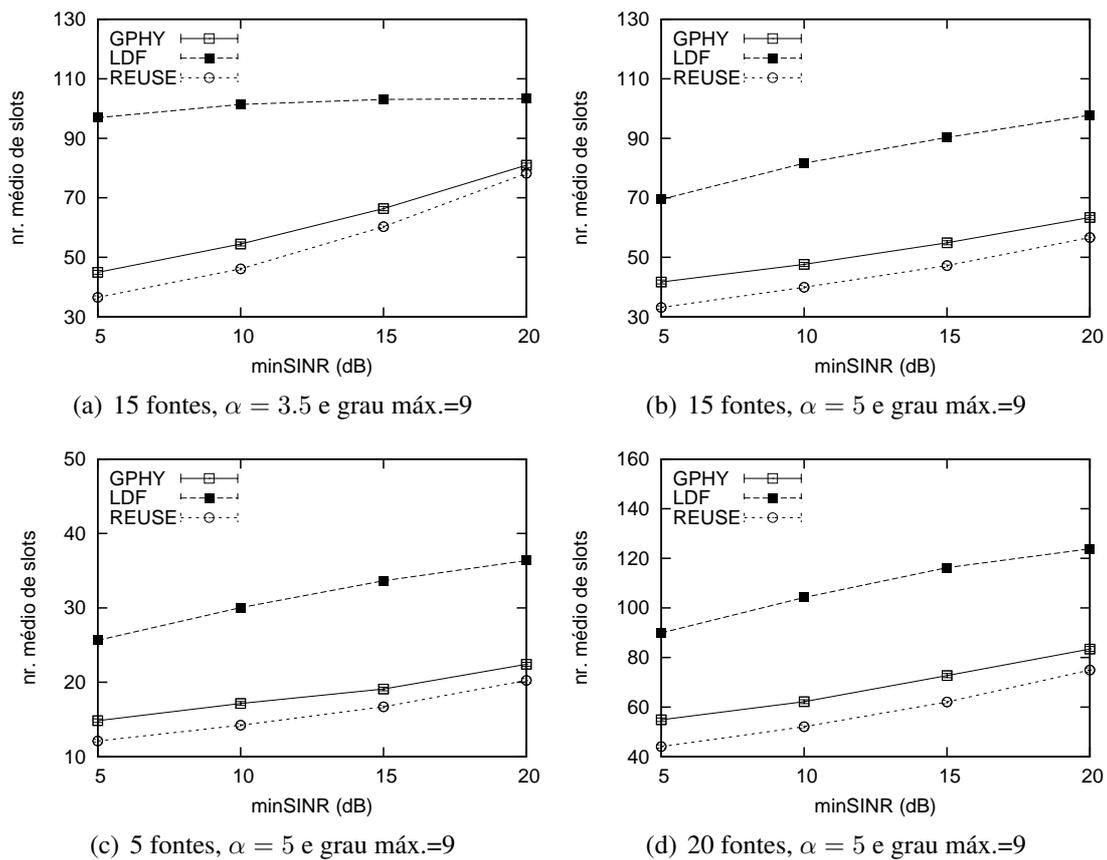


**Figura 4. Tamanho do escalonamento em função do  $\alpha$ .**

Em todos os cenários, a nossa proposta requer um número menor de *slots* para escalonar todos os enlaces da rede de acordo com suas respectivas demandas de tráfego. Isso garante uma maior vazão, proporcional à diminuição no número de *slots*, para todos os fluxos. Quanto maiores as rotas, maior é o ganho obtido pelo mecanismo proposto. Por outro lado, o algoritmo LDF apresenta um pior desempenho com tamanhos de escalonamento bastante superiores aos demais, que crescem quase que linearmente com o número de nós na grade.

Os gráficos das Figuras 4 e 5 mostram o tamanho médio do escalonamento obtido em 300 topologias pseudo-aleatórias com o seu respectivo intervalo de confiança calculado com um nível de confiança de 95%<sup>4</sup>. As rotas utilizadas pelos mecanismos GPHY e LDF são as de menor caminho ( $H = -1$ ). Nesses gráficos, são variados o número de fontes e o grau máximo em função do  $\alpha$  e do  $minSINR$ , respectivamente.

A partir de uma análise de todos os resultados obtidos nesses cenários, algumas considerações podem ser feitas com relação ao desempenho dos mecanismos. Em todos os cenários, o mecanismo proposto, o REUSE, fornece um menor escalonamento, da ordem de 20 a 30% inferior ao algoritmo GPHY. Isso demonstra a superioridade deste mecanismo também em redes com topologias aleatórias. Por outro lado, o mecanismo LDF apresenta um desempenho bem inferior aos demais. A variação do grau máximo na geração das topologias tem pouca influência nos resultados e, como esperado, o tamanho médio do escalonamento diminui para maiores valores de grau máximo. Isso acontece, pois a conectividade da rede aumenta, diminuindo o número de saltos das rotas. A influência dos parâmetros  $minSINR$  e  $\alpha$  é semelhante aos cenários de topologia em grade.



**Figura 5. Tamanho do escalonamento em função do  $minSINR$ .**

Uma última avaliação realizada consistiu em verificar quanto o ganho do mecanismo proposto se deve à extensão do algoritmo GPHY e quanto se deve à métrica proposta para a escolha das rotas. As curvas da Figura 6 mostram o tamanho médio do escalonamento em função do  $minSINR$  para os algoritmos GPHY, REUSE e o algoritmo GPHY

<sup>4</sup>Devido ao pequeno tamanho dos intervalos, eles praticamente não aparecem nas curvas.

sem a escolha da rota pela métrica proposta (curva GPHY2). Esses resultados mostram que cada uma das partes da proposta produz parcela significativa dos ganhos obtidos, sendo as proporções de contribuição dependentes dos cenários utilizados.

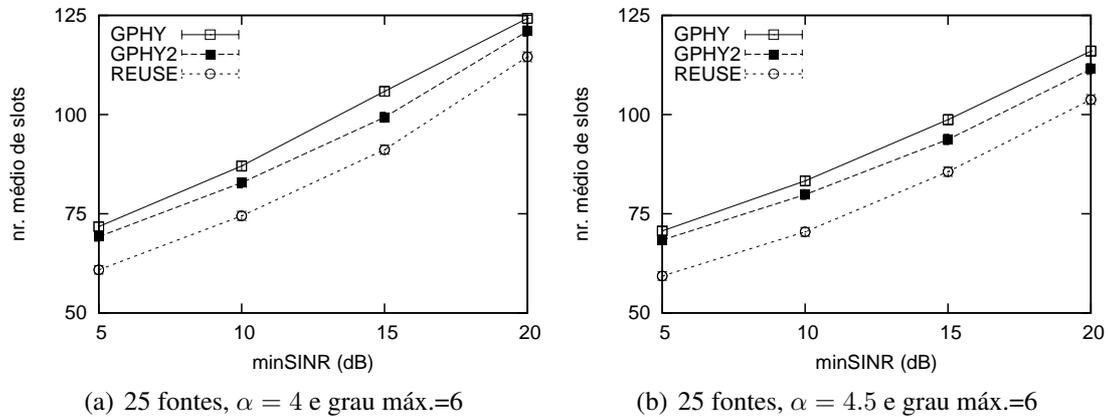


Figura 6. Comparação nos ganhos do REUSE.

## 6. Conclusões e Trabalhos Futuros

A escolha apropriada de um algoritmo de escalonamento de enlaces permite aumentar a capacidade das redes em malha sem fio. No entanto, o desempenho fornecido por esses mecanismos está diretamente ligado às rotas utilizadas pelos fluxos que atravessam a rede. Conseqüentemente, o uso isolado de mecanismos de escalonamento não garante um aumento significativo da capacidade. Por esse motivo, este trabalho investiga a perda de eficiência causada pela falta de interação entre esses dois algoritmos.

Este trabalho propõe um mecanismo conjunto de roteamento e escalonamento, denominado REUSE, que explora o reuso espacial, favorecendo a simultaneidade na ativação dos enlaces. Além disso, o mecanismo proposto leva em conta a demanda de tráfego e os níveis de interferência permitidos na decisão de escalonamento. Os resultados obtidos demonstram a superioridade do mecanismo proposto em relação a outros dois algoritmos da literatura.

Como trabalhos futuros, pretende-se propor novas métricas de roteamento, assim como novos algoritmos de escalonamento, buscando o emprego conjunto destes e comparando-os com outras propostas da literatura.

## Referências

- Badia, L. and Botta, A. (2008). Evaluation of Various Interference Models for Joint Routing and Scheduling in Wireless Mesh Networks. In *IEEE Globecom'08: Global Telecommunications Conference*, pages 1–5.
- Badia, L., Erta, A., Lenzi, L., and Zorzi, M. (2008). A General Interference-Aware Framework for Joint Routing and Link Scheduling in Wireless Mesh Networks. *IEEE Network*, 22(1):32–38.
- Barnhart, C., Wieselthier, J., and Ephremides, A. (1991). Neural Network Techniques for Scheduling and Routing Problems in Multihop Radio Networks. In *IEEE Milcom'91: Military Communications Conference*, pages 407–413.

- Behzad, A. and Rubin, I. (2008). On the Performance of Graph-based Scheduling Algorithms for Packet Radio Networks. In *IEEE Globecom'03: Global Telecommunications Conference*, pages 3432–3436.
- Borbash, S. and Ephremides, A. (2006). Wireless Link Scheduling With Power Control and SINR Constraints. *IEEE Transactions on Information Theory*, 52(11):5106–5111.
- Brar, G., Blough, D. M., and Santi, P. (2006). Computationally Efficient Scheduling with the Physical Interference Model for Throughput Improvement in Wireless Mesh Networks. In *ACM MobiCom'06: Proceedings of the 12th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking*, pages 2–13.
- Gandham, S., Dawande, M., and Prakash, R. (2005). Link Scheduling in Sensor Networks: Distributed Edge Coloring Revisited. In *IEEE Infocom'05: Proceedings of the 24th Conference on Computer Communications*, pages 2492–2501.
- Goussevskaia, O., Wattenhofer, R., Halldorsson, M. M., and Welzl, E. (2009). Capacity of Arbitrary Wireless Networks. In *IEEE Infocom'09: Proceedings of the 28th Conference on Computer Communications*, pages 1872–1880.
- Gupta, P. and Kumar, P. R. (2000). The Capacity of Wireless Networks. *IEEE Transactions on Information Theory*, 46(2):388–404.
- Jain, K., Padhye, J., Padmanabhan, V. N., and Qiu, L. (2005). Impact of Interference on Multi-hop Wireless Network Performance. *Wireless Networks*, 11(4):471–487.
- Kodialam, M. and Nandagopal, T. (2005). Characterizing Achievable Rates in Multi-hop Wireless Mesh Networks with Orthogonal Channels. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 13(4):868–880.
- Rappaport, T. (2006). *Wireless Communications: Principles and Practice*. Prentice Hall.
- Shi, Y., Hou, Y. T., Liu, J., and Kompella, S. (2009). How to Correctly Use the Protocol Interference Model for Multi-hop Wireless Networks. In *MobiHoc'09: Proceedings of the Tenth ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing*, pages 239–248.
- Wang, X. and Garcia-Luna-Aceves, J. (2009). Embracing Interference in Ad Hoc Networks using Joint Routing and Scheduling with Multiple Packet Reception. *Ad Hoc Networks*, 7(2):460–471.
- Wang, Y., Wang, W., Li, X.-Y., and Song, W.-Z. (2008). Interference-Aware Joint Routing and TDMA Link Scheduling for Static Wireless Networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 19(12):1709–1726.