

# Uma Abordagem Unificada para Métricas de Roteamento e Adaptação Automática de Taxa em Redes em Malha Sem Fio

Diego Passos e Célio V. N. Albuquerque

Instituto de Computação – Universidade Federal Fluminense (UFF)

{dpassos, celio}@ic.uff.br

**Abstract.** *This paper presents MARA, a joint method for automatic rate selection and route quality evaluation in Wireless Mesh Networks. This method targets at avoiding the problem of inaccurate link quality estimates and asynchronous decisions, common to main existing proposals of multi-hop wireless routing metrics and rate adaptation algorithms. In this proposal, the statistics collected by the routing protocol are used by the rate adaptation algorithm to compute the best rate for each wireless link. This coordinated decision aims at providing better routing and rate choices. Simulation results indicate that MARA may lead to an overall network performance improvement.*

**Resumo.** *Este artigo apresenta o algoritmo MARA, uma abordagem unificada para adaptação automática de taxa e avaliação de qualidade de rotas em redes em malha sem fio. Esta abordagem tem como objetivo evitar os problemas de falta de precisão das estimativas de qualidade dos enlaces e de decisão assíncrona, comuns a várias métricas. Nesta proposta, as estatísticas coletadas pelo protocolo de roteamento são utilizadas pelo algoritmo de adaptação de taxa para computar a melhor taxa de transmissão para cada enlace. Esta decisão coordenada permite melhores escolhas em termos de rotas e taxas de transmissão. Resultados de simulação mostram que a utilização do MARA pode resultar em uma grande melhora na vazão da rede.*

## 1. Introdução

Nos últimos anos, as redes em malha sem fio vêm ganhando cada vez mais popularidade. Um dos fatores para o sucesso deste tipo de rede é o seu baixo custo de implantação, em boa parte devido à utilização de dispositivos baseados no padrão IEEE 802.11 [IEEE Std 802.11 2007]. Tais dispositivos têm a capacidade de operar a diversas taxas de transmissão (por exemplo, de 6 Mbps a 54 Mbps, no caso do 802.11g).

A seleção de uma taxa de transmissão para um enlace sem fio não é trivial. Existe uma relação inversa entre a capacidade do enlace (em termos de vazão) e o alcance efetivo de transmissão. De maneira geral, quanto mais alta a taxa de transmissão utilizada, menor é o alcance útil do sinal. Isto ocorre em função do aumento da sensibilidade do sinal transmitido a interferências. Para obter taxas mais altas, a camada física transmite uma quantidade maior de bits em uma mesma quantidade de banda.

Uma outra característica das redes em malha sem fio é a escolha dinâmica de rotas. Dois nós de uma rede em malha podem estar conectados por diversos caminhos alternativos, devido à natureza compartilhada do meio sem fio. Logo, é necessária a seleção de

um destes possíveis caminhos para o encaminhamento dos pacotes. Entretanto, devido à suscetibilidade das transmissões de rádio a interferências, a qualidade dos enlaces sem fio tende a ser bastante variável. Por conseqüência, a qualidade dos caminhos como um todo também varia. Assim, é necessário que os enlaces e caminhos disponíveis na rede sejam constantemente avaliados por um protocolo de roteamento.

Uma questão importante neste processo é como realizar esta avaliação das rotas para que se possa escolher a melhor. É necessária a definição de um critério de otimalidade para que tal escolha seja realizada. Tal critério é denominado *métrica de roteamento*. Em geral, as métricas coletam algum tipo de estatística de cada enlace e aplicam este valor a uma formulação matemática. O resultado é então atribuído como o peso do enlace, para posterior utilização por um algoritmo de caminho mínimo.

A dificuldade nesta avaliação se deve não somente à grande variabilidade dos enlaces sem fio, mas também ao fato de que os parâmetros de qualidade comumente utilizados são dependentes da taxa de transmissão do enlace. Por exemplo, muitas métricas são baseadas na taxa de perda de pacotes. No entanto, este parâmetro depende diretamente da taxa de transmissão do enlace. Em redes não congestionadas, utilizando uma taxa de transmissão mais robusta, os percentuais de pacotes perdidos tenderão a ser menores [Cardoso e Rezende 2008]. De forma análoga, ao configurar o enlace para utilizar uma taxa de transmissão menos robusta, provavelmente haverá aumento na taxa de perda de pacotes. Se a métrica de roteamento não levar em consideração a taxa de transmissão, o processo de avaliação dos enlaces será incorreto. Por outro lado, ao alterar a taxa de transmissão de um enlace sem levar em conta as decisões de roteamento, o algoritmo de adaptação de taxa estará contribuindo para a quebra de integridade das informações coletadas pela métrica.

Neste artigo é proposta uma abordagem unificada para a solução destes dois problemas: a adaptação automática de taxa e a métrica de roteamento. Este algoritmo, denominado MARA (*Metric-Aware Rate Adaptation*), utiliza uma abordagem *cross-layer* que permite uma tomada de decisão conjunta. Para cada vizinho, é escolhida uma taxa de transmissão coerente com o custo atribuído ao enlace. Outra contribuição do artigo é a técnica empregada na obtenção da probabilidade de perda de pacotes de cada enlace. Esta técnica corrige o problema de falta de precisão nas estatísticas, comum a diversas métricas de qualidade de enlace.

O texto é organizado da seguinte maneira. A Seção 2 apresenta as principais propostas em termos de algoritmos de adaptação de taxa e métricas de roteamento para redes em malha sem fio. A Seção 3 detalha o funcionamento do MARA. Alguns aspectos práticos de implementação também são apresentados. Na Seção 4 são apresentados resultados comparativos entre o desempenho do MARA e de combinações de métricas e algoritmos de adaptação de taxa da literatura. A Seção 5 contém as considerações finais do artigo, bem como idéias para trabalhos futuros.

## 2. Trabalhos Relacionados

Por se tratar de uma abordagem conjunta para dois problemas distintos, existem duas linhas de trabalhos relacionados ao MARA. Na Seção 2.1 serão apresentadas algumas métricas de roteamento, enquanto na Seção 2.2 serão abordados algoritmos de adaptação de taxa. Até este momento, não são conhecidas outras propostas que tentem unificar os

problemas de adaptação de taxa e de métrica de roteamento.

## 2.1. Métricas de Roteamento

A primeira proposta de métrica de roteamento para redes em malha sem fio foi a chamada *Hop Count*, ou *número de saltos*. Nesta métrica, nenhuma informação específica do enlace é levada em consideração para a atribuição de pesos. Pode-se dizer que a métrica *Hop Count* considera que todos os enlaces da rede são igualmente bons. De fato, se o protocolo de roteamento detecta a existência de um enlace, a métrica atribui a ele o peso 1.

Uma conseqüência da métrica *Hop Count* é a estabilidade das rotas. Como não é realizada uma avaliação de qualidade dos enlaces, o grafo considerado pelo algoritmo de caminho mínimo sofre alterações apenas quando há adição ou remoção de enlaces, levando a pouca variação nas escolhas. No entanto, como enlaces sem fio apresentam grande variabilidade de qualidade, a *Hop Count* geralmente apresenta resultados bastante ruins. Isto é especialmente verdadeiro para rotas entre nós distantes geograficamente, pois enlaces mais longos (que, em geral, apresentam uma qualidade pior) terão preferência.

Devido ao baixo desempenho da métrica *Hop Count*, ficou evidente a necessidade da utilização de métricas que levem em consideração informações específicas de cada enlace e atribuam pesos de maneira coerente. Entre as chamadas *quality-aware metrics*, pode-se destacar a *Expected Transmission Count* (ETX) [Couto et al. 2003], que procura minimizar o número total de transmissões na camada de enlace necessárias para que um pacote seja enviado com sucesso entre cada par de nós na rede. Para isso, a métrica ETX faz uma estimativa da probabilidade de sucesso na transmissão de um quadro em cada enlace da rede. Uma vez obtidas as probabilidades, o custo associado a cada enlace é calculado da seguinte forma:

$$ETX_{ab} = \frac{1}{P_{ab} \cdot P_{ba}}, \quad (1)$$

onde  $P_{ab}$  e  $P_{ba}$  são, respectivamente, as probabilidades de sucesso do enlace  $a \rightarrow b$  e  $b \rightarrow a$ .

Supondo que as estimativas de  $P_{ab}$  e  $P_{ba}$  são precisas e que cada retransmissão nos enlaces seja um evento independente, esta grandeza representa o número médio de tentativas necessárias para que um quadro de dados do nó  $a$  seja recebido corretamente por  $b$  e o quadro de reconhecimento de  $b$  também seja corretamente recebido por  $a$ . Logo, o número total de transmissões na camada de enlace em uma rota completa pode ser estimado como a soma dos valores de ETX de cada enlace.

A métrica ETX serviu como base de diversas propostas posteriores. A métrica *Minimum Loss* (ML) [Passos et al. 2006] utiliza o mesmo processo de inferência de probabilidades da métrica ETX. Entretanto, o objetivo desta métrica é encontrar caminhos com a menor probabilidade de perda de pacotes fim a fim. Assim, o custo de cada enlace é definido como:

$$ML_{ab} = P_{ab} \cdot P_{ba}. \quad (2)$$

O custo total de um caminho é definido como o produtório dos custos dos seus enlaces.

Outra métrica baseada na ETX é a *Expected Transmission Time* (ETT) [Draves et al. 2004] que objetiva escolher caminhos com o menor atraso fim a fim. Para

isso, define-se o custo de um enlace como:

$$ETT_{ab} = \frac{ETX_{ab}}{\lambda_{ab}} \cdot ps, \quad (3)$$

onde  $\lambda_{ab}$  representa a taxa de transmissão da interface de rede para o enlace  $a \rightarrow b$ , e  $ps$  denota o tamanho do pacote de controle utilizado para inferir o valor de  $ETX_{ab}$ . Assim como na métrica ETX, os custos individuais dos enlaces são somados, resultando no custo do caminho completo.

A métrica *Weighted Cumulative Expected Transmission Time* (WCETT) [Draves et al. 2004] é uma extensão da métrica ETT, adaptada para ambientes nos quais cada nó da rede pode possuir múltiplos rádios. Neste tipo de ambiente, a utilização de diversidade de frequências pode evitar ou amenizar o problema de auto interferência. A métrica *Modified Expected Transmission Count* (mETX) [Koksal et al. 2006] propõe a utilização de uma estatística de bits errados por quadro, ao invés de quadros perdidos. Com isso, os autores esperam obter informações sobre o comportamento dos enlaces em uma escala de tempo menor que a de outras métricas. No entanto, os autores não explicam como descobrir qual era o quadro originalmente transmitido se o mesmo chegar com erros no receptor.

Um problema comum a todas as métricas baseadas em qualidade de enlaces apresentadas nesta seção é a forma de obtenção das estatísticas dos enlaces. Exceto pela métrica mETX, cuja implementação prática parece ser inviável, todas se baseiam na probabilidade de sucesso dos enlaces. Para obter tais probabilidades, as métricas se utilizam do envio periódico de pacotes de controle para seus vizinhos. Segundo a proposta original da métrica ETX, utilizada por grande parte das demais propostas, tais pacotes são transmitidos em *broadcast*. No entanto, pelo padrão 802.11, quadros *broadcast* são sempre transmitidos na taxa básica, enquanto pacotes *unicast* podem ser transmitidos a qualquer taxa disponível. Desta forma, a taxa de transmissão dos pacotes *broadcast* é, em geral, mais robusta que a dos pacotes de dados. Logo, as probabilidades inferidas por este método costumam ser excessivamente otimistas.

Uma alternativa proposta em [Bicket et al. 2005] é a utilização de pacotes *unicast*. Periodicamente, cada nó deve enviar um pacote *unicast* a cada taxa disponível para cada vizinho, ao invés de um único pacote em *broadcast*. Esta abordagem permite a construção de uma estatística para cada taxa, obtendo-se assim resultados mais confiáveis. No entanto, tal estratégia não se mostra escalável, dado que seu *overhead* é grande, além de se tornar uma função da quantidade vizinhos de cada nó.

Informações mais detalhadas sobre estas e outras métricas podem ser encontradas em [Campista et al. 2008].

## 2.2. Algoritmos de Adaptação de Taxa

Em termos de adaptação de taxa, a proposta mais simples possivelmente é a do algoritmo *Auto-rate Fallback* (ARF) [Kamerman e Monteban 1997]. Este algoritmo trabalha mantendo contadores de transmissões bem sucedidas e mal sucedidas consecutivas. Quando uma transmissão é realizada com sucesso na camada de enlace, o contador de sucessos é incrementado e o de fracassos é zerado. De maneira análoga, quando um quadro é perdido, o contador de fracassos é incrementado e o de sucessos é zerado.

O ARF trabalha com dois limiares, um para o contador de sucessos e outro para o de fracassos. Se o contador de sucessos ultrapassa o seu limiar, o ARF passa a utilizar a próxima taxa mais alta e ambos os contadores são zerados. Por outro lado, se o contador de fracassos ultrapassa o seu limiar, a taxa é reduzida para a próxima mais baixa e os contadores também são zerados. A idéia deste algoritmo é reconhecer melhora ou piora na qualidade do enlace através de rajadas (seja de sucessos ou de falhas nas transmissões). Por sua simplicidade, o ARF é geralmente escolhido para implementação em dispositivos comerciais. No entanto, por se basear em rajadas (comuns na comunicação sem fio) e por se limitar a alterar a taxa escolhida para uma taxa adjacente, o ARF normalmente resulta em desempenho ruim.

Já o algoritmo *SampleRate* [Bicket 2005] estima constantemente o possível desempenho de cada taxa, levando em consideração o número médio de retransmissões na camada de enlace, os *overheads* do protocolo 802.11, além da própria taxa. A cada 10 transmissões, o *SampleRate* escolhe uma taxa aleatoriamente para o envio do próximo pacote, de forma a coletar dados estatísticos de taxas variadas. O algoritmo escolhe, então, a taxa com a menor estimativa de atraso dentre as disponíveis.

Tanto o ARF quanto o *SampleRate* são algoritmos baseados em monitoramento de quadros perdidos. Existe, no entanto, uma outra classe de algoritmos de adaptação de taxa que se baseia no monitoramento da relação sinal-ruído (SNR). Em um ambiente não congestionado com SNR baixo, é necessário utilizar taxas de transmissão baixas para que os quadros sejam recebidos corretamente. Por outro lado, quanto mais alto o SNR no receptor, mais altas podem ser as taxas utilizadas. Desta forma, um algoritmo ótimo, comumente conhecido como SNR, consiste em escolher para cada quadro a taxa mais alta possível, de forma que o SNR no receptor seja suficiente para que a transmissão obtenha sucesso. Entretanto, isso é impossível na prática, já que em geral não há controle sobre os ruídos do ambiente. Logo, não há como saber de antemão qual será o SNR no momento da recepção do quadro.

Por outro lado, algumas simplificações podem ser feitas de forma a viabilizar a utilização deste tipo de algoritmo. Um exemplo é o algoritmo *Receiver Based Auto Rate* ou RBAR [Holland et al. 2001]. Este algoritmo utiliza um esquema de *loop* fechado, no qual o receptor informa no quadro CTS qual a melhor taxa para o quadro de dados, baseado no RSSI (*Received Signal Strength Indicator*) do quadro RTS. Claramente, o RBAR depende do emprego da técnica de RTS/CTS, nem sempre utilizada nas redes em malha. Outra estratégia nesta linha é o algoritmo proposto em [Pavon e Choi 2003], no qual, ao receber um *ack*, o nó atualiza uma estatística do RSSI médio para o vizinho correspondente. Posteriormente, esta estatística é consultada para que se escolha a taxa mais adequada. Claramente, esta abordagem assume que os enlaces são simétricos, o que nem sempre é verdadeiro.

Um dos grandes problemas das propostas baseadas em SNR é a dificuldade em obter medidas coerentes deste valor. Obter o SNR não é trivial e, geralmente, as interfaces de rede sem fio não disponibilizam esta informação. Os algoritmos de Pavon e Choi e RBAR, por exemplo, abdicam da informação do SNR e recorrem ao RSSI. Mesmo assim, o valor de RSSI reportado pelas interfaces de rede não é padronizado. Ou seja, interfaces de fabricantes diferentes podem medir e reportar o RSSI de formas diferentes.

Independentemente do desempenho, todas estas propostas apresentam um problema nas redes em malha relacionado a interação entre as suas escolhas e as escolhas da métrica de roteamento. Como as características de um enlace sem fio estão diretamente ligadas à taxa na qual este enlace opera, a métrica de roteamento pode atribuir um peso que seja coerente especificamente com uma das taxas possíveis. Por outro lado, o algoritmo de adaptação de taxa pode realizar uma escolha diferente da esperada pela métrica. Esta falta de coordenação entre as escolhas pode levar o protocolo de roteamento a decisões não-ótimas.

Mais detalhes sobre algoritmos de adaptação de taxa podem ser encontrados em [Cardoso e Rezende 2008].

### 3. Proposta

O objetivo do MARA, enquanto métrica de roteamento, é minimizar o atraso fim a fim entre cada par de nós da rede. Para tanto, o custo atribuído a cada enlace é dado pela seguinte expressão:

$$MARA_{ab} = \min_i \left( \frac{ETX_{ab}^i \cdot ps}{\lambda_i} + Backoff(ETX_{ab}^i) + Timeout(ETX_{ab}^i) \right), \quad (4)$$

onde  $\lambda_i$  representa a  $i$ -ésima taxa de transmissão disponível,  $ETX_{ab}^i$  é o ETX do enlace  $a \rightarrow b$  na taxa  $\lambda_i$ ,  $ps$  é o tamanho do pacote de *probe* utilizado para inferir o ETX,  $Backoff(ETX_{ab}^i)$  é a média do tempo total de *backoff* ao longo das  $ETX_{ab}^i$  transmissões e  $Timeout(ETX_{ab}^i)$  é o tempo total gasto pelo transmissor aguardando o *ack* referente aos quadros perdidos.

O tempo de *backoff* que um nó aguarda antes de tentar novamente realizar uma transmissão é o produto entre o tamanho de um *slot* de tempo e um valor escolhido aleatoriamente no intervalo  $[0; CW_k]$ . Supondo uma distribuição uniforme na escolha do valor aleatório, o valor esperado do *backoff* na  $k$ -ésima retransmissão é dado por:

$$E[backoff] = slot \cdot \frac{CW_k}{2}. \quad (5)$$

Sabendo o valor de  $CW_k$  a cada retransmissão, o cálculo de  $Backoff(ETX_{ab}^i)$  se torna trivial. De acordo com o padrão IEEE 802.11g, o valor inicial de  $CW$  é sete. A cada retransmissão, este valor é dobrado e o resultado é incrementado em uma unidade. Caso o valor de  $CW$  ultrapasse a janela de contenção máxima (por padrão, 255), este valor máximo é utilizado.

O cálculo do termo  $Timeout(ETX_{ab}^i)$  também é simples. Ele é o produto entre o *timeout* do *ack* da camada de enlace e o número de falhas nas transmissões (número total de transmissões menos 1). Ou seja:

$$Timeout(ETX_{ab}^i) = (ETX_{ab}^i - 1) \cdot timeout_{ack}. \quad (6)$$

Segundo o padrão 802.11g,  $timeout_{ack}$  vale  $29\mu s$ .

Uma vez computada a métrica de um enlace, a escolha da taxa para o mesmo se torna trivial. A taxa  $\lambda_i$  escolhida para o enlace será aquela associada ao valor de  $i$  que minimiza a Equação 4.

### 3.1. Cálculo da Métrica ETX em Cada Taxa

A expressão que define a métrica de um enlace no MARA depende do conhecimento do valor de ETX deste enlace em cada taxa de transmissão disponível. Na Seção 2.1 foi comentada uma abordagem para este cálculo, utilizando o envio periódico de pacotes *unicast* em todas as taxas disponíveis para cada vizinho. Esta abordagem, no entanto, não é aceitável do ponto de vista da escalabilidade. Por esta razão, o MARA utiliza uma abordagem diferente, que tem como principal objetivo apresentar baixo *overhead* na rede, sem prejudicar a qualidade de suas estimativas.

A técnica utilizada pelo MARA se baseia em um processo de conversão das probabilidades de sucesso dos enlaces de uma taxa para a outra. Esta conversão acontece em dois passos básicos:

1. O SNR médio do enlace é estimado a partir da probabilidade de sucesso de um pacote de *probe* de tamanho  $ps$ , inferida a uma determinada taxa de transmissão  $i$ .
2. A partir do SNR médio, estima-se a probabilidade de sucesso do enlace em outra taxa.

Para efetuar ambos os passos, é necessária uma função que relacione SNR, probabilidade de sucesso e taxa de transmissão. De fato, alguns trabalhos já abordaram este tema de forma experimental. A partir dos dados obtidos em [Pavon e Choi 2003] e [Trivellato 2005], por exemplo, é possível construir uma tabela que relaciona quatro grandezas: SNR, taxa de transmissão, tamanho do quadro e probabilidade de perda. Desta forma, inferindo a probabilidade de perda de pacotes na camada de enlace utilizando pacotes em *broadcast* (como feito na métrica ETX), pode-se estimar o SNR consultando a tabela. De maneira análoga, tendo uma estimativa do SNR médio, pode-se consultar novamente a tabela para obter a probabilidade de perda em outra taxa. O seguinte procedimento resume o cálculo do ETX em uma taxa qualquer:

---

```
function computeETXAtRate( $P_{ab}$ ,  $P_{ba}$ , sourceRate, targetRate) {
     $SNR_{ab}$  = findSNRInTable( $1 - P_{ab}$ , sourceRate, probeSize);
     $SNR_{ba}$  = findSNRInTable( $1 - P_{ba}$ , sourceRate, probeSize);
     $NewP_{ab}$  = 1 - findPERInTable( $SNR_{ab}$ , targetRate, probeSize);
     $NewP_{ba}$  = 1 - findPERInTable( $SNR_{ba}$ , targetRate, probeSize);
     $NewETX$  =  $1/(NewP_{ab} * NewP_{ba})$ ;

    return( $NewETX$ );
}
```

---

O procedimento recebe como argumentos as probabilidades de sucesso inferidas na taxa *sourceRate*, além da taxa *targetRate*, para a qual desejamos calcular o valor de ETX do enlace. Nos dois primeiros passos, são inferidos os valores de SNR em ambos os sentidos do enlace, através de consultas à tabela. Em seguida, utilizando os valores de SNR obtidos, as probabilidades na taxa *targetRate* são calculadas. Finalmente, os valores obtidos são aplicados a formulação da métrica ETX.

### 3.2. Considerações Sobre o Processo de Conversão

Uma observação importante deve ser feita a respeito da inferência do SNR a partir da tabela. A função que relaciona SNR e probabilidade de perda (para uma determinada taxa de transmissão e tamanho de quadro) não é injetiva. Ou seja, para um mesmo valor de probabilidade de perda, podem existir diversos valores de SNR na tabela.

Uma maneira intuitiva de perceber isso é considerando a probabilidade de perda nula. A partir de um determinado valor de SNR, a probabilidade de perda chega a zero. Entretanto, para valores de SNR maiores que este limiar, a probabilidade associada continua sendo nula. Logo, esta função não é inversível. Em outras palavras, não é possível obter uma estimativa exata do valor de SNR a partir de uma probabilidade de perda igual a zero. O problema ocorre de maneira análoga para consultas com uma probabilidade de perda igual a 1.

Para contornar este problema, o MARA utiliza pacotes de *probe* em quatro taxas diferentes: 1 Mbps, 18 Mbps, 36 Mbps e 54 Mbps. Estas taxas foram escolhidas devido à interseção entre o espaço útil de consulta do SNR entre elas. Por exemplo, o menor valor de SNR que resulta em probabilidade de perda igual a zero para a taxa de 1 Mbps, está associado a uma probabilidade de perda menor que 1 na taxa de 18 Mbps.

Quando é necessário calcular a métrica de um enlace, escolhe-se uma das quatro estatísticas através do seguinte algoritmo:

---

```

if lossProb[3] < 1 then
    usedProb = lossProb[3];
    usedRate = 54 Mbps;
else
    if lossProb[2] < 1 then
        usedProb = lossProb[2];
        usedRate = 36 Mbps;
    else
        if lossProb[1] < 1 then
            usedProb = lossProb[1];
            usedRate = 18 Mbps;
        else
            usedProb = lossProb[0];
            usedRate = 1 Mbps;
        end if
    end if
end if

```

---

No algoritmo, o vetor *lossProb* contém as probabilidades de perda na camada de enlace estimadas em cada uma das quatro taxas de transmissão. As variáveis *usedProb* e *usedRate* armazenam a probabilidade de perda e a taxa associada que serão utilizadas para estimar o SNR. Basicamente, o algoritmo procura pela taxa mais alta cuja probabilidade de perda seja menor que 1. Com isso, os valores extremos (0 e 1) são evitados, melhorando a precisão da estimativa do SNR.

Para permitir uma maior escalabilidade, os *probes* periódicos são enviados em *broadcast*. Isso garante que o *overhead* causado pela métrica não aumente com o número

**Tabela 1. Valores dos parâmetros a e b obtidos para os ajustes de curvas.**

	128 B		256 B		512 B		1024 B		1500 B	
	a	b	a	b	a	b	a	b	a	b
1	-0,34	0,26	-0,19	0,21	-0,14	0,32	0,11	0,62	0,32	0,61
2	2,96	0,01	2,78	0,60	3,15	0,66	3,54	0,59	3,73	0,53
5,5	5,48	0,83	5,96	0,78	6,42	0,76	6,85	0,70	7,09	0,76
6	-0,71	1,07	-0,34	1,07	0,04	1,08	0,37	1,10	0,55	1,13
9	3,01	1,70	3,44	1,71	3,81	1,74	4,14	1,75	4,35	1,75
11	8,09	1,03	8,68	0,98	9,25	0,96	9,83	1,00	10,16	1,03
12	2,25	1,08	2,64	1,09	3,03	1,09	3,39	1,12	3,61	1,14
18	6,03	1,70	6,38	1,71	6,81	1,76	7,23	1,77	7,41	1,80
24	7,64	1,16	8,10	1,15	8,55	1,18	8,93	1,17	9,15	1,16
36	11,92	1,67	12,41	1,70	12,85	1,75	13,21	1,78	13,51	1,80
48	15,04	1,30	15,55	1,28	16,00	1,27	16,40	1,28	16,59	1,28
54	16,97	1,62	17,40	1,63	17,96	1,66	18,43	1,69	18,63	1,74

de vizinhos de cada nó. Além disso, ao invés de enviar os *probes* de cada taxa de uma só vez, o MARA envia apenas um *probe* por período. Ou seja, no primeiro período é enviado o *probe* a 1 Mbps. No segundo, é utilizada a taxa de 18 Mbps. E assim sucessivamente. Desta forma, o *overhead* causado pelo MARA é menor que o da formulação original da métrica ETX, já que os *probes* nas taxas de 18 Mbps, 36 Mbps e 54 Mbps ocupam o meio sem fio por menos tempo.

### 3.3. Considerações Sobre a Tabela de Conversão

A tabela de conversões que contém os dados utilizados pelo MARA associa quatro grandezas: SNR, taxa de transmissão, tamanho do quadro e probabilidade de perda. Por se tratar de uma tabela, ela apresenta duas limitações:

1. Duas grandezas representadas na tabela assumem valores contínuos: o SNR e a probabilidade de perda. Desta forma, para representar todos os valores possíveis de ambas as grandezas, a tabela precisaria de um número infinito de entradas. Como isto não é possível, existe uma granularidade mínima para estas duas grandezas.
2. Se a granularidade da tabela for muito alta, a tabela pode se tornar muito extensa, tornando as consultas computacionalmente caras.

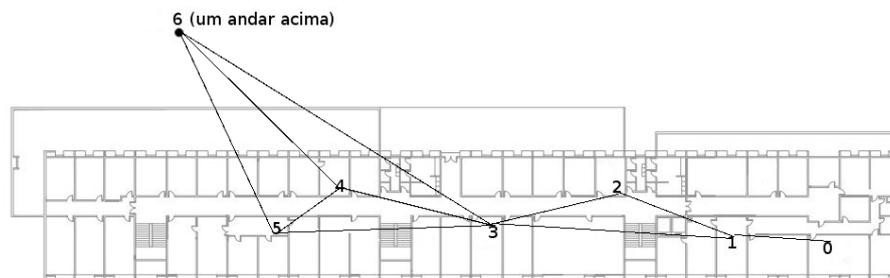
Para contornar ambas as limitações, o MARA não utiliza diretamente a tabela, mas sim um conjunto de funções. Neste trabalho, tais funções foram derivadas a partir de valores tabelados. Para cada combinação de taxa de transmissão e tamanho de quadro da tabela original, foram computados os parâmetros que melhor ajustam a curva:

$$PER = \frac{1 - erf\left(\frac{SNR-a}{b\sqrt{2}}\right)}{2}, \quad (7)$$

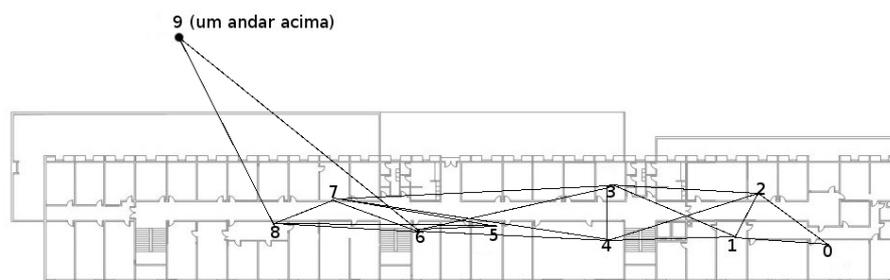
onde  $erf(x)$  denota a *Função Erro*. A Tabela 1 mostra os valores de  $a$  e  $b$  encontrados para cada combinação de taxa de transmissão e tamanho de quadro na tabela.

### 3.4. Complexidade Computacional do Método

Como as redes em malha sem fio são, em geral, soluções de baixo custo, o *hardware* dos roteadores utilizados costuma apresentar limitações de desempenho. Desta forma, o custo computacional é um aspecto importante em qualquer solução para este tipo de rede.



(a) Topologia A.



(b) Topologia B.

**Figura 1. Topologias utilizadas nas simulações.**

De fato, o cálculo do custo dos enlaces no MARA é maior que em outras métricas tradicionais, como a ETX, por exemplo. Isto se deve, em parte, ao fato de que a expressão do custo de cada enlace deve ser calculada uma vez para cada taxa de transmissão disponível. Entretanto, a quantidade de taxas disponíveis é uma constante. Logo, assintoticamente, o cálculo da expressão tem complexidade  $O(1)$ .

Já o custo do cálculo das estimativas de ETX em cada taxa disponível depende da eficiência da busca na tabela. Utilizando o ajuste de curvas apresentado na Seção 3.3, a busca se resume à lista de tamanhos de quadro disponíveis (observe que, no caso das taxas, pode ser realizado um acesso direto). Para efeito da implementação do MARA, o tamanho dos pacotes de *probe* foi fixado em 1500 bytes com o objetivo de uniformizar as amostras utilizadas nas estatísticas. Com isso, esta implementação não realiza uma busca na lista de tamanhos de quadro (o acesso também é feito de maneira direta). Logo, a complexidade assintótica do cálculo das estimativas de ETX é  $O(1)$ .

#### 4. Avaliação de Desempenho

Para avaliar o desempenho do MARA, foi utilizado o simulador ns-2. Como o módulo padrão do ns-2 para simulações do 802.11 não possui suporte a adaptação automática de taxa, no seu lugar foi utilizado o módulo 802.11-MR [SIGNET 2008]. Além de prover suporte a múltiplas taxas, este módulo apresenta modelos de perda de quadros mais realistas, se comparado com a implementação original.

Durante estas simulações, o MARA foi comparado a um conjunto de combinações de algoritmos de adaptação de taxa (ARF, SampleRate e SNR) e métricas de roteamento (Hop Count, ETX, ETT e ML), totalizando 12 combinações. Todas as métricas foram implementadas sobre o protocolo de roteamento OLSR [Clausen e Jacquet 2003].

Dois cenários foram utilizados nas simulações. Ambos são baseados em implementações reais de redes em malha sem fio do projeto ReMesh [Saade et al. 2007].

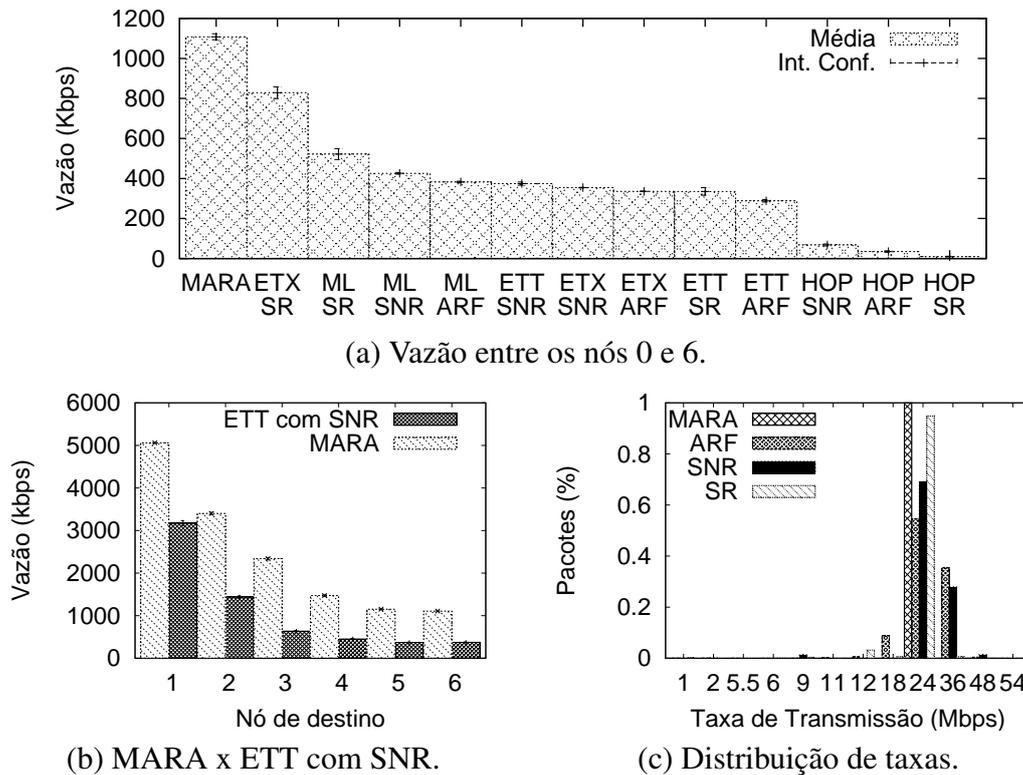


Figura 2. Resultados das simulações na Topologia A.

Ambas as redes modeladas se encontram em um ambiente *indoor*, sendo uma composta por 7 nós, enquanto a outra é formada por 10 nós. As Figuras 1a e 1b ilustram o posicionamento geográfico dos nós espalhados por salas de um dos prédios da Escola de Engenharia da Universidade Federal Fluminense. O modelo de propagação utilizado foi o *Shadowing* [Rappaport 1996]. Seus parâmetros foram ajustados de forma que o desempenho dos enlaces no simulador estivessem o mais próximo possível do obtido nas redes reais.

#### 4.1. Resultados Obtidos

Foram realizadas simulações com fontes de tráfego TCP, enviando dados constantemente. Em todas as simulações, a fonte foi posicionada no nó 0 de cada topologia. Esta escolha se justifica pelo fato de que, nas redes reais, este nó é o *gateway*. O destino dos fluxos foi variado entre todos os outros nós da rede. Para garantir um grau elevado de confiança nos resultados obtidos, cada simulação foi realizada 6 vezes, com diferentes sementes de aleatoriedade. As barras de erro dos gráficos representam o intervalo de 95% de confiança das medidas.

O gráfico de Figura 2a mostra os resultados de vazão obtidos pelo MARA e por cada uma das outras combinações de métrica e algoritmos de adaptação de taxa entre os nós 0 e 6 (os mais distantes geograficamente) da Topologia A. Claramente, o desempenho do MARA foi bastante superior aos das demais abordagens. Em relação a combinação que obteve o segundo melhor desempenho, por exemplo, o MARA conseguiu um ganho de mais de 33%. Se comparado com a melhor combinação que utiliza o ARF, algoritmo bastante comum em produtos comerciais, a melhora foi de quase 3 vezes.

Embora a formulação matemática do MARA seja semelhante a da métrica ETT (ambas procuram minimizar o atraso fim a fim), o desempenho das duas propostas foi bem diferente nesta série de simulações. A Figura 2b mostra um comparativo entre o

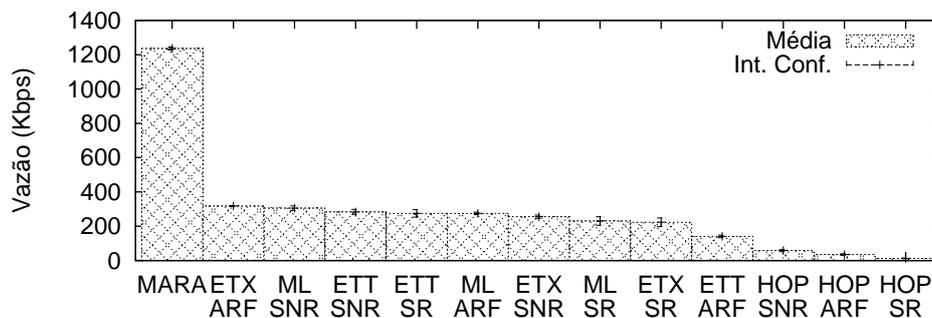


Figura 3. Vazão entre os nós 0 e 9 da Topologia B: comparativo entre as soluções.

desempenho do MARA e do ETT utilizando o algoritmo SNR.

Embora nestes resultados a métrica ETT esteja sendo utilizada em conjunto com um algoritmo de adaptação de taxa muito próximo do ótimo, seu desempenho sempre esteve muito abaixo do desempenho obtido pelo MARA. De fato, a medida que origem e destino se distanciam geograficamente, a diferença de desempenho entre as duas soluções fica ainda mais evidente. Quando o destino do fluxo TCP foi o nó 3, o MARA obteve a maior vantagem, sendo quase 4 vezes superior.

A Figura 2c mostra a distribuição na seleção de taxas realizada por cada algoritmo. Os valores no gráfico são relativos ao enlace entre os nós 0 e 1 da Topologia A. Todos os algoritmos tiveram como escolha principal a taxa de 24 Mbps. Entretanto, o algoritmo ARF apresentou uma variação bem maior na sua escolha, oscilando entre as taxas de 12 Mbps e 48 Mbps. É interessante notar que o MARA fez a escolha pela taxa de 24 Mbps para todos os pacotes enviados. Esta estabilidade na decisão é possivelmente a razão pela qual ele obteve o melhor resultado de vazão entre os nós 0 e 1.

Em relação à Topologia B, com um cenário mais complexo, os resultados acentuaram ainda mais a diferença entre o MARA e as demais soluções. A Figura 3 mostra os resultados de vazão obtidos por cada uma das soluções para o fluxo entre os nós 0 e 9 da Topologia B. Novamente, estes nós são os mais distantes geograficamente.

Mesmo em relação a segunda melhor combinação de métrica e algoritmo de adaptação de taxa, o MARA obteve um desempenho 267% melhor, em termos de vazão. Exceto pelas combinações que utilizam a métrica *Hop Count*, as demais soluções apresentaram desempenho bastante semelhante, se considerarmos o intervalo de confiança. Em um cenário com vários caminhos alternativos, as imprecisões nas estimativas das probabilidades de sucesso dos enlaces e a falta de coordenação nas decisões de métrica de roteamento e adaptação de taxa fazem com que as métricas obtenham desempenhos bastante abaixo do ótimo. No caso da métrica *Hop Count*, que sequer leva em consideração aspectos de qualidade dos enlaces, o desempenho obtido entre nós mais distantes é inaceitável.

## 5. Conclusão

Este artigo apresentou o MARA, *Metric-Aware Rate Adaptation*, uma abordagem unificada para a solução dos problemas de métrica de roteamento e adaptação automática de taxa em redes em malha sem fio. Através de sua metodologia de conversão de probabilidades de sucesso entre taxas, o MARA é capaz de inferir com precisão maior que outras métricas as estatísticas necessárias de cada enlace. Além da maior precisão, esta metodologia resulta em um *overhead* menor por parte do protocolo de roteamento. Outra

contribuição deste trabalho foi a derivação de funções que relacionam SNR e probabilidade de perda de quadros, a partir de dados empíricos de trabalhos anteriores.

Dada a natureza conjunta das decisões de adaptação de taxa e métrica de roteamento, existe a garantia de que a taxa selecionada para cada enlace será a mesma considerada para o cálculo da métrica. A existência desta coerência entre as informações de adaptação de taxa e de métrica de roteamento se mostrou importante na avaliação de desempenho realizada. Isto pôde ser verificado através dos resultados obtidos pelo algoritmo SNR que, embora seja muito próximo do ótimo, não obteve os melhores resultados em combinação com nenhuma das métricas.

As simulações realizadas para a avaliação de desempenho do MARA mostraram que a proposta foi eficiente em duas topologias baseadas em redes reais. A preocupação em ajustar os parâmetros de simulação para obter um ambiente o mais próximo possível do real, reforçam a confiança nos resultados. Foi evidente o bom desempenho do MARA em relação às demais propostas, especialmente nos cenários mais complexos. Ao se aumentar a distância geográfica entre a origem e o destino do fluxo de dados, forçando um número maior de decisões por parte das soluções, o MARA obteve desempenho até 3 vezes superior ao da segunda melhor combinação. Em termos de seleção de taxas, o MARA mostrou bastante estabilidade nos cenários avaliados, o que contribuiu para o seu bom desempenho.

### 5.1. Trabalhos Futuros

Existe um grande leque de trabalhos futuros sobre a proposta original do MARA. Sob o ponto de vista de avaliação, o MARA deve ser implementado em uma rede real para que os resultados de simulação sejam validados. Tal implementação já está sendo realizada nas redes do projeto ReMesh.

Do ponto de vista teórico, deve-se estudar a influência que o tamanho dos pacotes pode ter na escolha da taxa de transmissão e na escolha de rotas. Por exemplo, é possível que, em um mesmo enlace, pacotes de dados menores devam ser transmitidos a uma taxa mais alta que pacotes maiores. Da mesma forma, a melhor rota entre dois nós pode ser dependente do tamanho do pacote que se deseja transmitir. Resultados preliminares mostram que a consideração do tamanho do pacote para a escolha da taxa de transmissão dos enlaces pode levar a um aumento na vazão da rede nos cenários avaliados neste artigo.

Outra possibilidade é realizar um estudo mais profundo em relação a caracterização dos enlaces, de maneira a obter fórmulas fechadas que relacionem SNR, taxa de transmissão, tamanho de quadro e probabilidade de perda. Isso possibilitaria maior precisão no processo de conversão do MARA, bem como uma redução na complexidade computacional do processo.

Em relação à parte da métrica do MARA, a auto interferência entre os enlaces pode ser considerada na formulação. É possível melhorar o desempenho do MARA, escolhendo caminhos que possibilitem transmissões simultâneas entre os saltos. Por fim, deve-se explorar o potencial do MARA em detectar congestionamentos na rede. Como são realizadas estatísticas em quatro taxas de transmissão diferentes, é possível detectar uma situação de congestionamento notando uma probabilidade de perda de pacotes menor na estatística de uma taxa mais alta.

## Referências

- Bicket, J., Aguayo, D., Biswas, S., e Morris, R. (2005). Architecture and evaluation of an unplanned 802.11b mesh network. Em *Proceedings of MobiCom '05*, páginas 31–42.
- Bicket, J. C. (2005). Bit-rate selection in wireless networks. Dissertação de Mestrado, M.I.T., Cambridge, MA.
- Campista, M. E. M., Passos, D. G., Esposito, P. M., Moraes, I. M., Albuquerque, C. V. N., Muchaluat-Saade, D., Rubinstein, M. G., Costa, L. H. M. K., e Duarte, O. C. M. B. (2008). Routing metrics and protocols for wireless mesh networks. *IEEE Network*, 22(1):6–12.
- Cardoso, K. e Rezende, J. (2008). Adaptação Automática de Taxa em Redes 802.11 Densas. Em 26º SBRC, páginas 467–480.
- Clausen, T. e Jacquet, P. (2003). Optimized link state routing protocol (OLSR). RFC Experimental 3626, Internet Engineering Task Force.
- Couto, D. D., Aguayo, D., Bicket, J., e Morris, R. (2003). A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. Em *Proceedings of MobiCom '03*, páginas 134–146.
- Draves, R., Padhye, J., e Zill, B. (2004). Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. Em *Proceedings of MobiCom '04*, páginas 114–128.
- Holland, G., Vaidya, N., e Bahl, P. (2001). A rate-adaptive MAC protocol for multi-Hop wireless networks. Em *Proceedings of MobiCom '01*, páginas 236–251.
- IEEE Std 802.11 (2007). *Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*.
- Kamerman, A. e Monteban, L. (1997). WaveLAN-II: A high-performance wireless lan for the unlicensed band. *Bell System Technical Journal*, páginas 118–133.
- Koksal, C. E., Jamieson, K., Telatar, E., e Thiran, P. (2006). Impacts of channel variability on linklevel throughput in wireless networks. Em *Joint International Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems*, páginas 51–62.
- Passos, D., Teixeira, D. V., Muchaluat-Saade, D. C., Magalhães, L. C. S., e Albuquerque, C. (2006). Mesh Network Performance Measurements. Em *I2TS 2006*, páginas 48–55.
- Pavon, J. P. e Choi, S. (2003). Link adaptation strategy for IEEE 802.11 WLAN via received signal strength measurement. Em *ICC '03*, volume 2, páginas 1108–1113.
- Rappaport, T. (1996). *Wireless Communications: Principles and Practice*. IEEE Press Piscataway, NJ, USA.
- Saade, D., Albuquerque, C., Magalhães, L., Passos, D., Duarte, J., e Valle, R. (2007). Redes em Malha: Solução de Baixo Custo para Popularização do Acesso à Internet no Brasil. Em *SBrT 2007*.
- SIGNET (2008). DEI80211mr: a new 802.11 implementation for NS-2. Disponível em <http://www.dei.unipd.it/wdyn/?IDsezione=5090>. Último acesso: junho de 2008.
- Trivellato, M. (2005). Windowed/Shaped OFDM and OFDM-OQAM: Alternative Multicarrier Modulations for Wireless Applications. Dissertação de Mestrado, University of Padova, Italy.