

Encaminhamento de Colisão Mínima em Redes Ad Hoc Sem Fio

Roger S. de Paula, Cristiano M. Agulhari, Ivanil S. Bonatti e Pedro L. D. Peres

Resumo—Grande parte das redes ad hoc sem fio utiliza o critério de número mínimo de enlaces para encaminhar os pacotes na rede, sobrecarregando alguns nós. Como consequência, o número de colisões resultantes da aplicação do protocolo de múltiplo acesso pode degradar o desempenho da rede, medido através da vazão e do tempo de transferência. Uma estratégia que seleciona a rota de menor colisão, dentre os múltiplos caminhos mínimos existentes entre duas estações da rede, é proposta neste trabalho. O desempenho do algoritmo proposto é avaliado através de um modelo analítico resultante da descrição estatística estacionária do tráfego na rede e ilustrado por exemplos numéricos.

Palavras-Chave—Redes ad hoc, CSMA/CA, protocolos de encaminhamento.

Abstract—The minimum hop criterium is used in almost all ad hoc networks to routing the packets between the stations. This routing strategy produces a traffic overload in some nodes of the network resulting in a increasing number of collisions of the multiple access protocol packets. As a consequence, the performance (throughput and delay transfer) of the network is degraded. A routing procedure to choose, among all minimum hop paths between each pair of stations, the path that minimizes the overall collision probability in the network is proposed in this article. The performance of the proposed procedure is evaluated by an analytical model based on stationary traffic assumptions on the network and is illustrated by some examples.

Keywords—Ad hoc networks, CSMA/CA, routing protocols.

I. INTRODUÇÃO

Uma rede ad hoc móvel compreende um conjunto de estações sem fio que podem formar uma rede temporária de forma dinâmica, adaptativa e auto-organizável. Não requer infra-estrutura fixa ou administração centralizada. Os nós móveis têm alcance de transmissão limitado, e os nós distantes comunicam-se através de caminhos *multi-hop* usando as estações intermediárias como roteadores, encaminhando pacotes aos outros nós. As características de fácil implementação, manutenção e baixo custo fazem dessas redes uma escolha atrativa para uma ampla variedade de aplicações, como por exemplo comunicação em campos de batalha e conferência sem o suporte de infra-estrutura com fio.

As redes ad hoc sem fio caracterizam-se por terem topologia que varia com a mobilidade das estações e com as condições do meio de propagação. São redes descentralizadas, não possuindo estações rádio-base que as coordene. Desta forma, a existência dos enlaces entre as estações e a consequente

topologia da rede devem ser estimadas por cada uma das estações da rede, em tempo real e de forma distribuída. Portanto, os protocolos de encaminhamento devem resolver concomitantemente três problemas básicos: *difusão*, que é o mecanismo pelo qual uma estação atualiza sua base local de dados com a estimativa da topologia da rede; *eliminação de enlace*, mecanismo ativado por estação remota para sinalizar às demais estações da rede a perda de um enlace; e *caminho mínimo*, algoritmo para definição das rotas para envio dos pacotes, que é o tema central desse artigo.

Os protocolos de encaminhamento podem ser divididos em pró-ativos e sob demanda, dependendo de como as estações móveis trocam a informação de encaminhamento. Os protocolos pró-ativos, tais como DSDV (*Destination Sequenced Distance Vector*) [1] e STAR (*Source Tree Adaptive Routing*) [2], periodicamente disseminam a informação de encaminhamento para todos os nós da rede e, portanto, cada estação possui a informação atualizada de possíveis rotas. Protocolos de encaminhamento sob demanda, como DSR (*Dynamic Source Routing*) [3] e AODV (*Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing*) [4], identificam e mantêm somente as rotas ativas utilizadas para a entrega dos pacotes. O ZRP (*Zone Routing Protocol*) [5] mantém uma infra-estrutura virtual de encaminhamento, aplicando os mecanismos de encaminhamento pró-ativo em certas regiões da rede e o encaminhamento sob demanda no resto da rede.

A ocorrência de colisões pode degradar o desempenho nas redes ad hoc *multi-hop*. Para evitar colisões, muitos protocolos foram propostos na literatura tais como MACAW [6] (*Multiple Access with Collision Avoidance for Wireless*) e CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*) [7] e [8]. No protocolo CSMA/CA com RTS/CTS (*request-to-send/clear-to-send*) a transmissão de pacotes e seu *acknowledgment* são precedidos por pacotes RTS e CTS entre um par de estações que deseja se comunicar. Os demais nós que detectarem pacotes RTS ou CTS adiarão seu acesso ao canal para evitar colisões.

O protocolo de encaminhamento proposto neste artigo é uma variante do protocolo DSR [3]. No protocolo DSR cada nó mantém atualizado uma descrição local da topologia da rede, a partir da qual o encaminhamento de pacotes é determinado. Um nó-origem, não tendo em seu *cache* uma rota para o nó-destino do pacote a ser enviado, transmite um pacote de pedido de rota (*route request*) para os seus vizinhos. O pedido é propagado ao longo da rede até atingir o nó-destino. Cada nó intermediário que propaga o pacote de pedido de rota inclui no cabeçalho do pacote um rótulo identificando o nó. Para garantir que os caminhos não possuam ciclos e contenham informações

Roger S. de Paula, Cristiano M. Agulhari, Ivanil S. Bonatti e Pedro L. D. Peres, Departamento de Telemática, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, Universidade Estadual de Campinas, Campinas, Brasil. E-mails: rogersp@dt.fee.unicamp.br, cagulhar@fee.unicamp.br, ivanil@dt.fee.unicamp.br, peres@dt.fee.unicamp.br.

atualizadas do estado dos enlaces da rede, os pedidos possuem um número seqüencial de identificação. Quando o nó-destino é alcançado, um pacote de resposta (*route reply*) é enviado ao nó-origem que inclui a rota em sua tabela de encaminhamento. Nesse processo, os nós intermediários também armazenam em seus *caches* rotas para seus vizinhos.

Vários artigos buscam diminuir o congestionamento na rede propondo alterações na forma com que o protocolo DSR define o caminho entre as estações, resultando em caminhos alternativos não mínimos que aumentam a quantidade de tráfego em circulação na rede [9]. A avaliação dessas propostas é em geral feita por simulação de eventos discretos.

Na proposta desse artigo, o pacote de resposta contém, além do identificador das estações intermediárias, um quantificador do estado de congestionamento do nó (tempo de espera médio ou número médio de pacotes armazenados) que permitem selecionar, entre duas rotas de mesmo número de enlaces, aquela de menor congestionamento. O encaminhamento é resultado da solução de um problema de programação matemática de dois níveis, sendo o inferior o problema clássico de otimização de caminho mínimo e o superior o de avaliação global da colisão na rede.

Os algoritmos de encaminhamento são processos concorrentes, executados de maneira distribuída em cada uma das estações da rede. A análise de desempenho dos algoritmos de encaminhamento é tipicamente feita através de simuladores de eventos discretos, dentre os quais destaca-se o ns-2 [10]. O uso desses simuladores exige muito tempo e a execução exaustiva de vários casos para análise comparativa dos algoritmos. Alternativamente, neste trabalho, os protocolos de encaminhamento são avaliados através de um modelo analítico estático representando um limitante superior para o desempenho da rede. O modelo analítico é obtido considerando que os nós da rede são estáticos e que o tráfego entre as estações é estatisticamente estacionário. Essas e outras hipóteses simplificadoras foram necessárias para a obtenção de um modelo analítico do desempenho da rede medido através do número médio de colisões. A mobilidade das estações podem degradar o desempenho da rede devido à eventual perda de enlaces e do encaminhamento por rotas não mínimas. O objetivo principal desse artigo é apresentar um método relativamente simples e preliminar de avaliação dos algoritmos de encaminhamento. Estudos de casos (bastante trabalhosos) através de simulações de eventos discretos deverão ser realizados para as estratégias de encaminhamento que se mostrarem promissoras.

O restante do artigo está organizado da seguinte forma: o modelo de colisão e a formulação matemática do problema de otimização para determinação do encaminhamento na rede ad hoc são apresentados na Seção II; uma heurística para tratamento do problema de programação matemática é apresentada na Seção III. Exemplos numéricos são apresentados na Seção IV e a Seção V encerra o trabalho.

II. MODELO DE COLISÃO

Considere que uma rede ad hoc sem fio pode ser representada por um grafo descrito pelos conjuntos \mathcal{V} e \mathcal{E} . O conjunto \mathcal{V} contém as estações móveis (supostas fixas nesse

modelo), e o conjunto \mathcal{E} contém os enlaces (arestas) da rede. A aresta (i, j) pertence ao conjunto \mathcal{E} se o sinal eletromagnético irradiado pela estação i puder ser detectado pela estação j , ou seja, o nível de energia do pacote recebido é superior ao limiar de detecção da estação j . Devido aos mecanismos de controle de potência de cada estação e das condições assimétricas de propagação entre duas estações o grafo da rede não é necessariamente bidirecional, ou seja, a existência do enlace (i, j) não implica na existência do enlace (j, i) . Assim, o conjunto \mathcal{V}_j representa todas as estações cujos sinais podem ser detectados pela estação j enquanto que o conjunto \mathcal{V}^i é composto por todas estações que podem detectar o sinal irradiado pela estação i . O conjunto $\mathcal{V}_j \setminus \{i\}$ é definido como $\mathcal{V}_j \setminus \{i\} = \mathcal{V}_j - \{i\}$.

Para avaliação do desempenho do algoritmo de encaminhamento proposto, consideram-se aplicações de tráfego em tempo real com vazão média constante entre os nós da rede. Os pacotes gerados pelas aplicações são enviados à rede e não são perdidos, isto é, os *buffers* das estações são supostos de tamanho infinito e as colisões devido ao mecanismo de múltiplo acesso dão origem a retransmissões. Além disso, o nível de energia dos pacotes e os códigos corretores de erro são tais que a probabilidade de perda de pacote por erro é considerada desprezível. Portanto, a vazão medida nos enlaces é composta pelo tráfego originado nas estações e pelas retransmissões devido às colisões.

A matriz de tráfego ρ , normalizada pela capacidade nominal de transmissão das estações, descreve a vazão de demanda entre as estações. A vazão x_{ij} é a demanda de tráfego encaminhado, ou seja, a demanda de tráfego no enlace (i, j) resultante do algoritmo de encaminhamento aplicado à matriz ρ . O tráfego no enlace (i, j) é composto das parcelas x_{ijs} que representam a quantidade de tráfego encaminhada pelo enlace (i, j) que tem como origem o nó s e é dada pela equação

$$x_{ij} = \sum_s x_{ijs} \quad \forall (i, j) \in \mathcal{E} \quad (1)$$

Como não há perda de pacotes na rede, em cada nó intermediário a vazão do tráfego é conservada, conforme descrito na equação

$$\sum_{v \in \mathcal{V}^k} x_{kvs} - \sum_{u \in \mathcal{V}_k} x_{uks} = \begin{cases} \sum_{t \in \mathcal{V} \setminus \{s\}} \rho_{st}, & k = s \\ -\rho_{sk}, & k \in \mathcal{V} \setminus \{s\} \end{cases} \quad (2)$$

O lado direito da equação representa ou o tráfego que parte do nó-origem $k = s$, ou o tráfego que termina em um nó-destino ($k \neq s$).

Se não houvesse retransmissão dos pacotes que sofrem colisão (ou perda por erro) o tráfego oferecido ao enlace (i, j) seria dado pela vazão x_{ij} e o tráfego escoado seria diminuído da parcela perdida. Nas redes sem fio, devido à variação das condições de propagação do meio de transmissão, essa estratégia resultaria em um desempenho inaceitável para as conexões. Portanto, os protocolos de acesso ao meio prevêm a retransmissão dos pacotes, aumentando a probabilidade de que um pacote seja recebido com sucesso e, conseqüentemente, aumentando o tráfego oferecido aos enlaces.

A vazão y do tráfego oferecido ao meio de transmissão, cuja vazão do tráfego escoado é x , é modelada [11] por

$$x = ye^{-\eta y} \quad (3)$$

com η igual a 2 no caso do protocolo *Aloha* e igual a 1 no *Slotted Aloha*.

Neste trabalho, a Equação (3) foi adaptada para o protocolo CSMA/CA através de uma aproximação baseada em um modelo proposto por Bianchi [12] no qual o tráfego oferecido ao meio é $y = n\tau$, sendo τ a probabilidade de uma estação transmitir em um *slot* e n o número de estações. A probabilidade de um pacote ser transmitido com sucesso, isto é, de não haver colisão é dada por

$$\frac{x}{y} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}}{1-(1-\tau)^n} = \frac{ye^{-y}}{1-e^{-y}} \cong e^{-\eta y} \quad (4)$$

Apesar do objetivo de Bianchi no artigo [12] ser a obtenção da vazão de saturação (máxima vazão) da rede, a equação 4 estabelece a relação entre o tráfego oferecido e o tráfego total no meio em função do tráfego oferecido e a equação tem validade para $g < 1$.

A vazão do tráfego escoado em função da vazão do tráfego oferecido (tráfego escoado mais retransmissões) é mostrada na Figura 1 para os protocolos de acesso aleatório: *Aloha*, *Slotted Aloha* e CSMA/CA. O valor do parâmetro η para o protocolo CSMA/CA é igual a 0.53. Esse valor foi obtido pelo ajuste da curva exponencial com a curva obtida do artigo do Bianchi [12].

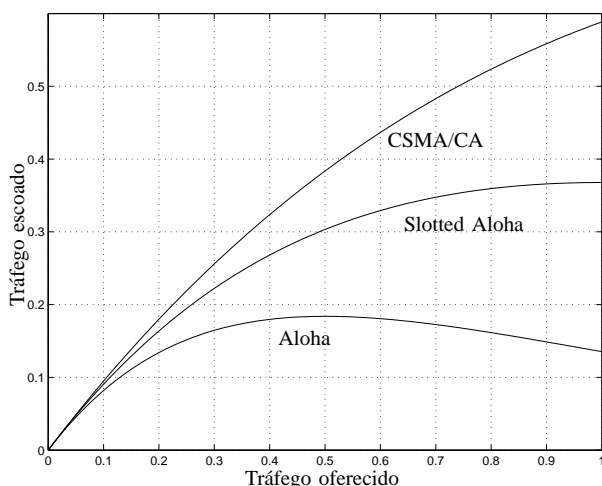


Fig. 1. Vazão do tráfego escoado em função do tráfego oferecido ao meio para os protocolos de acesso aleatório: *Aloha*, *Slotted Aloha* e CSMA/CA.

Em uma rede ad hoc, quando a estação i transmite um pacote para a estação j , existe a possibilidade de que haja colisão com pacotes transmitidos por outras estações cujos sinais podem alcançar a estação j . A probabilidade de colisão depende da intensidade de tráfego emitido por essas estações com tráfego total dado por

$$\gamma_j^i = \sum_{u \in \mathcal{V}_j \setminus \{i\}} \sum_{v \in \mathcal{V}^u} y_{uv} \quad (5)$$

A primeira somatória indica as estações cujo sinal pode atingir a estação j com exceção do sinal transmitido pela própria estação i . A segunda somatória indica que todo o tráfego emitido por uma estação que alcance j deve ser considerado, e não apenas os tráfegos cujo destino é j .

Portanto, a relação entre as vazões dos tráfegos escoado e oferecido a cada um dos enlaces da rede ad hoc é dada por

$$x_{ij} = y_{ij} e^{-\eta \gamma_j^i} \quad (6)$$

A. Programação Matemática

A determinação do encaminhamento que minimiza a probabilidade média de colisões na rede pode ser obtida pela resolução do problema de programação matemática descrito por

$$\min_{x_{ij} \in \Omega} \sum_{(i,j) \in \mathcal{E}} y_{ij} \quad (7)$$

sendo Ω dado por

$$\Omega = \arg \min_{x_{ij} \geq 0} \sum_{s \in \mathcal{V}} \sum_{(i,j) \in \mathcal{E}} x_{ijs} \quad (8)$$

com x_{ijs} satisfazendo a Equação (2).

As vazões y_{ij} são definidas pelo sistema de equações

$$y_{ij} \exp(-\eta \sum_{u \in \mathcal{V}_j \setminus \{i\}} \sum_{v \in \mathcal{V}^u} y_{uv}) = \sum_{s \in \mathcal{V}} x_{ijs}, \quad \forall (i,j) \in \mathcal{E} \quad (9)$$

O conjunto Ω contém todos os possíveis encaminhamentos de mínimo *hop* da rede em questão, ou seja, a Equação (8) é de fato um problema de caminho mínimo na rede. Note que apenas as rotas de caminho mínimo são consideradas na busca dos caminhos de mínima colisão. Essa restrição poderia ser aliviada, mas o uso de caminhos não mínimos aumentaria o tráfego total na rede.

A probabilidade média de colisão na rede é definida por

$$p = 1 - \frac{\sum_{s \in \mathcal{V}} \sum_{(i,j) \in \mathcal{E}} x_{ijs}}{\sum_{(i,j) \in \mathcal{E}} y_{ij}} \quad (10)$$

Dessa forma, o mínimo da função descrita pela Equação (7) corresponde à minimização da probabilidade média de colisão na rede, pois o numerador da fração da Equação (10) é constante no conjunto Ω .

III. HEURÍSTICA

O problema de otimização proposto na Seção II é de difícil solução pelos métodos convencionais de programação matemática, pois o conjunto Ω não é necessariamente conexo e a função descrita na Equação (7) é não-linear, tendo em vista as restrições da Equação (9). Entretanto, vários métodos de otimização baseados em buscas aleatórias têm sido desenvolvidos na literatura e são apropriados à resolução desse problema

de otimização. O GRASP (*Greedy Randomized Adaptive Procedure*) [13] é uma heurística na qual cada iteração consiste da construção de um candidato factível e de uma busca local.

O Algoritmo 1 busca o encaminhamento de mínima colisão por um número finito de iterações. Não é possível garantir a determinação da solução de mínima colisão, mas uma série de experimentos comprovou a eficácia do algoritmo para encontrar boas soluções. Em cada iteração são repetidos os algoritmos: RandomDijkstra (Algoritmo 2) que determina aleatoriamente uma das possíveis matrizes de caminhos mínimos; TráfegoEncaminhado (Algoritmo 3) que calcula o tráfego escoado em cada um dos enlaces da rede; e Relaxação (Algoritmo 4) que obtém a probabilidade média de colisão na rede.

Algoritmo 1 $[p_{min}] = \text{ColisãoMínima}(\mathcal{V}, \mathcal{E}, \rho, m)$

{ \mathcal{V} é o conjunto de nós da rede; \mathcal{E} é o conjunto de enlaces; ρ é a matriz de demanda; m é o número máximo de iterações. }

```

n ← #(V)
for all s ∈ V do
  π ← RandomDijkstra(V, E, s, W, π)
end for
πmin ← π
X ← TráfegoEncaminhado(π, ρ, n)
pmin ← Relaxação(V, E, X, ε)
for c = 1 to m do
  {A busca local altera uma linha da matriz π}
  for all s ∈ V do
    π ← RandomDijkstra(V, E, s, W, πmin)
    X ← TráfegoEncaminhado(π, ρ, n)
    p ← Relaxação(V, E, X, ε)
    if p < pmin then
      pmin ← p
      πmin ← π
    end if
  end for
  {A busca global altera a matriz π}
  for all s ∈ V do
    π ← RandomDijkstra(V, E, s, W, π)
  end for
end for

```

O algoritmo RandomDijkstra é uma variante do clássico algoritmo Dijkstra de caminhos mínimos [14], na qual a inserção de um novo nó na árvore de caminhos mínimos é obtida sorteando-se o índice dos nós de mesma distância.

O algoritmo TráfegoEncaminhado computa o tráfego em cada enlace percorrendo em sentido reverso a árvore de caminhos mínimos determinada pelo RandomDijkstra.

O algoritmo Relaxação é o clássico algoritmo de iteração de ponto fixo [15]. Para os encaminhamentos nos quais a relaxação diverge, o tráfego oferecido é fixado no valor 1, indicando encaminhamentos não factíveis.

IV. EXEMPLOS NUMÉRICOS

A. Análise exaustiva

Uma rede de seis nós, um nó central e cinco equidistantes, é mostrada na Figura 2. Só há demanda entre os nós não adjacentes, isto é, nós que não são interligados por enlaces diretos. Os arcos com setas indicam o encaminhamento de

Algoritmo 2 $[\pi] = \text{RandomDijkstra}(\mathcal{V}, \mathcal{E}, s, W, \pi)$

{ π é a matriz de encaminhamento que é atualizada em sua linha s ; W é a matriz de pesos dos enlaces que são supostos unitários }

```

for all v ∈ V do
  dv ← +∞
  πsv ← -1
end for
ds ← 0
πss ← s
Q ← V
while Q ≠ {} do
  u ← Random( arg minv ∈ Q dv ) {Sorteia entre os nós de mínima}
  Q ← Q \ {u} {distância}
  for all v ∈ Vu ∩ Q do
    if dv > du + wuv then
      dv ← du + wuv
      πsv ← u
    end if
  end for
end while

```

Algoritmo 3 $[X] = \text{TráfegoEncaminhado}(\pi, \rho, n)$

{ X é a matriz de tráfego encaminhado; π é a matriz de encaminhamento (predecessores); ρ é a matriz de demanda; n é o número de nós da rede. }

```

X ← 0
for s = 1 to n do
  for j = 1 to n do
    v ← j
    u ← πsv
    while v ≠ s do
      xuv ← xuv + ρsj
      v ← u
      u ← πsv
    end while
  end for
end for

```

menor colisão média obtido pela análise exaustiva de todas as possibilidades. Observe que não há tráfego encaminhado pelo nó central, pois todo pacote enviado pelo nó central para um determinado nó da periferia poderia colidir com pacotes enviados por quaisquer dos demais nós da rede. Os pacotes são enviados do nó 1 para o nó 3 pelo nó 2, e para o nó 4 pelo nó 5. Esses pacotes não colidem entre si. Encaminhamentos similares ocorrem para os demais nós da rede.

Nem sempre a solução uniforme (encaminhamento similar para todos os nós da rede) é a de menor colisão média para as redes uniformes, como poderia ser inferido do exemplo da Figura 2. Uma rede de quatro nós, também sem demanda de tráfego adjacente, é mostrada na Figura 3, na qual o encaminhamento de mínima colisão foi obtido por análise exaustiva. Observe que o encaminhamento obtido concentra tráfego nos nós 2 e 3.

B. Simulação numérica

Uma rede ad hoc típica de dez nós é mostrada na Figura 4, na qual não há tráfego entre nós adjacentes e a demanda

Algoritmo 4 $[p] = \text{Relaxação}(\mathcal{V}, \mathcal{E}, X, \epsilon)$

```

Y ← X
Z ← 0
while max_{(u,v) ∈ E} |Y - Z| > ε do
    Z ← Y
    for all (i, j) ∈ E do
        γ_j^i = ∑_{u ∈ V_j \ {i}} ∑_{v ∈ V^u} z_uv
        y_ij ← x_ij e^{ηγ_j^i}
        if y_ij > 1 then
            y_ij ← 1
        end if
    end for
end while

```

$$p \leftarrow 1 - \frac{\sum_{s \in \mathcal{V}} \sum_{(i,j) \in \mathcal{E}} x_{ijs}}{\sum_{(i,j) \in \mathcal{E}} y_{ij}}$$

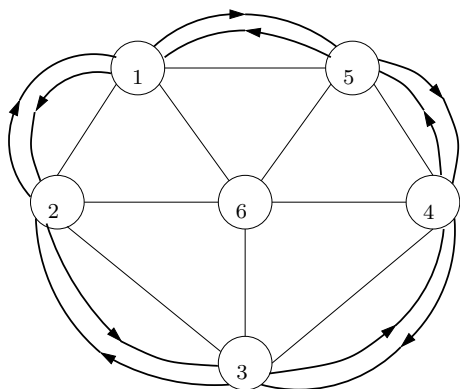


Fig. 2. Rede de seis nós na qual não há demanda entre nós adjacentes. Os arcos com setas indicam o encaminhamento de mínima colisão média.

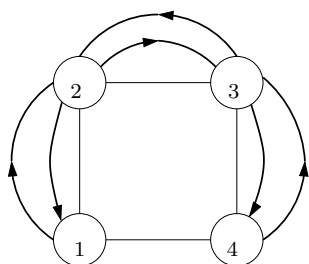


Fig. 3. Rede de quatro nós na qual não há demanda entre nós adjacentes. Os arcos com setas indicam o encaminhamento de mínima colisão média.

de tráfego é uniforme entre nós não adjacentes. O encaminhamento entre nós adjacentes é sempre pelo enlace direto quando algoritmos de caminho mínimo são aplicados.

O total de tráfego oferecido à rede em função do número de iterações do algoritmo GRASP aplicado à rede da Figura 4 é mostrado na Figura 5. Os valores mostrados no gráfico entre dois asteriscos consecutivos são resultados das dez (número de nós da rede) buscas locais na qual apenas o tráfego originado de um dos nós é re-encaminhado. Note que todos os pontos

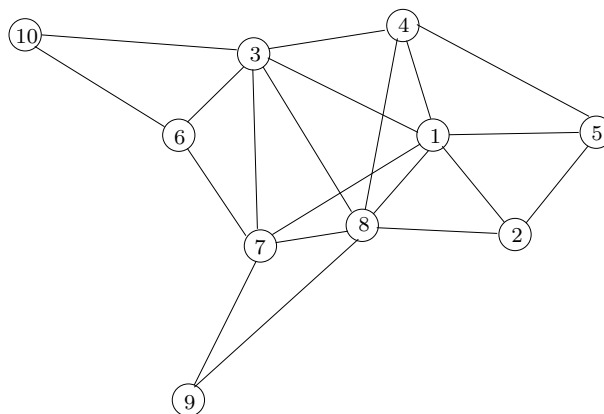


Fig. 4. Rede de dez nós na qual não há demanda entre nós adjacentes.

da curva referem-se a encaminhamentos de caminho mínimo, isto é, possíveis resultados da aplicação do algoritmo DSR à rede ad hoc. O algoritmo proposto permite determinar entre os possíveis caminhos mínimos aquele que produz o menor tráfego oferecido na rede, e portanto, o de menor colisão média.

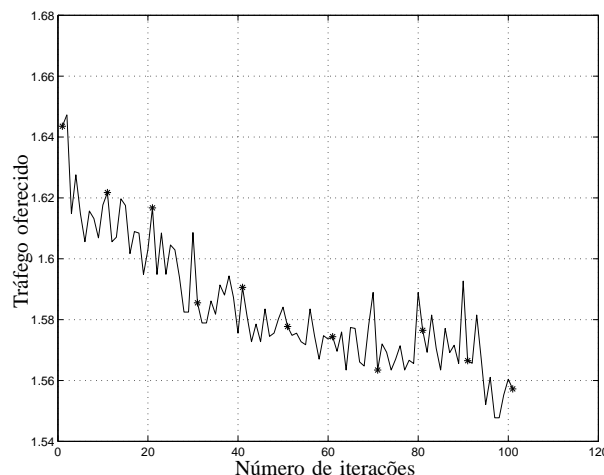


Fig. 5. Total do tráfego oferecido à rede da Figura 4 em função do número de iterações. Os valores entre dois asteriscos consecutivos são resultantes das dez buscas locais.

V. CONCLUSÕES

Um modelo analítico para minimizar o número médio de colisões em uma rede ad hoc móvel foi proposto nesse artigo. O algoritmo de encaminhamento proposto é uma variante do DSR (*Dynamic Source Routing*), na qual o pacote de encaminhamento *route reply* contém, além dos rótulos que identificam os nós, o estado de congestionamento de cada nó. A probabilidade média de colisões foi obtida por um modelo similar ao clássico usado na avaliação do protocolo de múltiplo acesso *Aloha*. O encaminhamento é obtido pela resolução de um problema de programação matemática de dois níveis. O nível inferior é o problema clássico de caminho mínimo, e o nível superior é uma avaliação da probabilidade média de

colisão. O problema global é complexo e sua solução foi obtida usando-se uma heurística baseada na técnica GRASP. Os resultados obtidos são encorajadores e a etapa seguinte é a simulação da estratégia de busca de caminhos de mínima colisão no ns-2 [10]. No ambiente ns-2 espera-se avaliar o efeito da mobilidade das estações principalmente no tempo de transferência dos pacotes, e não apenas no número de colisões.

AGRADECIMENTOS

Os autores agradecem o suporte da CAPES (Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior), da FAPESP (Fundação de Amparo à Pesquisa do Estado de São Paulo) e do CNPq (Conselho Nacional de Desenvolvimento Científico e Tecnológico).

REFERÊNCIAS

- [1] C. E. Perkins and L. Lamport, "Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers," in *Proceedings of SIGCOM 94*, Aug. 1994, pp. 234–244.
- [2] J. J. Garcia-Luna-Aceves and M. Spohn, "Source-tree routing in wireless networks," in *Proceedings of 7th International Conference on Network Protocols*, 1999.
- [3] D. B. Johnson and D. A. Maltz, "Dynamic source routing in ad hoc wireless networks," in *Mobile Computing*, T. Imielinski and H. Korth, Eds. New Jersey: Kluwer Academic Publishers, 1996, ch. 5, pp. 153–181.
- [4] E. M. B.-R. C. E. Perkins and S. R. Das, *Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing*, IETF Internet Draft, Jun. 2002.
- [5] Z. J. Haas, M. R. Pearlman, and P. Samar, *The zone routing protocol (ZPR) for Ad Hoc networks*, IETF Internet Draft, Jul. 2002.
- [6] V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenker, and L. Zhang, "MACAW: A media access protocol for wireless LANs," in *Proceedings of ACM SIGCOMM'94*, 1994.
- [7] IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee, "IEEE standard for wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications," The Institute of Electrical and Electronics Engineers, Tech. Rep., 1997.
- [8] M. S. Gast, *802.11 Wireless Networks-The Definitive Guide*. O'Reilly, 2002.
- [9] Y.-C. Hu and D. B. Johnson, "Exploiting congestion information in network and higher layer protocols in multihop wireless Ad Hoc networks," in *Proceedings of 24th International Conference on Distributed Computing Systems*, 24-26 March 2004, pp. 301 – 310.
- [10] ns-2, "The network simulator - ns-2," *Webpage*, 2005, URL: <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [11] L. Kleinrock, *Queueing Systems Volume II: Computer Applications*. New York: John Wiley & Sons, Inc., 1976.
- [12] G. Bianchi, "IEEE 802.11-saturation throughput analysis," *IEEE Communications Letters*, vol. 2, no. 12, pp. 318–320, December 1998.
- [13] T. A. Feo and M. G. C. Resende, "Greedy randomized adaptive search procedures," *J. Global Optimiz.*, vol. 6, pp. 109–133, 1995.
- [14] R. K. Ahuja, T. L. Magnanti, and J. B. Orlin, *Networks Flows: Theory, Algorithms, and Applications*. New Jersey: Prentice-Hall, Inc., 1993.
- [15] E. Kreyszig, *Advanced Engineering Mathematics*, 6th ed. John Wiley & Sons, 1988.