

# Algoritmos de Difusão para Protocolos de Encaminhamento em Redes Ad Hoc sem Fios\*

João Matos e Hugo Miranda

LaSIGE/Universidade de Lisboa

**Resumo** A entrega de uma mensagem a todos os participantes (difusão) é uma peça fundamental em muitos dos protocolos de encaminhamento reactivos para redes ad hoc. O algoritmo de difusão mais utilizado é o de “inundação”, que apresenta um consumo de recursos excessivo. Este artigo compara o desempenho do protocolo de encaminhamento AODV utilizando três algoritmos de difusão distintos. É avaliado o seu impacto na redução do tráfego na rede e na qualidade das rotas utilizadas.

## 1 Introdução

A comunicação entre os participantes numa rede sem fios é normalmente assegurada por uma infra-estrutura de suporte. A infra-estrutura é responsável pelas funções de gestão, como a atribuição de endereços, e pela prestação dos serviços básicos de comunicação, como o escalonamento das transmissões dos dispositivos e o encaminhamento das mensagens. A instalação destas redes não é instantânea, pois é necessária a colocação e configuração das estações base.

No entanto, existem situações em que a instalação antecipada da infra-estrutura não é possível, por exemplo porque a sua relevância não pode ser antecipada. Exemplos são as operações de busca e salvamento e operações militares. Neste tipo de cenários, e devido à impossibilidade de instalação da infra-estrutura, os serviços que esta disponibiliza terão que passar a ser assegurados exclusivamente pelos dispositivos participantes. As redes sem suporte da infra-estrutura são usualmente denominadas redes ad hoc móveis ou *MANETs*.

Neste trabalho, assumimos que as redes ad hoc são compostas por utilizadores cooperantes e que por isso disponibilizam os seus dispositivos para que participem na gestão da rede. Tal não implica contudo que os dispositivos permaneçam imóveis. Os interfaces rádio dos dispositivos móveis têm um raio de transmissão limitado, que pode ser insuficiente para alcançar todos os participantes. Nas redes ad hoc, cabe aos dispositivos geograficamente localizados entre o emissor e o destinatário facilitar a entrega, retransmitindo a mensagem. Para além da retransmissão, inclui-se nas funções de gestão a realizar pelos participantes a descoberta de uma sequência de nós, vulgarmente designada de rota, que assegure a comunicação. Este problema tem alguma complexidade uma vez que

---

\* Este trabalho foi parcialmente suportado pelo projecto PTDC/EIA/71752/2006, REDICO: Dynamic Reconfiguration of Communication Protocols e pelo programa de financiamento plurianual.

é assumido que os participantes podem não ter conhecimento da sua localização geográfica ou da dos destinatários. Adicionalmente, pretende-se descobrir uma rota com o menor custo, usualmente avaliado pelo número de intermediários.

Alguns dos protocolos de encaminhamento para redes ad hoc mais populares (por exemplo [1,2]) utilizam um algoritmo de “inundação” (do inglês *flooding*) durante o processo de descoberta da rota. Neste caso, o flooding consiste na difusão de uma mensagem pelo emissor indicando o destinatário pretendido. Esta mensagem é propagada por todos os participantes. Cada dispositivo irá por isso em princípio receber uma cópia da mensagem de cada vizinho. Ao receber a primeira cópia, o participante responde ao emissor se for o destinatário ou se conhecer uma rota para o destinatário. Caso contrário, retransmite a mensagem para que ela seja recebida por todos os seus vizinhos.

Intuitivamente, e a menos de problemas ao nível físico, como interferências, o flooding assegura a entrega da mensagem a todos os participantes que se encontrem na partição de rede do emissor.<sup>1</sup> Contudo, na maior parte das situações, a retransmissão por todos os participantes representa um consumo excessivo de recursos uma vez que o mesmo objectivo pode ser assegurado com a retransmissão de apenas alguns participantes, localizados em pontos chave da partição. Adicionalmente, o elevado número de retransmissões gera colisões que contribuem para a perda de largura de banda útil e para o aumento do consumo de energia, num processo conhecido como *broadcast storm* [3].

A gestão eficiente dos recursos é uma temática central da investigação em redes ad hoc, sabendo-se o forte peso das interfaces de rede no consumo energético dos dispositivos [4]. Contudo, o flooding é utilizado com frequência em protocolos para MANETs. Recentemente, têm vindo a ser estudados diferentes algoritmos de difusão. O objectivo é diminuir o número de dispositivos que retransmitem cada mensagem, reduzindo desta forma o consumo energético das operações de difusão. No entanto, estes algoritmos podem apresentar resultados sub-óptimos quando aplicados em substituição do flooding. Neste artigo analisamos o caso particular da aplicação de um algoritmo de difusão ao AODV [2], um dos protocolos de encaminhamento mais populares para redes ad hoc.

O artigo está estruturado da forma descrita em seguida. Na Sec. 2 apresentam-se as alternativas ao flooding em estudo e uma panorâmica sobre o funcionamento do protocolo de encaminhamento utilizado. A Sec. 3 aborda o problema da integração dos algoritmos de difusão com o protocolo de encaminhamento. A comparação do desempenho das diferentes combinações é apresentada na Sec. 4. Finalmente a Sec. 5 conclui o artigo.

## 2 Trabalho Relacionado

### 2.1 Algoritmos de Difusão

O objectivo dos algoritmos de difusão é a entrega de mensagens ao maior número de participantes possível, idealmente a todos os dispositivos na partição onde a

---

<sup>1</sup> Uma partição é definida pelo conjunto de dispositivos que se encontrem no raio de transmissão de pelo menos um outro membro dessa partição.

disseminação da mensagem foi iniciada. Espera-se que o consumo de recursos, ditado sobretudo pelo número de retransmissões da mensagem, bem como a latência entre a produção da mensagem e a sua entrega ao último dispositivo sejam tão reduzidos quanto possível.

Uma das aproximações mais populares para reduzir o número de transmissões consiste em aplicar funções probabilistas localmente a cada dispositivo. Estas funções permitem que apenas alguns dos dispositivos retransmitam sem que para tal seja necessária a coordenação dos dispositivos.

**Algoritmos Probabilistas** Os algoritmos de difusão probabilistas são regulados por um parâmetro de configuração  $p$  que representa a probabilidade de um participante retransmitir uma mensagem quando a recebe pela primeira vez.<sup>2</sup>

Os algoritmos baseados exclusivamente numa probabilidade de retransmissão não são facilmente adaptáveis a diferentes condições da rede. Embora a probabilidade  $p$  permita estimar a proporção de dispositivos que retransmitirá numa dada região, não permite estimar o número absoluto de retransmissões. Este dependerá do número absoluto de vizinhos. Pode por isso acontecer que todos os participantes decidam não retransmitir. Embora este evento seja bastante mais provável quando se utiliza uma probabilidade de retransmissão moderada em regiões onde o número de vizinhos é reduzido, pode resultar numa terminação precoce da difusão, ou seja, sem que a mensagem tenha sido entregue a todos os participantes. De notar que a frequência da ocorrência destes eventos pode ser diminuída aumentando a probabilidade de retransmissão. No entanto, uma probabilidade de retransmissão mais elevada resulta num número excessivo de retransmissões em zonas onde a concentração de dispositivos é elevada,

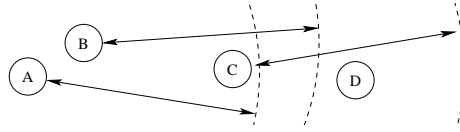
O algoritmo GOSSIP3( $p, k, m$ ) [5] propõe atenuar este problema mantendo uma probabilidade de retransmissão moderada mas enriquecendo o algoritmo probabilista com mecanismos que permitem detectar e reagir a algumas condições de excepção. A probabilidade de retransmissão  $p$  é complementada com critérios adicionais de retransmissão, regulados pelos parâmetros  $k$  e  $m$ . O parâmetro  $k$  visa favorecer a propagação da mensagem na fase inicial, momento de particular vulnerabilidade dado o número reduzido de dispositivos que recebeu a mensagem. Para tal, a mensagem inclui um contador inicializado a zero e incrementado por cada dispositivo que efectua a retransmissão. Os dispositivos que recebam a mensagem com o contador com valor inferior a  $k$  retransmitem obrigatoriamente a mensagem.

O parâmetro  $m$  assegura um número mínimo de retransmissões na vizinhança de qualquer dispositivo. Os dispositivos que decidem não retransmitir em resultado da função probabilista retêm a mensagem numa fila. A mensagem será retransmitida pelo dispositivo se após um período de tempo predefinido o número de cópias recebidas for inferior a  $m$ .

Apesar de assegurar um número mínimo de retransmissões, a selecção dos dispositivos que retransmitem no algoritmo GOSSIP3( $p, k, m$ ) é aleatória. Para

---

<sup>2</sup> O algoritmo de flooding pode ser visto como um caso particular de algoritmo probabilista onde  $p = 1$ .



**Figura 1.** Raio de transmissão de 3 dispositivos

demonstrar o impacto da selecção dos dispositivos na eficiência dos algoritmos de difusão, considere-se o exemplo representado na Fig. 1, onde um dispositivo  $A$  retransmite uma mensagem, entregando-a aos dispositivos  $B$  e  $C$ . Apesar de ambos os dispositivos apresentarem uma probabilidade idêntica de retransmissão, o impacto da retransmissão de cada um é distinto. A retransmissão por  $B$  é sempre desnecessária por não contribuir com a entrega da mensagem a qualquer outro dispositivo. Este efeito será tanto mais observável quanto a proximidade de  $A$  e  $B$  for maior. Adicionalmente, importa notar que se  $C$  não retransmitir, a mensagem poderá não ser entregue ao dispositivo  $D$ .

Os mecanismos introduzidos no algoritmo  $\text{GOSSIP3}(p, k, m)$  não garantem a propagação da mensagem para  $D$  se o algoritmo for configurado com  $k = 1$ . O mesmo efeito poderá ser observado para outros valores do parâmetro  $k$  se assumirmos a existência de outros dispositivos no raio de transmissão de  $A$ . Foi já demonstrado que problemas similares são observáveis em outros algoritmos que realizam a selecção probabilista dos dispositivos [6].

**Algoritmos Baseados em Distância** O exemplo da Fig. 1 sugere que os melhores candidatos à retransmissão são os dispositivos que se encontram mais afastados daqueles que realizaram as retransmissões anteriores. O PAMPA [7] é um algoritmo de difusão que substitui a aleatoriedade na selecção pela distância entre dispositivos. Para evitar operações de coordenação, cada dispositivo atrasa a sua retransmissão por um tempo dado por uma função *delay* que recebe como argumento a força de sinal (RSSI) com que a mensagem foi entregue ao dispositivo. Durante o tempo de espera correspondente ao atraso determinado, o dispositivo contabiliza o número de cópias da mensagem recebidas e a retransmissão não terá lugar se este número atingir um valor pré-definido. Caso contrário ocorre quando o tempo de espera imposto expirar.

A função *delay* típica multiplica o valor da intensidade da força de sinal por uma constante pré-definida, convertendo-a num intervalo de tempo. Uma vez que a força do sinal decai significativamente com o aumento da distância entre dois participantes, os dispositivos que se encontram mais distantes aplicarão um atraso menor. Atendendo à relação entre o atraso e a distância, descartar uma retransmissão significa que a difusão já foi assegurada por outros participantes, melhor posicionados.

Dentro do raio de alcance de cada participante emissor, o PAMPA vai escolher os participantes que se encontram mais afastados. Portanto vai seleccionar, para cada mensagem difundida, o grupo de participantes cuja localização faz uma maior cobertura, prevendo-se uma utilização de retransmissões bas-

tante menor, relativamente a outros algoritmos de difusão, como o flooding e o GOSSIP3( $p, k, m$ ).

## 2.2 AODV

O Ad hoc On-demand Distance Vector (AODV) [2] é um protocolo de encaminhamento para redes ad hoc móveis. No AODV todos os participantes podem assumir o papel de encaminhador e mantêm uma tabela de encaminhamento. Para cada destinatário conhecido, a tabela de encaminhamento armazena o dispositivo seguinte na rota.

O AODV é um protocolo reactivo. Ou seja, as tabelas de encaminhamento são povoadas durante as operações de descoberta de rota, iniciadas pelos dispositivos sempre que necessitam de uma rota para um dispositivo que não consta da sua tabela. Se o participante emissor não possuir nenhuma informação sobre o destinatário na sua tabela de encaminhamento, difunde uma mensagem de pedido de rota (*route request*). Na versão original do AODV, o *route request* é difundido utilizando o algoritmo de flooding.

A mensagem de *route request* inclui, entre outros, campos para os endereços do emissor e do destinatário e um contador para o número de saltos (incrementado a cada retransmissão). Dois outros campos (número de sequência do emissor e número de sequência da última rota conhecida para o destinatário) permitem evitar a utilização de rotas desactualizadas. Os dispositivos podem identificar duplicados de pedidos de rotas pelo par <endereço do emissor, identificador de broadcast> de cada mensagem.

Quando um participante recebe uma mensagem de *route request* pela primeira vez, começa por verificar se possui na sua tabela de encaminhamento uma rota para o destinatário, caso em que vai responder ao emissor com uma mensagem de resposta (*route reply*). A retransmissão da mensagem ocorre apenas no caso contrário. As mensagens de resposta são também produzidas pelo destinatário quando este recebe um *route request*. Quando o canal de comunicação é bidireccional, os *route reply* são enviados ponto-a-ponto percorrendo a sequência inversa dos dispositivos que retransmitiram o *route request*.

De notar que as rotas são criadas no sentido inverso ao da propagação das mensagens de *route request* e *route reply*. Ou seja, ao receber de um dispositivo  $A$  uma mensagem de pedido de rota produzida por um dispositivo  $B$ , o dispositivo regista na sua tabela de encaminhamento que as mensagens com destino a  $B$  devem ser entregues ao dispositivo  $A$ . Analogamente, o dispositivo que recebe de  $A$  uma resposta de rota para o dispositivo  $B$  regista na sua tabela de encaminhamento que  $A$  é o próximo salto das mensagens destinadas a  $B$ .

A mobilidade dos participantes pode tornar inválidas rotas adquiridas no passado. As mensagens de erro na rota (*route error*) são geradas por dispositivos intermédios incapazes de entregar uma mensagem de dados ao dispositivo que consta da sua tabela de encaminhamento. Na maior parte dos casos, a reacção à recepção de uma destas mensagens pelo emissor da mensagem de dados resultará na difusão de um novo pedido de rota.

É previsível que uma mensagem de pedido de rota continue a ser difundida pela rede após o participante emissor ter obtido resposta. Este problema é realçado quando o participante emissor e o participante destinatário (ou um participante que possua o próximo salto da rota em causa) se encontrem próximos numa rede geograficamente dispersa. Para atenuar este problema, o AODV difunde a mensagem de pedido de rota através de um *expanding-ring search*. Esta optimização consiste em limitar inicialmente o número de saltos do *route request* de forma a que ela seja retransmitida apenas pelos participantes que se localizam na proximidade do emissor. Se não obtiver resposta após algum tempo, o processo é repetido com um número de saltos limite maior, tipicamente suficiente para que seja recebida por todos os dispositivos na rede.

### 3 Alternativas à Inundação no AODV

A difusão das mensagens de descoberta de rota é uma componente fundamental do AODV sem a qual não seria possível assegurar a comunicação entre quaisquer dois dispositivos. A capacidade dos dispositivos se deslocarem livremente, aliada ao limitado raio de transmissão tornam as operações de descoberta de rota frequentes mesmo em cenários onde o número de canais de comunicação estabelecidos entre os participantes é limitado. Reduzir o custo das operações de difusão contribui por isso para aumentar a longevidade das baterias dos dispositivos e a largura de banda útil.

Contudo, a utilização do flooding apresenta um conjunto de propriedades importantes para a definição das rotas. Uma operação de flooding permite descobrir a totalidade das rotas entre quaisquer dois dispositivos, uma vez que todos os participantes retransmitem a mensagem. Tão grande número de combinações é claramente desnecessário uma vez que muitas apresentarão custos claramente excessivos. O AODV evita a descoberta dessas rotas impondo a cada dispositivo uma única retransmissão da mensagem. Intuitivamente, a primeira cópia do *route request* recebida por cada dispositivo será aquela que viaja por uma rota mais favorável, com menor congestionamento e menor número de saltos. Com o modelo de propagação base do AODV, cada pedido de rota define um conjunto de rotas, todas elas disjuntas nos dispositivos intermédios e que incluirá sempre a rota mais favorável.

Na prática, esta propriedade poderá não se verificar devido às perturbações introduzidas ao nível de ligação de dados pelo número de transmissões concorrentes impostas pelo flooding. Dependendo da política de controlo de acesso ao meio utilizada, transmissões concorrentes poderão gerar colisões fazendo com que algumas das melhores rotas não sejam descobertas. Para evitar este problema, aplica-se tipicamente um atraso aleatório à retransmissão das mensagens e que pode igualmente prejudicar (artificialmente) as melhores rotas.

Os algoritmos de difusão alternativos contrastam com o flooding. Por um lado, a selecção aleatória dos dispositivos que retransmitem não assegura que seja encontrada a melhor rota, uma vez que os dispositivos que a compõem podem não ser seleccionados. Por outro, não deverão apresentar problemas de congestão

tão severos, beneficiando os tempos de descoberta de rotas e aumentando a largura de banda útil. Importa por isso comparar o desempenho dos protocolos de encaminhamento utilizando alguns dos algoritmos de difusão da literatura.

Uma primeira aproximação foi apresentada em [5], que compara o desempenho do AODV utilizando o flooding e o GOSSIP3( $p, k, m$ ). O estudo dos autores concluiu que a combinação de parâmetros GOSSIP3(0.65, 1, 1) seria a que apresentava um desempenho mais vantajoso para um conjunto de topologias genéricas. De notar que na substituição do flooding pelo GOSSIP3( $p, k, m$ ) não são introduzidos atrasos suplementares nem é aplicada qualquer política para a selecção dos dispositivos que irão retransmitir.

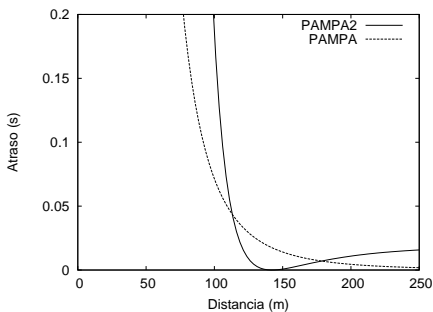
Os resultados da comparação sugerem que a substituição é benéfica [5]. Os autores observaram que substituindo o flooding pelo GOSSIP3(0.65, 1, 1) no AODV, o número de retransmissões de pedidos de rota é reduzido até 35%. Esta redução do número de retransmissões tem impacto directo no desempenho do AODV, ao libertar largura de banda e reduzir o número de colisões, aliviando o problema de *broadcast storm*. Em resultado, verificou-se uma melhoria da taxa de entrega e da latência.

Foi também observado que as rotas obtidas são entre 10% e 15% mais longas do que as rotas obtidas pelo flooding. O comprimento das rotas obtidas pelo GOSSIP3(0.65, 1, 1) tende a aproximar-se dos resultados do flooding à medida que se aumenta a probabilidade de retransmissão [5]. Este resultado pode ser explicado por um aumento da proporção de dispositivos que retransmitem a mensagem (representada por um aumento na probabilidade de retransmissão) implicar um acréscimo na probabilidade de que uma das retransmissões seja realizada pelo dispositivo que seria seleccionado pelo flooding.

### 3.1 AODV+PAMPA

Ao contrário do GOSSIP3( $p, k, m$ ), o PAMPA impõe uma política de selecção dos dispositivos que retransmitem cada mensagem bem como um atraso adicional à propagação. Na versão do AODV que utiliza o PAMPA como mecanismo de difusão, quando um participante recebe um pedido de rota, verifica se dispõe de uma rota para o destinatário na sua tabela de encaminhamento ou se a mensagem já foi recebida. Em ambos os casos respeita-se o protocolo AODV original, respectivamente respondendo à mensagem com um *route reply* ou ignorando-a. À primeira cópia de um *route request* para o qual não se dispõe de rota na tabela de encaminhamento é aplicada a política de retransmissão do PAMPA. Ou seja, a mensagem é colocada em espera numa fila durante o intervalo de tempo calculado pela função *delay*. Se durante esse tempo o participante receber uma cópia da mensagem em causa, vai removê-la da fila, bem como descartar a cópia que recebeu. Caso contrário, a mensagem é retransmitida quando o temporizador expirar.

Dentro do alcance de cada emissor, o PAMPA escolhe os participantes que se encontram mais afastados. Prevê-se portanto, que utilizando o PAMPA, o AODV apresente um menor número de retransmissões de *route requests*. Adicionalmente, o AODV apresentará na maior parte dos casos a rota mais curta.



**Figura 2.** Comparação do atraso aplicado pelas funções  $delay$  e  $delay_2$

Um cenário partilhado com o flooding mas não com o GOSSIP3( $p, k, m$ ) uma vez que neste, a selecção aleatória possibilitará a definição de rotas com maior proximidade entre os dispositivos.

Um número menor de saltos contribui para uma menor ocupação do meio por implicar um número menor de retransmissões de mensagens. No entanto, a utilização do PAMPA favorece um aumento da frequência da quebra de rotas. Uma vez que os dispositivos que integram uma rota estão o mais distantes possível (limitado pelo raio de transmissão), os seus movimentos irão mais facilmente colocá-los fora do alcance dos restantes. Nestes casos, a rota deixa de ser válida e conseqüentemente tem de ser repetido o processo de descoberta de rota o que implica um aumento do número de retransmissões.

Para atenuar este problema, foi avaliada uma segunda função  $delay$ , designada  $delay_2$  que privilegia dispositivos ligeiramente mais próximos da origem. Ou seja, em vez de seleccionar o grupo de participantes que faz a maior cobertura, a função  $delay_2$  selecciona preferencialmente um grupo menos sujeito a quebra de rotas e que ainda proporciona uma cobertura bastante aceitável.

Ao invés da função  $delay(x)$  que é da forma  $delay(x) = kx$  e portanto linear, a função  $delay_2$  é quadrática, colocando o seu vértice no interior do raio de transmissão dos dispositivos. Uma desvantagem da função  $delay_2$  é a necessidade de se saber antecipadamente qual o raio de transmissão dos dispositivos por forma a determinar os diferentes coeficientes. Uma função adequada foi determinada experimentalmente para a placa de rede IEEE 802.11 utilizada no simulador de redes ns-2 e que define um raio de transmissão de 250m. Na avaliação foi utilizada a função  $delay_2(x) = \frac{4}{25}(x + 1.5)^2 - \frac{8}{5}(x + 1.5) + 4$ . A Fig. 2 mostra o atraso aplicado pelas funções  $delay$  e  $delay_2$  em função da distância entre os dispositivos. De notar que por clareza, se utiliza PAMPA e PAMPA2 para distinguir as duas versões da função.

## 4 Avaliação

O desempenho do AODV utilizando os algoritmos de flooding, GOSSIP3(0.65, 1, 1), PAMPA e PAMPA2 foi comparado através de simulações preparadas utilizando

o simulador de rede ns-2. O objectivo é perceber qual o impacto do algoritmo de difusão no tráfego gerado e na qualidade das rotas seleccionadas. Os cenários avaliados, descritos em seguida, foram baseados nos utilizados em [5] para comparar o desempenho do AODV utilizando GOSSIP3( $p, k, m$ ) e flooding.

Em todas as simulações 150 dispositivos utilizando uma interface de rede IEEE802.11 com um raio de transmissão de 250m são inicialmente dispostos de forma aleatória numa área de  $3300m \times 600m$ . Em cada simulação são estabelecidas 30 ligações entre dispositivos seleccionados aleatoriamente. Cada uma gera 2 pacotes de 512 bytes por segundo. As simulações têm uma duração de 525s.

Os dispositivos deslocam-se de acordo com o modelo de movimento *random waypoint* [8], a uma velocidade uniforme compreendida entre  $0ms^{-1}$  e  $20ms^{-1}$ . Foram experimentados tempos de pausa de 0s, 100s, 300s e 500s, definindo assim 4 cenários de mobilidade.

A concretização base do AODV no simulador ns-2 foi adaptada por forma a utilizar cada um dos algoritmos de difusão estudados, nomeadamente flooding, GOSSIP3(0.65, 1, 1), PAMPA e PAMPA2. Estes últimos configurados para descartar as mensagens após receberem uma retransmissão. A concretização do AODV define 2 passos preliminares para o *expanding-ring search*, respectivamente com 5 e 7 saltos. A difusão das mensagens durante o *expanding-ring search* é também assegurada pelo algoritmo de difusão em avaliação.

Para cada cenário de mobilidade foram geradas aleatoriamente 40 simulações com movimentos e tráfego distintos. São aplicadas as mesmas simulações a todos os algoritmos. Os valores apresentados são a média aritmética dos resultados das 40 simulações de cada algoritmo em cada cenário.

*Estabilidade das Rotas* O número de pedidos de rotas solicitados pelos dispositivos em cada um dos algoritmos é apresentado na Fig. 3(a). Tal como esperado, o aumento do tempo de pausa resulta numa maior durabilidade das rotas. Uma vez que uma das razões que origina um pedido de rota é a quebra daquela que se encontrava em utilização, todos os algoritmos apresentam um decaimento do número de pedidos de rota, em linha com o aumento do tempo de pausa. A figura confirma também as suspeitas levantadas anteriormente sobre a qualidade das rotas seleccionadas por cada algoritmo, em particular, a baixa tolerância do PAMPA ao movimento dos dispositivos. Para os tempos de pausa mais baixos, o PAMPA apresenta a maior taxa de quebra de rotas e conseqüentemente de renovação de pedidos. Esta vulnerabilidade do PAMPA é confirmada na Fig. 3(b), que apresenta a média de saltos de todas as mensagens de resposta aos pedidos de rota. O PAMPA apresenta aqui as rotas mais curtas, o que confirma que são os participantes mais afastados do emissor que retransmitem.

Os bons resultados da função *delay<sub>2</sub>* (PAMPA2) ao nível do número de pedidos de rotas sugerem que a função é adequada para a selecção das rotas. No entanto, a Fig. 3(b) confirma que a estabilidade das rotas é conseguida com um número de saltos mais elevado, próximo dos restantes algoritmos.

A tendência do modelo de movimento *random waypoint* em concentrar os dispositivos no centro da área simulada [9] é, nestas simulações, claramente observável na Fig. 3(b) onde, para uma região com a mesma dimensão e para

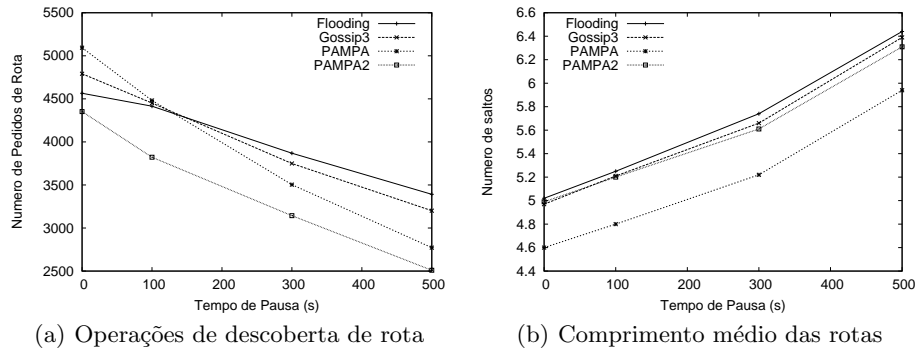


Figura 3. Qualidade das rotas

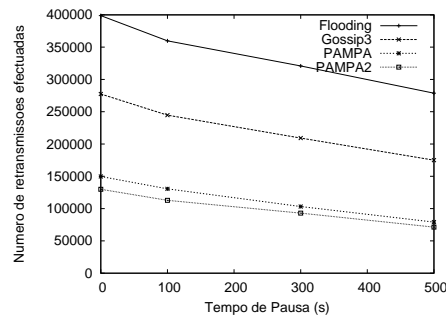


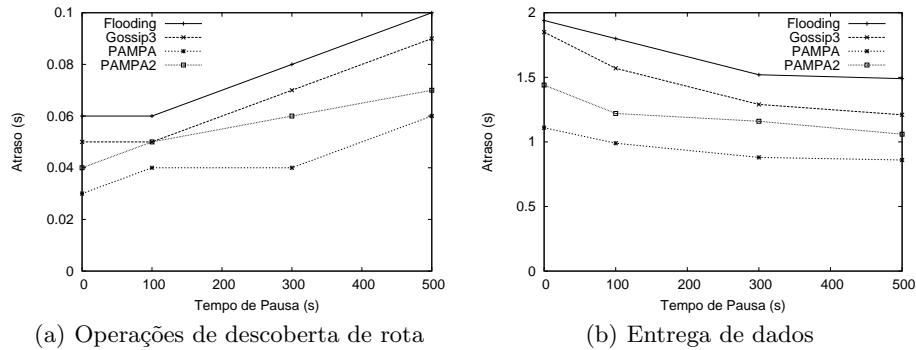
Figura 4. Retransmissões de pedidos de rota

dispositivos com o mesmo alcance de transmissão, os tempos de pausa superiores tendem a apresentar rotas com maior número de saltos.

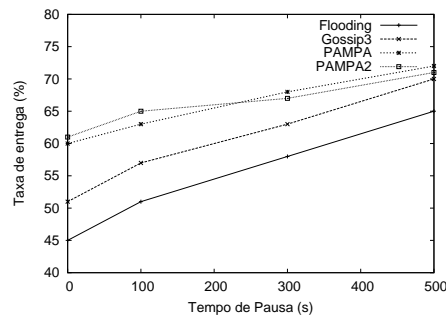
*Tráfego* A Fig. 4, que apresenta o acumulado de retransmissões de pedidos de rota realizadas por todos os dispositivos mostra uma distinção clara entre os algoritmos em estudo. O PAMPA concretiza reduções de tráfego até 72% e o PAMPA2 até 74%, em relação ao flooding. Em comparação com o GOSSIP3(0.65, 1, 1), os ganhos atingem 55% para o PAMPA e 59% para o PAMPA2.

O gráfico confirma também a relevância dos algoritmos de difusão no desempenho das MANETs uma vez que o número total de retransmissões de pedidos de rota diminui nos cenários onde (segundo a Fig. 3(b)) as rotas são mais longas. Ou seja, nos cenários apresentados, a parte mais significativa do tráfego total pertence às operações de descoberta de rotas e não à transmissão dos dados.

*Latência* A redução do tráfego gerado pelos algoritmos PAMPA e PAMPA2 nas operações de descoberta de rota é utilizada para justificar a latência mais reduzida apresentada por estes algoritmos na Fig. 5. Ao reduzir o número de



**Figura 5.** Latência



dispositivos que retransmitem, estes algoritmos contribuem para diminuir os tempos de contenção, activados pelo nível de ligação de dados para atenuar a congestão. Ou seja, as figuras comprovam que os atrasos explícitos impostos pelos algoritmos PAMPA são atenuados pelo alívio de tráfego resultante.

*Taxa de entrega* A Fig. 6 termina a análise aos resultados das simulações apresentando a taxa de entrega das mensagens de dados. A clara vantagem do PAMPA e do PAMPA2 nos tempos de pausa mais reduzidos é uma vez mais atribuída ao reduzido tráfego produzido pelas operações de descoberta de rotas em comparação com os restantes algoritmos.

Esta perspectiva é confirmada pela convergência evidenciada para tempos de pausa mais elevados, situação em que os restantes algoritmos apresentam diminuições de tráfego significativas com a consequente diminuição do número de colisões a ocorrer na rede.

O PAMPA e o PAMPA2 apresentam taxas de entrega muito semelhantes. Nos cenários com maior movimento, o PAMPA tem uma taxa de entrega ligeiramente mais reduzida do que o PAMPA2 por ser mais sujeito a quebra de rotas.

## 5 Conclusões

Os protocolos de encaminhamento que utilizam o flooding como algoritmo de difusão, como o AODV, sobrecarregam a rede com retransmissões excessivas, consumindo desnecessariamente recursos dos dispositivos e largura de banda. Algoritmos probabilistas, como o GOSSIP3( $p, k, m$ ), contribuem para uma atenuação deste problema mas apresentam limitações na adaptação dinâmica a diferentes condições de rede. Este artigo analisou as vantagens da aplicação do algoritmo de difusão PAMPA a protocolos de encaminhamento. As simulações realizadas demonstram que as características únicas do PAMPA contribuem para uma redução ainda mais significativa do tráfego. Contudo, estas mesmas características tornam o AODV menos resiliente ao movimento dos dispositivos. O artigo propõe o algoritmo de difusão PAMPA2 que atenua esta limitação do PAMPA, apresentando por isso um melhor desempenho em cenários com elevado movimento.

## Referências

1. Johnson, D.B., Maltz, D.A., Broch, J.: DSR: The Dynamic Source Routing Protocol for Multi-Hop Wireless Ad Hoc Networks. In: *Ad Hoc Networking*. Addison-Wesley (2001) 139–172
2. Perkins, C.E., Royer, E.M.: Ad-hoc on-demand distance vector routing. In: *Procs. of the 2nd IEEE Works. on Mobile Comp. Systems and Applications*. (1999) 90–100
3. Tseng, Y.C., Ni, S.Y., Chen, Y.S., Sheu, J.P.: The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. *Wireless Networks* **8**(2/3) (2002) 153–167
4. Feeney, L.M., Nilsson, M.: Investigating the energy consumption of a wireless network interface in an ad hoc networking environment. In: *Procs. of the 20th Conf. of the IEEE Comp. and Comm. Soc. (INFOCOM 2001)*. Volume 3. (2001) 1548–1557
5. Haas, Z.J., Halpern, J.Y., Li, L.: Gossip-based ad hoc routing. In: *Procs. of the 21st Joint Conf. of the IEEE Comp. and Comm. Societies (INFOCOM 2002)*. Volume 3. (2002) 1707–1716
6. Miranda, H., Leggio, S., Rodrigues, L., Raatikainen, K.: Removing probabilities to improve efficiency in broadcast algorithms. In: *5th MiNEMA Workshop*. (2007)
7. Miranda, H., Leggio, S., Rodrigues, L., Raatikainen, K.: A power-aware broadcasting algorithm. In: *Procs. of The 17th IEEE Int'l Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Comm. (PIMRC'06)*. (2006)
8. Johnson, D.B., Maltz, D.A.: *Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks*. In: *Mobile Computing*. Kluwer Academic Publishers (1996) 153–181
9. Bettstetter, C., Resta, G., Santi, P.: The node distribution of the random waypoint mobility model for wireless ad hoc networks. *IEEE Trans. on Mobile Computing* **2**(3) (2003) 257–269