

Inundação Probabilística em Redes Ad Hoc Utilizando Sumário de Vizinhança através de Filtros de Bloom*

Carlos Henrique Pereira Augusto¹, José Ferreira de Rezende¹

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

{chenrique, rezende}@gta.ufrj.br

Abstract. *Flooding is a basic mechanism to ad hoc networks, but it can harm network performance with a drawback effect such as broadcast storm, huge number of messages retransmissions and large power consumption. Thus, there are several proposals to reduce these effects, but ad hoc networks characteristics, such as lack of infrastructure and nodes mobility, impose restrictions to their efficiency. To overcome this problem, this paper proposes the FloorB mechanism that controls flooding through a summarized 2-hop neighborhood knowledge using Bloom filters. The FloorB efficiency are presented and compared by simulation with other deterministic and probabilistic proposals.*

Resumo. *Inundação é um mecanismo fundamental no funcionamento de redes ad hoc, entretanto tal mecanismo pode causar efeitos nocivos no desempenho dessas redes, gerando um número excessivo de mensagens redundantes e, conseqüentemente, consumindo grandes quantidades de energia. Em função disto, existem diversas propostas para minimizar esses efeitos, que por outro lado têm baixa eficiência pelas próprias características das redes ad hoc como falta de infra-estrutura e mobilidade dos nós. Para suplantar este problema, este artigo propõe o mecanismo FloorB que reduz a inundação através do conhecimento resumido, por filtros de Bloom, da vizinhança de até dois saltos. A eficiência de tal mecanismo, comparativamente a outras propostas determinísticas ou probabilísticas, é avaliada através de simulação.*

1. Introdução

Inundação é um mecanismo fundamental em redes *ad hoc*, sendo largamente utilizado em protocolos de roteamento [Clausen and Jacquet 2003, Perkins et al. 2003], descoberta de serviços [Lenders et al. 2005], e para disseminação ou busca de informação, de uma forma geral [Karumanchi et al. 1999]. Entretanto, um dos problemas introduzidos pela inundação é a chamada tempestade de *broadcast* [Ni et al. 1999], que implica em transmissões redundantes, alto nível de disputa no meio e aumento de colisões.

Diversas soluções para controlar os efeitos da inundação foram propostas na literatura [Haas et al. 2002, Laouiti et al. 2002, Ni et al. 1999, Cartigny and Simplot 2003, Drabkin et al. 2007]. Elas podem ser agrupadas basicamente em probabilísticas e determinísticas. Os mecanismos determinísticos apresentam dificuldade na obtenção do conhecimento da topologia e acabam recaindo em algum tipo de inundação ou troca de mensagens, aumentando a sobrecarga de controle. Por sua vez, os mecanismos probabilísticos

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

apresentam limitações de desempenho quando aplicados a redes que não correspondem às hipóteses probabilísticas do mecanismo [Yassein et al. 2005].

Assim sendo, a proposta apresentada neste artigo baseia-se num mecanismo híbrido, que assume um conhecimento da topologia em até dois saltos de forma resumida e utiliza um método probabilístico para o encaminhamento das mensagens de inundação. Para reduzir a representação da vizinhança de dois saltos, o mecanismo faz uso de filtros de Bloom. Tais filtros apresentam propriedades que permitem reduzir a quantidade de informações trocadas entre vizinhos e facilitam a manipulação das informações de vizinhança coletadas. O mecanismo também é avaliado por simulação, comparativamente a outros mecanismos, tais como inundação cega (*Blind*), inundação probabilística simples (Gossip), Gossip Adaptativo e MPR, tanto em termos de taxas de entrega como em retransmissões evitadas, utilizando-se 3 tipos de cenários.

O restante do texto está organizado da seguinte maneira. Na Seção 2, são apresentados os trabalhos relacionados. A Seção 3 descreve a proposta e alguns conceitos utilizados na sua elaboração, tais como a avaliação de vizinhança de 1 e 2 saltos e os conceitos de filtros de Bloom. A Seção 4 enumera as premissas usadas no desenvolvimento do simulador, descreve os cenários utilizados nas simulações e avalia os resultados obtidos. Finalmente, a Seção 5 traz as conclusões e trabalhos futuros.

2. Trabalhos Relacionados

A solução ótima para o problema de inundação eficiente é calcular a MLST - Maximum Leaf Spanning Tree - de um grafo, ou seja, a árvore geradora com o maior número de folhas, uma vez que as folhas não retransmitiriam as mensagens. Entretanto, este algoritmo possui alta complexidade e é de difícil implementação de forma distribuída. Por exemplo, o algoritmo proposto em [Fujie 2003] tem como passo inicial a realização de uma busca em largura, que de forma distribuída deveria ser implementada como uma inundação cega, além disto, a MLST deveria ser calculada para cada fonte que inicie a inundação, e recalculada de acordo com a mobilidade.

Em [Ni et al. 1999], os efeitos da tempestade de *broadcast* e alguns esquemas para controle de inundação, classificados em probabilísticos, baseado em contagem, baseado em distância, baseado na localização e baseado em agrupamento, são avaliados. Os resultados por simulação apresentados indicam a efetividade dos mecanismos, mas os mesmos não são projetados para se adaptar a redes com características diversas.

Em [Haas et al. 2002], são apresentados detalhadamente, em diversos cenários, os conceitos da retransmissão probabilística, chamada Gossip, e outros esquemas auxiliares para melhorar as taxas de entrega. Já em [Yassein et al. 2005], há uma ampla avaliação do mecanismo probabilístico, frente a diversos parâmetros da rede, como mobilidade, carga, densidade de nós e probabilidade de retransmissão. Em ambos os trabalhos, não são considerados outros esquemas de controle de inundação, tais como métodos determinísticos.

O mecanismo RAPID, proposto em [Drabkin et al. 2007], apresenta um esquema conjugado de Gossip Adaptativo, onde a probabilidade de encaminhamento é calculada como função do número de vizinhos, com um esquema semelhante ao baseado em contagem de [Ni et al. 1999]. O aprendizado de vizinhança ocorre pela troca de mensagens de *hello* simples. A associação destes esquemas apresenta uma boa taxa de entrega e

grande economia de transmissão, em redes com mobilidade não muito elevada, ao custo de introdução de um atraso considerável para a entrega das mensagens.

O trabalho em [Cartigny and Simplot 2003] propõe um Gossip Adaptativo baseado no conhecimento de vizinhança de 1 salto do receptor, obtido por mensagens de *hello* simples, e da vizinhança do emissor, divulgada junto com a mensagem de inundação. Esta proposta apresenta a vantagem de simplificar e reduzir o tamanho das mensagens de *hello*, entretanto, provoca o crescimento da mensagem de inundação, e também toma decisões probabilísticas baseadas somente na comparação das vizinhanças do emissor e receptor, não atuando adequadamente em redes com características não homogêneas.

Outra alternativa para disseminar informação em redes *ad hoc* é utilizar redes sobrepostas [Calomme and Leduc 2007]. Com estas estruturas é possível transmitir uma mensagem para toda a rede de forma econômica. Entretanto, a construção e manutenção de redes sobrepostas em ambientes móveis, ou muito dinâmicos, é custosa, e normalmente é baseada em mensagens de inundação, recaindo no problema inicial.

Soluções determinísticas são possíveis, tais como a obtenção de conjuntos dominantes e outros. Entretanto, novamente, a construção e manutenção destas estruturas, e os algoritmos envolvidos, apresentam complexidade elevada, tanto em tempo quanto em mensagens. Deste modo, uma alternativa muito usual é a adoção de MPRs (Multi Point Relays), proposta em [Laouiti et al. 2002] e avaliada em alguns trabalhos [Busson et al. 2005]. Esta talvez seja a solução mais adotada para o controle de inundação, sendo a alternativa utilizada no protocolo de roteamento para redes *ad hoc* OLSR [Clausen and Jacquet 2003]. Tanto os resultados apresentados como os trabalhos citados indicam que esta solução apresenta altas taxas de retransmissões evitadas, adaptando-se bem aos mais diversos cenários. Essa solução é uma heurística baseada somente na informação de 2 saltos, que é obtida através da troca de mensagens de *hello* que carregam a tabela de vizinhos do nó que a emite, e do algoritmo simplificado abaixo:

Algoritmo de seleção de MPR

- 1: Envio de hellos com lista de vizinhos (recepção de hellos)
 - 2: Selecionar como MPR os vizinhos de 1 salto que são únicos no alcance de algum vizinho de 2-saltos
 - 3: Remover da lista os vizinhos de 2-saltos que foram cobertos
 - 4: Escolher como MPR o vizinho de 1 salto que cobre o maior número de vizinhos de 2-saltos ainda não cobertos
 - 5: Remover da lista os vizinhos de 2-saltos que foram cobertos e, caso a lista não esteja vazia, retornar ao passo anterior
-

Este algoritmo contrói os conjuntos de vizinhos de 1 e de 2 saltos a partir da recepção dos *hellos*, e faz buscas simultâneas nos dois conjuntos, como quando se obtém os vizinhos de 1 salto que são únicos no alcance de algum vizinho de 2 saltos. Por este motivo a complexidade de tempo é $O(\Delta^2)$, onde Δ é o grau máximo na rede.

3. FloorB - Representação de Vizinhança por Filtros de Bloom

Nesta seção, é apresentada a idéia básica e os conceitos envolvidos na proposta. O mecanismo, denominado FloorB (*Flooding control through neighborhood Representation by Bloom filters*), utiliza um conhecimento limitado da vizinhança de dois saltos e um método probabilístico para o encaminhamento das mensagens.

3.1. Vizinhança de 1 e 2 saltos e retransmissão de mensagem

Um dos conceitos adotados na proposta é o de obter um conhecimento limitado sobre a vizinhança de 1 e 2 saltos do nó receptor, e sobre a vizinhança de 1 salto do nó emissor. Algumas premissas são utilizadas nesta avaliação, que são posteriormente relaxadas. Considere uma rede densa e com distribuição uniforme dos nós, onde as transmissões são omnidirecionais, com mesma potência, e propagação homogênea, portanto produzindo uma área de cobertura circular de raio constante. Neste caso, pode-se representar a interação entre dois nós, e emissor e r receptor, através da Figura 1.

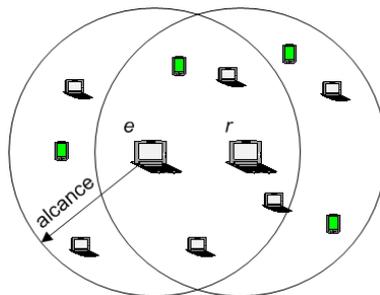


Figura 1. Comunicação entre dois nós

Seja $N^h(x)$ o conjunto de nós que distam h saltos do nó x , pode-se estabelecer que o conjunto de vizinhos diretos de e é $N^1(e)$ (Figura 2(a)), que possui $|N^1(e)|$ elementos. Analogamente, o conjunto de vizinhos de r é $N^1(r)$ (Figura 2(b)). Enquanto que o conjunto de nós que não recebem diretamente uma mensagem enviada por e , mas podem recebê-la caso r a encaminhe, é dado por $M = N^1(r) - (N^1(e) \cap N^1(r))$ (Figura 2(d)). A partir das premissas iniciais, pode-se afirmar que as cardinalidades destes conjuntos são proporcionais às áreas cobertas, conforme descrito em [Cartigny and Simplot 2003].

Com estas considerações, a simples comparação entre a lista de vizinhos do emissor e a lista de vizinhos do receptor fornece uma boa estimativa da necessidade do receptor encaminhar a mensagem ou não. Entretanto, existe uma informação que não é avaliada, uma vez que alguns nós vizinhos do emissor, mas que não são vizinhos do receptor, também podem fornecer uma cobertura, ao menos parcial, dos vizinhos do receptor não cobertos pelo emissor, ou seja, alcançar elementos do conjunto M . Portanto, o FloorB amplia esta avaliação inicial, e a partir da lista completa de vizinhos de cada nó do conjunto $N^1(r)$ estabelece o conjunto união dos vizinhos de 1 salto dos nós pertencentes a M como $U = \{\cup N^1(x) | x \in (N^1(r) - (N^1(e) \cap N^1(r)))\}$, representado na Figura 2(e).

Realizando a intersecção deste conjunto U com os vizinhos de e obtém-se o conjunto $I = U \cap N^1(e)$, composto por todos os nós vizinhos de e que podem alcançar, total ou parcialmente, os elementos de M . Com as considerações de distribuição uniforme, rede densa e transmissão omnidirecional, podemos ver que para os nós receptores posicionados no limite do alcance de transmissão do emissor, as cardinalidades destes conjuntos são muito próximas, e neste caso o nó receptor deveria encaminhar a mensagem recebida.

Para relaxar as premissas de distribuição uniforme e rede densa, adotamos um encaminhamento probabilístico, onde a probabilidade de transmissão para receptores que possuem vizinhança muito similar a do transmissor, ou seja $|M| \simeq 0$ e $I \simeq N^1(e)$, deve ser 0 e a probabilidade de transmissão para receptores no limite de alcance, ou seja $|M| \simeq |I|$, deve ser 1, e portanto foi utilizada a Equação 1.

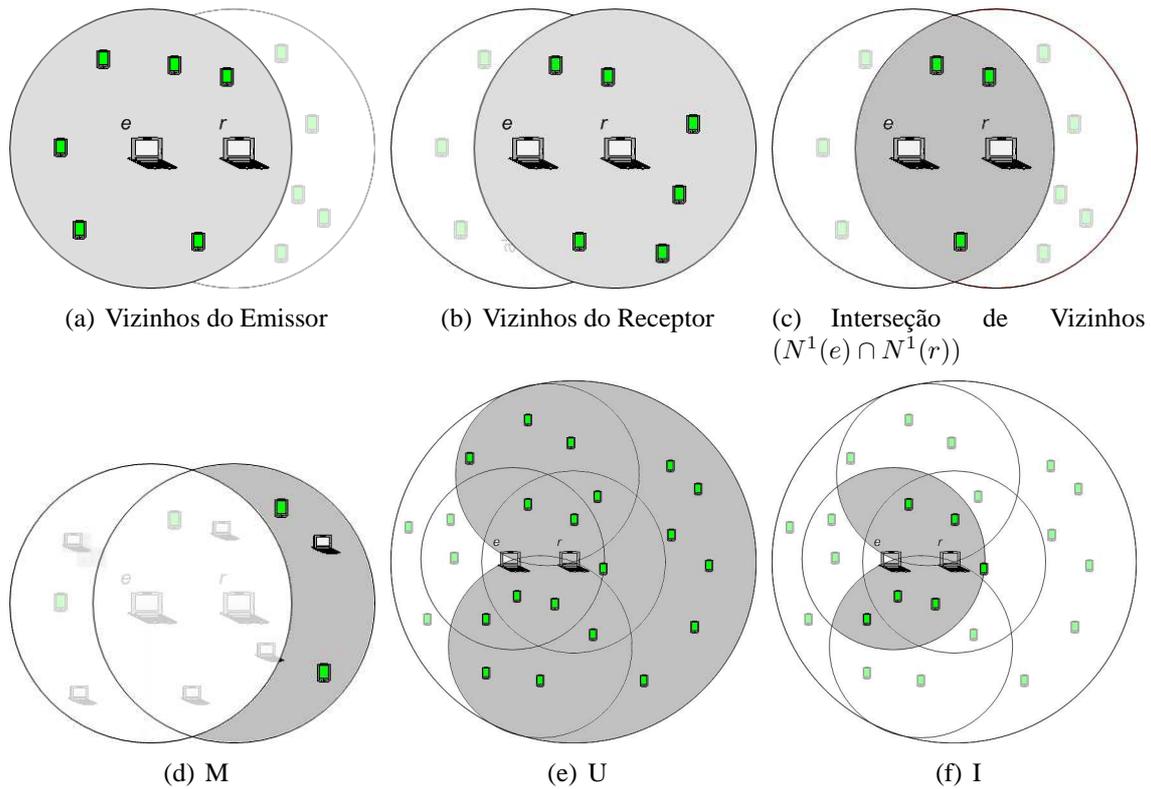


Figura 2. Conjuntos de Vizinhaça

$$p = \frac{|M|}{|I|} \quad (1)$$

Para os casos onde $|I| = 0$ ou que esta razão é superior a 1, utiliza-se $p = 1$. Já nos casos onde $|M| = 0$, adota-se, de forma conservadora, a Equação 2, pois neste caso, onde não existem novos nós a receberem a retransmissão, deveria-se esperar uma probabilidade nula. A equação sugerida pretende ser uma versão com decaimento mais agressivo do que o adotado no Gossip Adaptativo, ao utilizar o quadrado do número de nós na intersecção, e também ao adotar um valor de probabilidade inicial menor que 1.

$$p = \frac{0.333}{(|N^1(e) \cap N^1(r)|)^2} \quad (2)$$

A principal implicação desta forma de calcular a probabilidade de encaminhamento, comparativamente a outras, é a captura mais precisa de situações excepcionais na topologia da rede. Por exemplo, considere a situação extrema de uma rede composta por dois conjuntos de nós interligados por somente um nó intermediário, como representado na Figura 3. Neste caso, o nó b possui um grande número de vizinhos. No entanto, os conjuntos U e $N^1(e)$ são disjuntos, e portanto obtém-se $p = 1$, conforme desejado. Por raciocínio semelhante, e pela observação de outros cenários, é possível concluir que a obtenção de p será sempre adequada, mesmo quando ocorre variação de densidade, topologia específica, redes com alta ou baixa densidade, ou transmissões não-omnidirecionais ou com obstáculos, conforme apresentado na Seção 4.

Um questionamento que pode ser feito quanto a este modelo adotado é sobre a

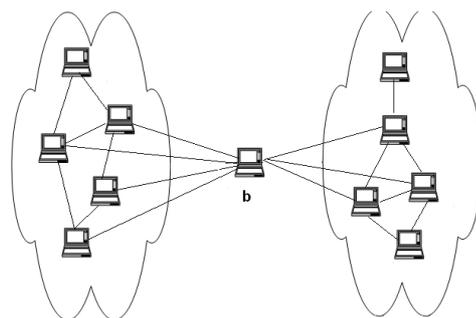


Figura 3. Topologia com corte em um nó

obtenção e manutenção da tabela de vizinhos de cada nó. Entretanto, este é um procedimento realizado em diversos mecanismos através da troca periódica de mensagens de *hello*. Já para se obter a lista de vizinhos de dois saltos ($N^2(x)$) é necessário que cada nó informe sua tabela de vizinhos na mensagem de *hello*, como realizado no mecanismo MPR. Porém, em redes muito densas essas mensagens se tornam extensas e cada nó deverá manter tais listas em memória e processá-las para computar os conjuntos propostos.

Portanto, FloorB trata este problema, de enviar a lista de vizinhos e obter os conjuntos de vizinhos, utilizando menos recursos, de banda da rede e computacionais no processamento das listas, pela adoção de Filtros de Bloom, que são descritos na Seção 3.2.

3.2. Filtros de Bloom

Filtros de Bloom [Bloom 1970] são estruturas de dados probabilísticas com espaço reduzido utilizadas para representar um conjunto, e que permitem verificar se um dado pertence ou não a ele de forma rápida. Falsos positivos são possíveis, entretanto com probabilidades controláveis. Os filtros de Bloom tem ampla aplicação em redes de computadores [Mitzenmacher and Broder 2004].

Um filtro de Bloom é constituído de um vetor de m bits, e um conjunto de k funções *hash*, onde cada uma delas mapeia um elemento em uma posição no vetor. Um filtro vazio equivale ao vetor com todos os bits em zero. Para adicionar um elemento ao filtro, aplica-se cada uma das k funções *hash* ao elemento, obtendo k posições do vetor que devem ser alteradas para 1, conforme Figura 4.

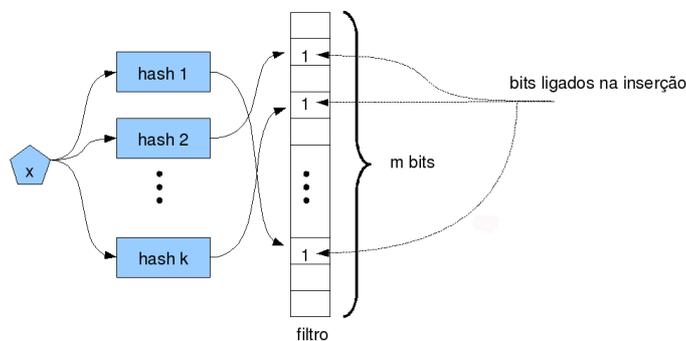


Figura 4. Funcionamento do filtro de Bloom

Para consultar se um elemento pertence ao conjunto, calcula-se os k hashes deste elemento, e verifica-se se os bits correspondentes estão ligados no filtro. Caso pelo menos um deles não esteja, tal elemento não pertence ao conjunto. Conforme apresentado

em [Mitzenmacher and Broder 2004], a probabilidade de um falso positivo, ou seja, de que todos os bits correspondentes estejam ligados e de que o elemento não pertença ao conjunto de n elementos é dada pela Equação 3 e o número de elementos de um conjunto $|S|$ pode ser estimado a partir do filtro correspondente contando-se o número de bits em 0 ($\#bits_0$) e aplicando a Equação 4.

$$P_{false} = \left(1 - \left(1 - \frac{1}{m}\right)^{kn}\right)^k \quad (3)$$

$$|S| = \frac{\log(\frac{\#bits_0}{m})}{k \log(1 - \frac{1}{m})} \quad (4)$$

Outra propriedade importante dos filtros de Bloom é a facilidade para se obter o filtro correspondente à união ou intersecção de conjuntos, quando se utiliza o mesmo número de bits m e as mesmas funções *hash*. O filtro correspondente à união dos conjuntos é obtido pela aplicação simples da operação lógica **OU (OR)** bit a bit entre os filtros. Analogamente, a intersecção é obtida através da operação **E (AND)**.

3.3. FloorB - Algoritmo

O algoritmo adotado pelo FloorB para executar as tarefas descritas na Seção 3.1, utilizando os conceitos de filtro de Bloom descritos na Seção 3.2, é apresentado a seguir.

Algoritmo do FloorB
Notação:
e = nó emissor; r = nó receptor;
$filtro(A)$ = filtro de Bloom do conjunto A ;
$N^h(x)$ = conjunto de nós que distam h saltos do nó x ;
$M = N^1(r) - (N^1(e) \cap N^1(r))$;
$U = \{\bigcup N^1(x) x \in M\}$; $I = U \cap N^1(e)$;
Valores iniciais:
$filtro(U) = filtro(\emptyset)$; $M = \emptyset$
Algoritmo
1: Envio de hellos com filtro de Bloom calculado a partir da lista de vizinhos (recepção de hellos)
2: Ao receber uma mensagem de inundação de e , buscar $filtro(\{e\})$
3: Para cada $v \in N^1(r)$, faça:
4: Se e não é vizinho de v (bits correspondentes não ligados em $filtro(N^1(v))$), faça:
5: Adicionar v a M
6: fim Se
7: fim Para cada
8: Para cada m pertencente a M , faça:
9: $filtro(U) = filtro(U)$ OU $filtro(N^1(m))$
10: fim Para cada
11: $filtro(I) = filtro(U)$ E $filtro(N^1(e))$
12: estimar $ M $ e $ I $ (equação 4)
13: calcular p de retransmissão (equação 1 ou equação 2)
14: realizar retransmissão com probabilidade p

O passo 1 deste algoritmo corresponde à troca periódica de mensagens de *hello* onde cada nó x passa a informação $filtro(N^1(x))$ para seus vizinhos. O conjunto $N^1(x)$ é construído localmente pela recepção dos mesmos *hellos*. Em seguida, todas

as informações descritas na Seção 3.1 são obtidas das propriedades dos filtros de Bloom. Ao receber uma inundação (passo 3), é feita a verificação de pertinência de e nos filtros armazenados no receptor (passo 4), e é populado o conjunto M (passo 5). Com este conjunto calculado, são obtidos os filtros correspondentes aos conjuntos U e I (passos 9 e 11), e calculada a probabilidade p (passo 13).

Tal algoritmo apresenta algumas vantagens sobre outros métodos para controlar inundação. Inicialmente, ele produz mensagens de *hello* menores para divulgar relação de vizinhos, uma vez que com o filtro pode-se resumir a vizinhança. Por exemplo, ao utilizar um filtro de 128 bits para relacionar uma vizinhança de 10 nós, teremos um redução de 60% no tamanho da mensagem, em relação à mensagem completa, quando considerados endereços de 32 bits, $10 \times 32\text{bits} = 320\text{bits}$. Além disto, o algoritmo é mais simples que o adotado pelo MPR, pois percorre uma única vez a lista de vizinhos dos nós, e portanto sua complexidade de tempo é $O(\Delta)$.

Por outro lado, o algoritmo do FloorB captura características de topologias diversas, o que não ocorre nos mecanismos do Gossip ou Gossip Adaptativo, que têm desempenho reduzido em situação de redes densas mas que possuam algum nó responsável pela interligação de duas partições da rede, como apresentado na Figura 3.

4. Avaliação

Esta seção enumera as premissas usadas no desenvolvimento do simulador, descreve os cenários utilizados e avalia os resultados obtidos.

4.1. Simulador

Para avaliar o controle de inundação realizado pela proposta foi implementado um simulador, sem a adoção de uma camada de enlace específica. Cada transmissão é atômica e instantânea, chegando a todos os vizinhos determinados pelo alcance de transmissão. Na recepção existe uma probabilidade de perda de mensagens, tanto de inundação quanto de *hellos*. O simulador é modular, e os seguintes mecanismos foram implementados:

- Blind - cada nó retransmite a mensagem na primeira vez que a recebe. A implementação corresponde a uma Busca em Largura, e se a rede for conexa, todos os nós receberão a inundação.
- Gossip - cada nó retransmite a mensagem na primeira vez que a recebe, com probabilidade p .
- MPR ideal - cada nó executa o algoritmo de escolha de MPRs no instante que envia (ou retransmite) a mensagem e o cálculo de MPRs é baseado no conhecimento preciso e imediato do posicionamento dos nós da rede.
- MPR real - cada nó executa o algoritmo de escolha de MPRs no instante que envia (ou retransmite) a mensagem, mas o cálculo de MPRs é realizado baseado no conhecimento de vizinhança obtido pelo recebimento de *hellos*.
- Gossip Adaptativo - cada nó retransmite a mensagem na primeira vez que a recebe com probabilidade p , conforme proposto no mecanismo RAPID[Drabkin et al. 2007], descrito na Seção 2, mas sem utilizar mecanismo de temporização.
- FloorB - implementação da proposta descrita na Seção 3.

Para avaliar estes mecanismos foram utilizados os seguintes cenários:

- Grade - nós dispostos em grade, com distância fixa, sem mobilidade, e vizinhança estabelecida pelo alcance de transmissão.
- Aleatório móvel - cenário gerado através da ferramenta *setdest* do ns-2 [NS-2 1995], com nós distribuídos aleatoriamente numa área e com movimentação do tipo *random waypoint*. Foram utilizados os seguintes parâmetros: área de $800m \times 800m$, 300 nós, alcance de $80m$, pausa de $10s$, e velocidade mínima de $0m/s$.
- Mobilidade social - cenário gerado através da ferramenta proposta em [Musolesi and Mascolo 2006], onde os nós se agrupam em comunidades e se deslocam dentro do seu grupo, seguindo alguma forma de movimentação baseada em modelo social. Foram criados cenários com 100 nós, alcance de $80m$ e dois grupos em uma área de $400m \times 400m$.

4.2. Resultados

As duas medidas de desempenho utilizadas para comparação dos mecanismos foram a taxa de entrega, ou alcançabilidade, medida como a razão entre o número de mensagens de inundação recebidas e o número de nós na rede multiplicado pelo número de mensagens enviadas; e a taxa de retransmissões evitadas, medida como 1 menos a razão entre o número de mensagens retransmitidas e o número de mensagens recebidas.

Além destas medidas, em alguns cenários também foi avaliada a distribuição do número de nós com as diversas taxas de retransmissões realizadas, de 0 a 1, em intervalos de 0,1. O objetivo é obter a distribuição da economia do mecanismo nos diversos nós, sendo melhor o mecanismo que promove uma distribuição mais igualitária, fazendo com que a maior parte dos nós possuam a mesma taxa de retransmissão. Este fator é importante por duas considerações: mecanismo que sobrecarregue alguns nós com muitas retransmissões estará sujeito a problemas de desempenho no caso de falha deste nó; e também, ao concentrar as retransmissões em alguns nós, caso exista limitação quanto a energia, comum em rede *ad hoc*, mais rapidamente a energia de tal nó se esgotará.

Alguns parâmetros também foram modificados nas diversas avaliações, em particular o alcance dos nós, para alterar o número de vizinhos e densidade das redes, a velocidade dos nós, e a taxa de perda na recepção, para simular o comportamento dos mecanismos frente a perdas decorrentes das camadas de enlace (colisão) e física. Em todas as avaliações 10 fontes iniciam inundações periódicas, realizadas a cada $20s$, após um tempo de transiente de $45s$ e até o final da simulação em $500s$. São calculadas médias e intervalos de confiança de 95%.

O primeiro cenário avaliado foi o de rede em grade. Ele é composto de 400 nós em uma grade de 20×20 , equidistantes de $10m$ cada, sem mobilidade. O alcance de transmissão utilizado foi variado de 11 até $41m$, possibilitando avaliar a escalabilidade dos mecanismos com o aumento da vizinhança, que variou de 4 ($11m$) até 72 vizinhos ($41m$). Os resultados obtidos quanto a taxa de entrega, sem perdas, podem ser vistos na Figura 5(a).

Pode-se observar que o Gossip apresenta queda na taxa de entrega quando a rede é esparsa, confirmando resultado já esperado e descrito em outros trabalhos [Yassein et al. 2005]. Já o Gossip Adaptativo apresenta queda na taxa de entrega quando a rede se torna densa. Isto é devido a equação utilizada para cálculo da proba-

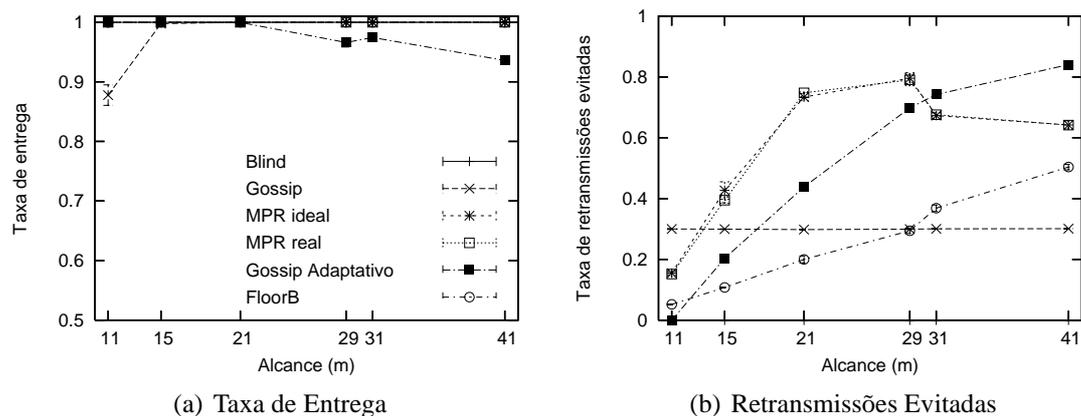


Figura 5. Cenário em grade, sem perdas

bilidade, fazendo-a inversamente proporcional ao número de vizinhos ($p = \beta/|N^1(r)|$), pois com esta equação, a probabilidade de que nenhum dos nós pertencentes a $N^1(r)$ retransmita a mensagem será dada por $p_{not} = (1 - \frac{\beta}{|N^1(r)|})^{|N^1(r)|}$, que possui limite $= e^{-\beta}$ quando o número de vizinhos tende a infinito, restringindo o desempenho do mecanismo para redes muito densas.

Os mecanismos Blind, MPR ideal e MPR real apresentam taxa de entrega de 100% com todos os alcances, uma vez que a rede é conectada e não há perdas nem mobilidade. Já o FloorB apresentou taxa de entrega superior a 99,9% em todos os alcances.

Na Figura 5(b) são mostradas as retransmissões evitadas para cada mecanismo. Pode-se notar que o Blind e o Gossip têm desempenho constante, equivalentes a $1 - p$, a probabilidade de não retransmitir, que no Blind é igual a 0. Os mecanismos de MPR, tanto ideal quanto real, apresentaram desempenho superior ao FloorB e ao Gossip Adaptativo, exceto com alcance de 41m, onde o Gossip Adaptativo retransmitiu menos, porém ao custo de uma redução considerável na taxa de entrega. Por este gráfico pode-se notar que o mecanismo FloorB é conservador, e não apresenta o mesmo desempenho que o MPR no número de retransmissões evitadas, a não ser nas redes muito densas. Entretanto, é justamente nestas redes que o problema de tempestade de *broadcast* se torna mais grave, ou seja, que o mecanismo deve ser mais atuante.

Além disto, na Figura 6 observa-se a distribuição do número de nós nas diversas taxas de retransmissão evitadas para os mecanismos Gossip Adaptativo, MPR ideal, MPR real e FloorB, quando o alcance é de 41m. Neste gráfico, pode-se notar que apesar dos mecanismos MPR terem uma boa taxa de retransmissões evitadas, isto ocorre à custa de que alguns nós façam mais de 0,9 retransmissões por mensagem de inundação. A média do mecanismo é reduzida porque um grande número de nós, da ordem de 120 neste cenário, retransmitem menos de 0,1 das mensagens de inundação recebidas.

Já os mecanismos Gossip Adaptativo e FloorB apresentam uma distribuição mais equilibrada, não tendo nós com taxas de retransmissão superiores a 0,9. Uma grande vantagem disto é justamente a sobrevivência da rede, uma vez que os nós com taxas de retransmissão muito alta podem esgotar rapidamente sua energia.

Outro fator é que ao concentrar o tráfego em poucos nós e ao ocorrerem perdas, elas se tornam mais graves, afetando a taxa de entrega, como observado na Figura 7, onde

é utilizada taxa de perda na recepção de 0,2. Nota-se que no MPR ideal, onde as perdas não influenciam na escolha dos MPRs, há uma redução na taxa de entrega nas redes mais esparsas. Já no MPR real, como as perdas influenciam no aprendizado da vizinhança, a taxa de entrega pouco se altera, mas há uma redução nas retransmissões evitadas. O FloorB, neste cenário, apresenta-se mais estável, com melhores taxas de entrega em redes esparsas e boas taxas de retransmissões evitadas em redes densas.

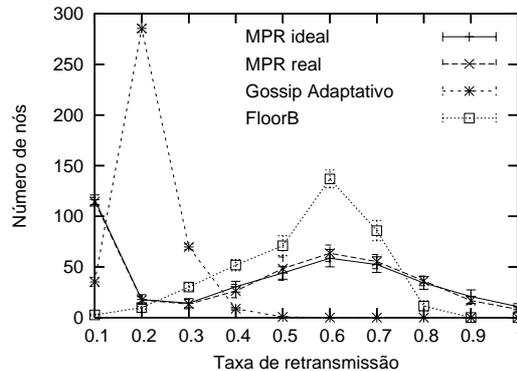


Figura 6. Cenário em grade, sem perdas

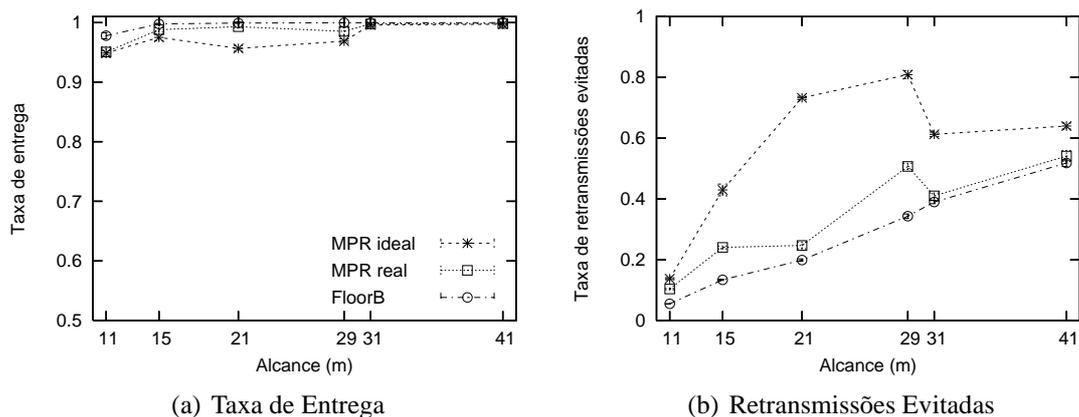


Figura 7. Cenário em grade, perdas=0,2

O segundo tipo de cenário avaliado foi o cenário com posicionamento e mobilidade aleatórios. Para este tipo de cenário, variou-se a velocidade máxima dos nós para se observar o comportamento dos mecanismos de acordo com o grau de mobilidade da rede. Os resultados obtidos podem ser vistos na Figura 8 onde observa-se que as taxas de entrega se reduzem para o Gossip Adaptativo e para o MPR real, com o aumento da mobilidade. Isto se deve principalmente ao fato de que o aprendizado de vizinhança responde mais rapidamente na inclusão do que na exclusão de nós. Quando um novo vizinho entra na área de alcance, basta o recebimento de um *hello* para que o mesmo passe a fazer parte da lista de vizinhos. Entretanto, quando um nó sai do alcance, somente após a perda de um número consecutivo de *hellos* ele sairá da lista. Nestas simulações foram utilizados intervalos de *hellos* de 3s, e uma perda consecutiva de 3 *hellos* para remoção da lista.

Uma solução para que os mecanismos respondam melhor à mobilidade é a redução do intervalo entre *hellos*. Entretanto, isto aumenta o número de mensagens de controle, e pode inclusive provocar o aumento da taxa de perdas, em função do crescimento de colisões. Por outro lado, o mecanismo FloorB se apresenta mais estável com aumento da

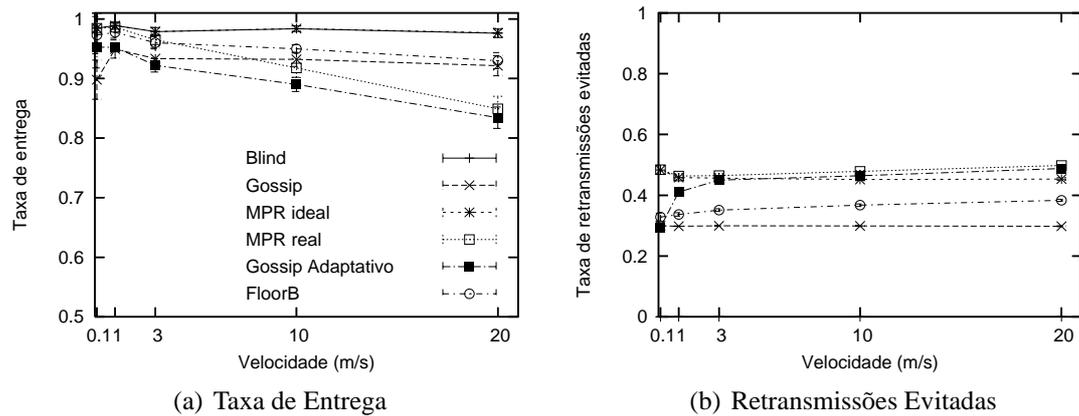


Figura 8. Cenário com mobilidade Random Waypoint, sem perdas

mobilidade, uma vez que utiliza uma razão entre o número de elementos em dois conjuntos, e ambos ficam submetidos a erros na contagem de elementos na mesma proporção, praticamente anulando este efeito.

Para comprovar esta hipótese, ainda com cenário aleatório, foram realizadas outras simulações, neste caso com grau de mobilidade constante, de velocidade de $0m/s$ até $5m/s$, e foi variado o intervalo entre *hellos*, desde $2s$ até $15s$. Estes resultados podem ser vistos na Figura 9. Observa-se que mesmo com intervalos de $15s$ o FloorB se mantém estável na taxa de entrega. O desempenho do MPR Real com intervalo de $5s$ nos *hellos* é equivalente ao do FloorB com intervalos de $10s$ ou $15s$, indicando que a proposta tanto é mais estável a variações de velocidade, como pode ter seu número de mensagens de controle reduzido ao se adotar intervalos maiores no envio dos *hellos*.

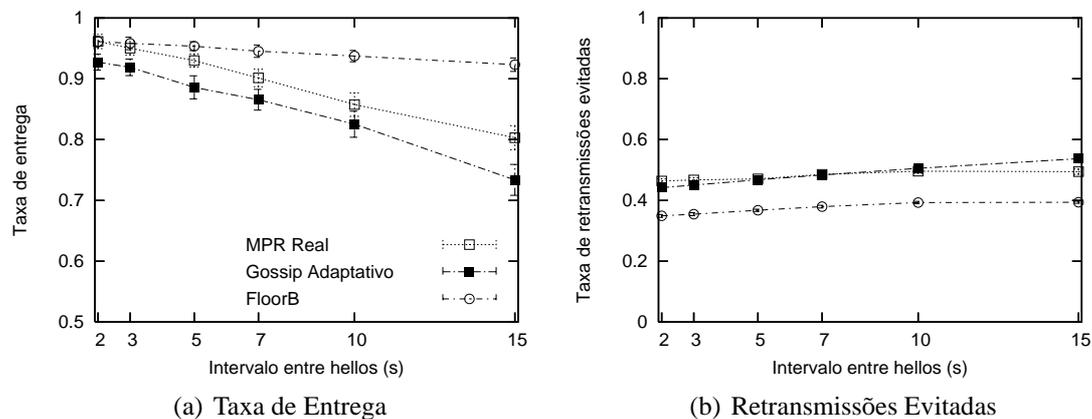


Figura 9. Cenário com mobilidade Random Waypoint, variação do *hello*

O terceiro tipo de cenário avaliado consiste de cenário do tipo mobilidade social, onde os nós se movimentam em grupo de acordo com uma predisposição para agrupamento, conforme proposto em [Musolesi and Mascolo 2006].

Nestes cenários existe uma variação muito grande do número de vizinhos dos nós, de forma semelhante ao apresentado na Figura 3, e por este motivo os mecanismos tipo Gossip Adaptativo não obtém altas taxas de entrega. Conforme a Figura 10, as taxas de entrega do MPRs ideal e real e FloorB são semelhantes, sem perdas, e novamente o FloorB apresenta-se conservador, com menor número de retransmissões evitadas.

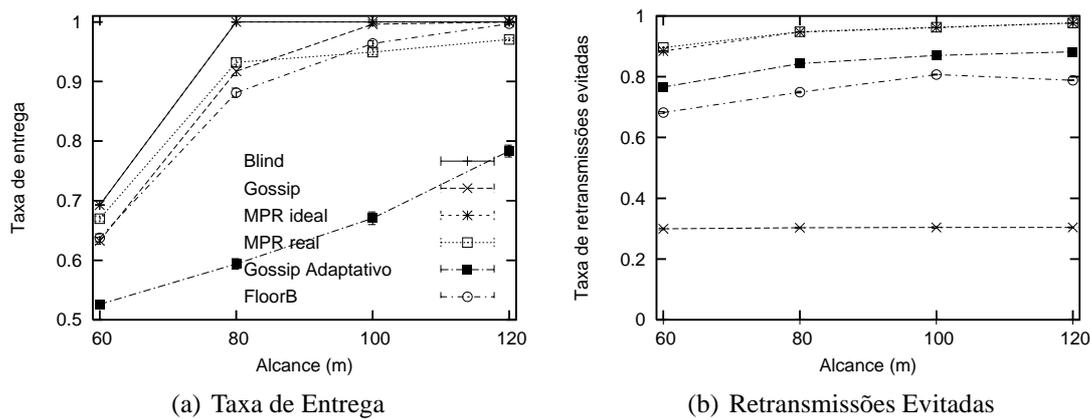


Figura 10. Cenário com mobilidade Social (Comunidade), sem perdas

Entretanto, da mesma forma que no cenário em grade, quando há uma taxa de perdas de 0,2, como na Figura 11, o desempenho do FloorB é superior em termos de taxa de entrega, aproximando-se do Blind, e mantém a taxa de retransmissões evitadas.

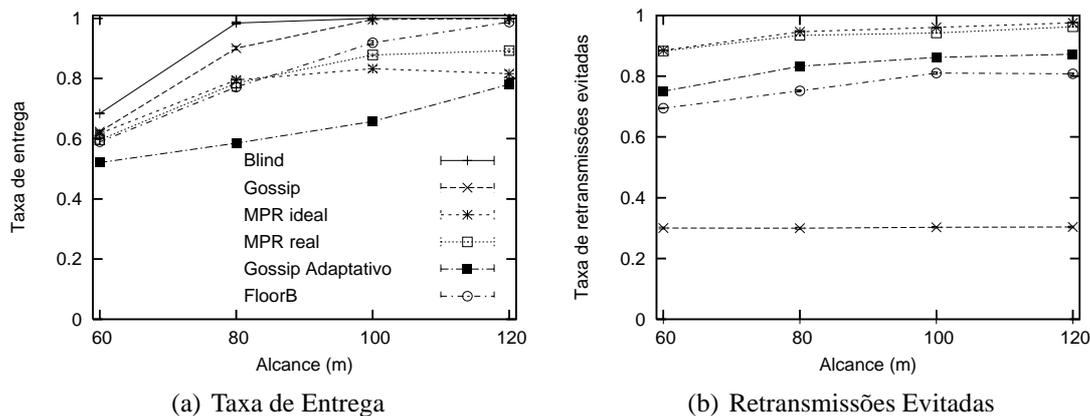


Figura 11. Cenário com mobilidade Social (Comunidade), perda=0,2

5. Conclusão

Uma importante contribuição deste trabalho é a avaliação comparativa entre diversos mecanismos de inundação, alguns determinísticos tais como Blind e MPR, e outros probabilísticos, tais como Gossip, Gossip Adaptativo e FloorB. Nestas avaliações foram utilizados alguns tipos de cenários, incluindo mobilidade do tipo social. No entendimento dos autores, não há na literatura avaliações comparativas entre mecanismos determinísticos e probabilísticos, e com cenários com topologias não uniformes.

Além disto, foi proposto um mecanismo de controle da inundação, FloorB, que apresentou as vantagens em relação ao MPR, como o tamanho fixo e reduzido das mensagens de *hello*, algoritmo com complexidade de tempo inferior, em $O(\Delta)$, maior estabilidade, tanto em relação a mobilidade quanto a perdas de mensagens, e possibilidade de redução no número de mensagens de controle ao utilizar *hellos* com intervalos maiores.

Outra importante contribuição é o desenvolvimento de um simulador genérico, no qual outros mecanismos podem ser acrescentados. Como trabalho futuro, está prevista a inclusão do mecanismo sugerido em [Cartigny and Simplot 2003]. Também está em avaliação a conversão do código para o ns-2, de forma a estudar o desempenho dos

mecanismos quando utilizados sobre uma camada de enlace tal como a do IEEE802.11, e estuda-se o acréscimo de um mecanismo de contagem de mensagens, semelhante ao adotado em [Drabkin et al. 2007], com o intuito de melhorar o desempenho em termos de economia, sem alterar a taxa de entrega.

Referências

- Bloom, B. H. (1970). Spacetime trade-offs in hash coding with allowable errors. In *Communications of the ACM*, volume 13, pages 422–426, New York, NY, USA. ACM.
- Busson, A., Mitton, N., and Fleury, E. (2005). An analysis of the mpr selection in olsr. In *Spatial Stochastic Modeling of Wireless Networks, SpasWIN 05*, Trento, Italy.
- Calomme, S. and Leduc, G. (2007). Efficient and resilient overlay topologies over ad hoc networks. In *International Workshop on Self-Organizing Systems (IWSOS 2007)*, pages 44–58.
- Cartigny, J. and Simplot, D. (2003). Border node retransmission based probabilistic broadcast protocols in ad-hoc networks. In *Telecommunication Systems*, volume 22, pages 189–204. Kluwer Academic Publishers.
- Clausen, T. and Jacquet, P. (2003). RFC 3626 - Optimized Link State Routing protocol OLSR. *IETF Request for Comments*.
- Drabkin, V., Friedman, R., Kliot, G., and Segal, M. (2007). Rapid: Reliable probabilistic dissemination in wireless ad-hoc networks. In *SRDS '07: Proceedings of the 26th IEEE International Symposium on Reliable Distributed Systems*, pages 13–22, Washington, DC, USA. IEEE Computer Society.
- Fujie, T. (2003). An exact algorithm for the maximum leaf spanning tree problem. *Computers and Operations Research*, 30(13):1931 – 1944.
- Haas, Z., Halpern, J. Y., and Li, L. (2002). Gossip-based ad hoc routing. In *INFOCOM 2002. Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications*, volume 3, pages 1707 – 1716.
- Karumanchi, G., Muralidharan, S., and Prakash, R. (1999). Information dissemination in partitionable mobile ad hoc networks. In *Proceedings of IEEE Symposium on Reliable Distributed Systems (SRDS)*, pages 4–13.
- Laouiti, A., Qayyum, A., and Viennot, L. (2002). Multipoint relaying: An efficient technique for flooding in mobile wireless networks. In *35th Annual Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS'2002)*.
- Lenders, V., May, M., and Plattner, B. (2005). Service Discovery in Mobile Ad Hoc Networks: A Field Theoretic Approach. In *IEEE International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM)*, pages 120–130.
- Mitzenmacher, M. and Broder, A. (2004). Network applications of bloom filters: (a survey). In *Internet Mathematics*, volume 1, pages 485–509.
- Musolesi, M. and Mascolo, C. (2006). A Community based Mobility Model for Ad Hoc Network Research. In *Proceedings of the 2nd ACM/SIGMOBILE International Workshop on Multi-hop Ad Hoc Networks: from theory to reality (REALMAN'06)*. ACM Press.
- Ni, S.-Y., Tseng, Y.-C., Chen, Y.-S., and Sheu, J.-P. (1999). The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. In *MobiCom '99: Proceedings of the 5th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, pages 151–162, New York, NY, USA. ACM.
- NS-2 (1995). The network simulator - ns-2.
<http://www.isi.edu/nsnam/ns/> - último acesso em 17/12/2008.
- Perkins, C., Belding-Royer, E., and Das, S. (2003). RFC 3561 - Ad hoc On-demand Distance Vector AODV routing. *IETF Request for Comments*.
- Yassein, M. B., Ould-Khaoua, M., and Papanastasiou, S. (2005). On the performance of probabilistic flooding in mobile ad hoc networks. *ICPADS, 11th International Conference on Parallel and Distributed Systems*, 02:125–129.