

Redução de Consumo de Energia em Redes Móveis Através do Uso de Controle de Topologia

Edans Sandes¹, Alba C. M. A. Melo,¹ Jacir L. Bordim¹

¹ Departamento de Ciência da Computação – Universidade de Brasília (UnB)
Campus Universitário Darcy Ribeiro - Asa Norte, ICC Centro
Caixa postal 4466 – 70910-900 – Brasília - DF - Brazil

{edans, alba, bordim}@cic.unb.br

Abstract. *Broadcasting is an essential mechanism for several existing protocols on wireless networks. This paper presents a comparative analysis of various broadcast techniques and topology control mechanisms. Overall, nine topology control mechanisms and six routing protocols are combined, generating fifty-four possible protocols. Among the routing algorithms studied, two are proposed in this paper: the Record Route Elimination (RRE) and Record Route Elimination with Distance Prediction (RRE-DP). The simulation results show that the RRE and RRE-DP allows for a significant reduction in energy consumption, regardless of the topology control mechanism associated.*

Resumo. *O broadcast é um mecanismo essencial para vários protocolos existentes em redes sem fio. Este trabalho apresenta uma análise comparativa de diversos protocolos de broadcast e mecanismos de controle de topologia. No total, são estudados nove mecanismos de controles de topologia e seis algoritmos de roteamento, que combinados geram cinquenta e quatro possíveis protocolos. Dentre os algoritmos de roteamento estudados, dois são propostos neste trabalho: o Record Route Elimination (RRE) e o Record Route Elimination with Distance Prediction (RRE-DP). Os resultados das simulações realizadas mostram que o RRE e o RRE-DP permitem uma redução significativa do consumo de energia, independente do mecanismo de controle de topologia associado.*

1. Introdução

Em redes de comunicação sem fio, o consumo de energia pode ser considerado um fator crítico. Em certos cenários, cada nó de comunicação possui energia limitada que deve ser utilizada de forma eficaz para manter a conectividade da rede por um maior período de tempo. Além disso, o custo de energia pode requerer que a menor quantidade possível de energia seja utilizada em cada tarefa de roteamento [Kirousis et al. 1997].

O *broadcast* é um mecanismo fundamental em redes sem fio, sendo utilizado para descoberta de rotas e em vários protocolos de roteamento [Perkins and Bhagwat 1994, Sun 1997, Toh 1996]. O *broadcast* consiste em um cenário em que um nó de origem gera uma mensagem que precisa ser repassada a todos os nós da rede. Segundo Stojmenovic [Stojmenovic and Wu 2004], o *broadcast* em redes sem fio pode ser classificado em três modelos: um-para-um, um-para-todos e ângulo com intervalo variável. No modelo um-para-um, utiliza-se uma antena direcional para cada link da rede. No modelo um-para-todos, uma antena omnidirecional é utilizada para propagar uma mensagem, em uma

única transmissão, para todos os vizinhos de um nó dentro de um raio variável. Por fim, no modelo de ângulo com intervalo variável cada nó consegue variar a direção e o ângulo de transmissão de sua antena.

Os protocolos de *broadcast* também podem ser classificados em dois tipos: protocolos orientados ao controle de topologia e protocolos orientados ao *broadcast*. Os protocolos orientados ao controle de topologia atribuem a cada nó um raio de transmissão de forma a minimizar o custo total de transmissão e, ao mesmo tempo, manter a rede conectada. Este problema é redutível ao problema da atribuição mínima que foi comprovado ser NP-difícil [Kirov et al. 2000]. Desta forma, utilizam-se técnicas de controle de topologia de forma a reduzir o grau de conectividade da rede, simplificando assim o problema a ser resolvido.

Os protocolos orientados a *broadcast* selecionam um nó de origem e, a partir dele, todos os nós tomam decisões de roteamento para minimizar o custo total da rede. Este último tipo de *broadcast* não necessita de uma topologia fortemente conexa, mas apenas de conectividade para todos os nós da rede a partir do nó de origem. Foi comprovado que este problema é NP-completo [Egecioglu and Gonzalez 2001].

O presente artigo apresenta um estudo dos protocolos de roteamento do tipo um-para-muitos, tanto orientados a controle de topologia como orientados a *broadcast*. Dentre os protocolos estudados incluem, dentre outros, o *RNG Broadcast Oriented Protocol - (RBOP)* [Cartigny et al. 2003] e o *RNG Broadcast Oriented Protocol with full Timeout - (RBOP-T)* [Cartigny et al. 2005]. Os protocolos estudados são classificados e avaliados através de um cruzamento entre os métodos de roteamento e os vários controles de topologia existentes. Esta combinação permite o surgimento de vários outros protocolos que foram analisados conforme a sua eficiência. Com base nos estudos realizados, dois novos métodos de roteamento são propostos e avaliados: o *Record Route Elimination (RRE)* e o *Record Route Elimination with Distance Prediction (RRE-DP)*. Um simulador foi desenvolvido para mensurar a eficiência de cada um dos protocolos e combinações possíveis. Os resultados das simulações mostram que o RRE e o RRE-DP permitem uma redução significativa do consumo de energia, independente do mecanismo de controle de topologia associado.

Na Seção 2, será feito um estudo sobre os trabalhos anteriores relacionados ao controle de topologia e a protocolos de *broadcast*. Na Seção 3 serão propostos dois algoritmos de *broadcast*. A forma de avaliar cada um dos algoritmos propostos e dos algoritmos existentes será apresentada na Seção 4. Os resultados serão mostrados na Seção 5 e, por fim, a conclusão com trabalhos futuros será apresentada na Seção 6.

2. Trabalhos Relacionados

Para sistematizar o estudo dos protocolos de *broadcast*, consideraremos neste trabalho que cada protocolo de *broadcast* é dividido em um algoritmo de controle de topologia e um algoritmo de *broadcast*. O algoritmo de controle de topologia é responsável por reduzir a complexidade da topologia de comunicação para simplificar o processo de *broadcast*. O algoritmo de *broadcast*, por outro lado, é o responsável por identificar, a cada salto, qual o melhor raio de transmissão que a mensagem recebida deve ser retransmitida, de forma a manter a conectividade da rede e ao mesmo tempo minimizar o consumo de energia. Nesta seção serão abordados os trabalhos relacionados ao controle de topologia e aos

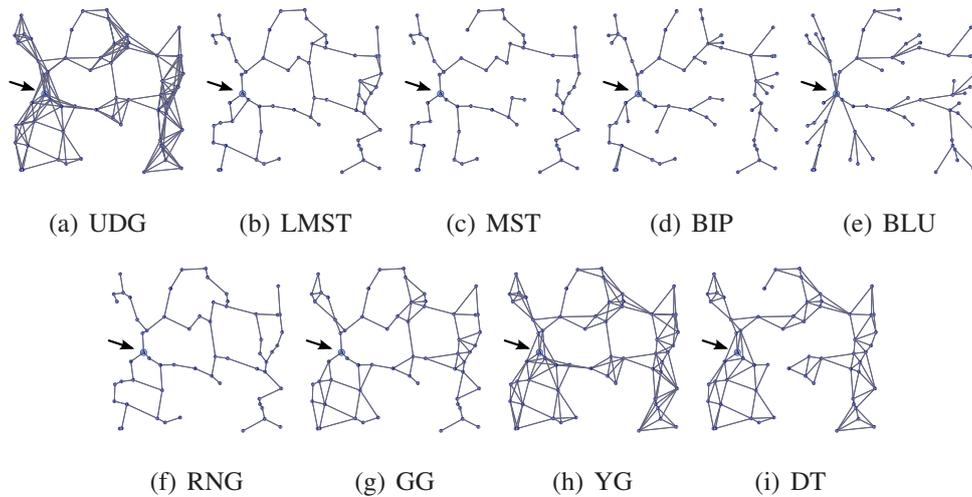


Figura 1. Controles de topologia aplicados a um grafo. O nó de origem do *broadcast* é o nó com identificador 0 e este está identificado com uma seta.

algoritmos de *broadcast* em redes sem fio.

2.1. Controle de Topologia

As redes de comunicação são normalmente representadas como um grafo $G = (V, E)$, sendo V o conjunto de nós (vértices) e $E \subseteq V^2$ o conjunto de links (arestas). Se $(u, v) \in E$, o nó u consegue transmitir uma mensagem para v . A distância entre os nós u e v é representada por $\|uv\|$.

O *controle de topologia* tem como objetivo reduzir um grafo $G = (V, E)$ para um grafo $G' = (V, E')$ sendo $E' \subseteq E$. Desta forma, o grafo reduzido G' é obtido através da remoção de algumas arestas do grafo original G . Esta redução pode contribuir para o roteamento pois é capaz de gerar um grafo com propriedades que simplificam a comunicação.

Os algoritmos de controles de topologia podem ser classificados como sendo globais ou locais [Cartigny et al. 2003]. Os algoritmos globais são aqueles que necessitam de informações globais da rede, ou seja, cada nó precisa conhecer a posição de todos os outros nós da rede. Já os algoritmos locais são aqueles em que cada nó precisa conhecer apenas a posição dos seus vizinhos da rede, considerados aqueles que encontram-se a k saltos de comunicação. Sendo assim, os algoritmos locais são, em geral, mais facilmente implementados do que os globais.

Em [Li et al. 2002] estão descritos vários controles de topologia, entre eles podemos citar: *Unit Disk Graph* (UDG), *Minimum Spanning Tree* (MST), *Localized Spanning Tree* (LMST), *Relative Neighbor Graph* (RNG), *Yao Graph* (YG), *Delaunay Triangulation* (DT) e *Gabriel Graph* (GG). Dois outros controles de topologias estudados são o *Broadcast Increase Power* (BIP) e o *Broadcast Least-Unicast cost* (BLU), sendo que estes dois diferenciam-se dos demais por conhecerem, *a priori*, qual o nó de origem do *broadcast* [Wieselthier and Nguyen 2000]. A Figura 1 ilustra os vários controles de topologia aplicados sobre um grafo. A seguir são apresentadas as descrições de cada uma das técnicas dos controles de topologia mencionadas acima.

- **Unit Disk Graph (UDG)**: representa todas as conexões entre um nó e seus vizinhos que estão dentro de um raio r . Este grafo normalmente é o grafo de entrada para vários algoritmos de controles de topologia, por representar o modelo tradicional de redes sem fio. Para a sua construção, apenas informações locais são necessárias.
- **Minimum Spanning Tree (MST)**: árvore que possui a menor soma das distâncias das arestas selecionadas do grafo G . O MST é um algoritmo que necessita de informações globais da rede.
- **Localized Minimum Spanning Tree (LMST)**: união de todas as MST's geradas na vizinhança de cada nó. A LMST não é necessariamente uma árvore, pois podem ocorrer ciclos na topologia de saída. Entretanto, a MST está contida na LMST. Apenas informações locais das vizinhanças são necessárias.
- **Relative Neighbor Graph (RNG)**: composto pelas arestas (u, v) do grafo original tais que não exista outro nó w que satisfaça $\|uw\| < \|uv\|$ ou $\|wv\| < \|uv\|$. Apenas informações locais são necessárias.
- **Yao graph (YG)**: cada nó u divide a sua vizinhança em k cones com o mesmo ângulo e , para cada um dos k cones, o nó u se conecta apenas no seu vizinho v mais próximo. O Yao Graph dividido em k cones é representado como YG_k . Apenas informações locais são necessárias.
- **Delaunay Triangulation (DT)**: contém todos os triângulos que não possuem nenhum outro nó no interior do seu círculo circunscrito. Informações globais da rede são necessárias.
- **Gabriel Graph (GG)**: composto pelas arestas (u, v) do grafo original tais que não exista outro nó w que esteja no círculo com raio $\|uv\|$ com centro no ponto médio entre u e v . Apenas informações locais são necessárias.
- **Broadcast Increase Power (BIP)**: Árvore semelhante ao MST, entretanto o critério para escolher as arestas que irão compor a árvore é escolher a aresta com o menor custo adicional de energia, considerando o custo já alocado para o restante da árvore. Informações globais são necessárias e o nó de origem deve ser conhecido.
- **Broadcast Least-Unicast cost (BLU)**: Árvore construída através do algoritmo de menor caminho, de forma que as arestas selecionadas estão contidas no menor caminho entre um nó de origem e todos os outros nós. Informações globais são necessárias e o nó de origem deve ser conhecido.

2.2. Algoritmos de Broadcast

Neste trabalho, considera-se que um algoritmo de *broadcast* é a parte do protocolo de *broadcast* responsável por definir, a cada salto, o raio de retransmissão da mensagem roteada. Nos últimos anos, vários protocolos de *broadcast* foram propostos, sendo que alguns deles possuem o mesmo algoritmo de *broadcast*, mas aplicado a diferentes controles de topologias. No que segue, a seguinte notação será utilizada:

- G : grafo que representa a topologia utilizada;
- m : mensagem recebida;
- src : nó que originou a mensagem m ;
- d : representa o identificador do nó que recebeu a mensagem m ;
- r : nó que repassou a mensagem para o nó d ;

- $R_a(X)$: raio de cobertura necessário para que todos os nós do conjunto X recebam a transmissão de a ;
- R_{max} : maior raio de transmissão possível para os nós;
- $N(a)$: conjunto de vizinhos do nó a na topologia G ;
- $N'(a)$: conjunto de nós dentro do raio R_{max} que não são vizinhos de a na topologia G ;
- $\|a, b\|$: distância entre os nós a e b .

Os algoritmos de *broadcast* estudados são o *Blind Flooding*, *Neighbor Flooding*, *No Return Path*, *Neighbor Elimination with Full Timeout*, e o *Neighbor Elimination with Target Radius*. No que segue, uma breve descrição destes algoritmos é apresentada.

- **Blind Flooding (BF)**: Este algoritmo é o mais simples de todos, de forma que cada nó repassa a mensagem com a maior cobertura possível R_{max} . Este repasse é feito uma única vez para cada nó e independe de qualquer conhecimento da topologia.
 1. Se o nó d recebeu a mensagem m pela primeira vez, então envie m no raio R_{max} .
 2. Se o nó d já recebeu a mensagem m , então ignore-a.
- **Neighbor Flooding (NF)**: Semelhante ao *Blind Flooding*, entretanto o raio de transmissão é escolhido apenas o suficiente para cobrir todos os seus vizinhos. Este algoritmo é equivalente ao processo utilizado para todos os protocolos orientados a topologia, de forma que o raio de transmissão de um nó independe de qual nó originou a mensagem. O *RNG Topology Control Protocol* (RTCP) e *LMST Topology Control Protocol* (LTCP) são exemplos deste algoritmo aplicados aos controles de topologia RNG e LMST, respectivamente [Cartigny et al. 2003, Cartigny et al. 2005].
 1. Se o nó d recebeu a mensagem m pela primeira vez, então envie m no raio $R_d(N(d))$.
 2. Se o nó d já recebeu a mensagem m , então ignore-a.
- **No Return Path (nRP)**: Semelhante ao *Neighbor Flooding*, entretanto o vizinho r pelo qual a mensagem foi recebida por d não necessita ser novamente coberto pela nova retransmissão. Este algoritmo é utilizado pelos protocolos baseados em árvore de transmissão, pois nestes protocolos as mensagens seguem um único possível caminho a partir da origem. Entre os protocolos conhecidos podemos citar o *Broadcast Increase Power* (BIP) [Wieselthier and Nguyen 2000] e o **Broadcast Least-Unicast cost (BLU)** [Wieselthier and Nguyen 2000].
 1. Se o nó d recebeu a mensagem m pela primeira vez, então envie m no raio $R_d(N(d)/\{r\})$.
 2. Se o nó d já recebeu a mensagem m , então ignore-a.
- **Neighbor Elimination with Full Timeout (NE-FT)**: Semelhante ao *No Return Path*, entretanto quando um nó d recebe uma mensagem, este nó aguarda por um tempo t antes de retransmiti-la. Durante este tempo, o nó mantém um conjunto C com todos os vizinhos dos nós que retransmitiram a mensagem até ele. Caso o conjunto C possua todos os vizinhos de d , então a mensagem não precisa ser retransmitida. O *RNG Broadcast Oriented Protocol with full Timeout* (RBOP-T) e o *LMST Broadcast Oriented Protocol with full Timeout* (LBOP-T) são exemplos deste algoritmo aplicado aos controles de topologia RNG e LMST, respectivamente [Cartigny et al. 2003, Cartigny et al. 2005]

1. Se o nó d recebeu a mensagem m pela primeira vez, então $C = N(r) \cup r$ e aguarde um timeout t .
 2. Se o nó d recebeu novamente a mensagem m , então $C = C \cup N(r) \cup r$.
 3. Se o timeout t ocorrer e $N(d) \subseteq C$, então envie m no raio $R_d(N(d)/C)$.
 4. Se o nó d já retransmitiu a mensagem m , então ignore-a.
- **Neighbor Elimination with Partial Timeout (NE-PT):** Semelhante ao *Neighbor Elimination with Full Timeout*, entretanto o controle de timeout só é utilizado se o nó r enviar uma mensagem para o nó d sendo que r e d não estejam diretamente conectados na topologia utilizada. O *RNG Broadcast Oriented Protocol* (RBOP) e o *LMST Broadcast Oriented Protocol* (LBOP) são exemplos deste algoritmo aplicado aos controles de topologia RNG e LMST, respectivamente [Cartigny et al. 2003, Cartigny et al. 2005].
 1. Se $d \in N'(r)$
 - (a) Se o nó d recebeu a mensagem m pela primeira vez, então $C = N(r) \cup r$ e aguarde um timeout t .
 - (b) Se o nó d recebeu novamente a mensagem m , então $C = C \cup N(r) \cup r$.
 - (c) Se o timeout t ocorrer e $N(d) \subseteq C$, então envie m no raio $R_d(N(d)/C)$.
 - (d) Se o nó d já retransmitiu a mensagem m , então ignore-a.
 2. Se $d \in N(r)$
 - (a) Se o nó d recebeu a mensagem m pela primeira vez, então envie m no raio $R_d(N(d)/\{r\})$.
 - (b) Se o nó d já recebeu a mensagem m , então ignore-a.
 - **Neighbor Elimination with Target Radius (NE-TR):** Semelhante ao *Neighbor Elimination with Full Timeout*, entretanto utiliza-se um raio R_{opt} como raio ótimo de transmissão. Este raio é utilizado quando existem vizinhos de d que não foram cobertos dentro do timeout t . Quando isso ocorrer, em vez de enviar a mensagem apenas para estes vizinhos não cobertos, busca-se entre todos os nós não visitados qual o mais próximo do raio R_{opt} , independente se o nó d possui ou não conexão direta a este nó em G . O Algoritmo *Target Radius LMST Broadcast Oriented Protocol* (TR-LBOP) é um exemplo deste algoritmo aplicado ao controle de topologia LMST [Ingelrest et al. 2004b].
 1. Se o nó d recebeu a mensagem m pela primeira vez, então $L = N(r)$ e $L' = N'(r)$. Aguarde um timeout t .
 2. Se o nó d recebeu novamente a mensagem m , então $L = L/\{N(r) \cup N'(r) \cup \{r\}\}$ e $L' = L'/\{N(r) \cup N(r') \cup \{r\}\}$
 3. Se o timeout t ocorrer e $L \neq \emptyset$, então envie m no raio $\max(\|d, u\|, R_d(L))$ sendo $u \in L \cup L'$ escolhido de forma que minimize o valor $(\text{abs}(\|d, u\| - R_{opt}))$.
 4. Se o nó d já retransmitiu a mensagem m , então ignore-a.

3. Algoritmos Propostos

Neste trabalho estão propostos dois algoritmos de roteamento em *broadcast*. Este protocolos baseiam-se em um conceito que será chamado de *record route list*, adaptação do protocolo de roteamento *Destination Source Routing* (DSR) [Basagni et al. 2004]. Cada pacote de *broadcast* possui um vetor $RR(m)$ com $|RR(m)| = \rho$ posições onde ficam

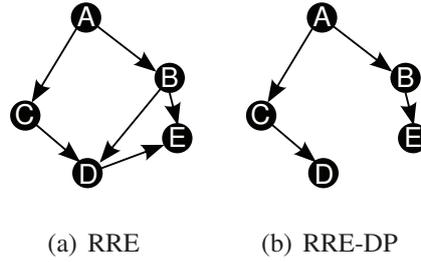


Figura 2. Exemplo de *broadcast* utilizando os algoritmos RRE e RRE-DP.

registrados os nós para os quais o pacote foi enviado no passado. A cada salto esta lista é incrementada, mas caso não haja espaço suficiente em $RR(m)$, os registros mais antigos são eliminados. Esta concatenação limitada de novos nós no vetor RR será representado pelo símbolo \cup_ρ , sendo ρ a restrição do tamanho do vetor. Os protocolos propostos são os seguintes:

- **Record Route Elimination (RRE)**: A cada envio de pacote, adicionam-se os nós de destino no vetor $RR(m)$, eliminando os registros mais antigos caso não exista espaço para todos. Ao receber um pacote, o nó envia o pacote m apenas para os nós que não estão registrados em $RR(m)$.
 1. Se o nó d recebeu a mensagem m pela primeira vez, então envie m no raio $R_d(N(d)/RR(m))$. O novo vetor $RR'(m)$ enviado é $RR'(m) = RR(m) \cup_\rho N(d)/RR(m) \cup_\rho \{d\}$.
 2. Se o nó d já retransmitiu a mensagem m , então ignore-a.
- **Record Route Elimination with Distance Prediction (RRE-DP)**: Semelhante ao *Record Route Elimination*, entretanto não envia-se a mensagem para nós que estão mais perto de algum nó de $RR(m)$ do que do nó que está reenviando a mensagem m .
 1. Se o nó d recebeu a mensagem m pela primeira vez, então envie m no raio $R_d(F)$, sendo que F é um vetor definido conforme a seguinte expressão: $F = \{e \in N(d)/RR(m) \mid \nexists k \in RR(m) : ||d, e|| < ||k, e||\}$. O novo vetor $RR'(m)$ enviado é $RR'(m) = RR(m) \cup_\rho F \cup_\rho \{d\}$.
 2. Se o nó d já retransmitiu a mensagem m , então ignore-a.

A Figura 2(a) ilustra o seguinte exemplo para o algoritmo RRE. O nó A inicia o *broadcast* transmitindo a mensagem m_1 para os seus vizinhos B e C . A *record list* da mensagem enviada contém todos os nós que receberam a mensagem e o nó emissor, ou seja $RR(m) = \{A, B, C\}$. Ao receber a mensagem de A , os nós B e C enviam a mensagem para todos os seus vizinhos que não pertencem a $RR(m)$. Sendo assim, B e C transmitem apenas para D , sendo que eles não transmitem entre si porque ambos já estão na *record list*. A *record list* enviada por B é igual a $RR(m) = \{A, B, C, D, E\}$ e a *record list* enviada por C é igual a $RR(m) = \{A, B, C, D\}$. Suponha que D receba a mensagem de C antes de B . Neste caso, D envia apenas para o seu vizinho E , pois ele não encontra-se na *record list* da mensagem recebida, sendo que a nova *record list* possui todos os nós da rede, ou seja $RR(m) = \{A, B, C, D, E\}$. Note que o comportamento seria diferente se D tivesse recebido a mensagem de B antes de C , pois nesse caso todos os nós já estariam na *record list* recebida, e assim encerraria-se o *broadcast*. Independentemente da ordem

de chegada das mensagens enviadas por B e por D , o nó E não possui vizinhos fora da *record list*, então encerra-se o *broadcast*.

A Figura 2(b) ilustra o mesmo exemplo, mas aplicado ao algoritmo RRE-DP. A primeira transmissão é idêntica ao do RRE. Entretanto, quando B for transmitir a mensagem, ele verifica se o nó D está mais perto de algum nó da *record list*. Desta forma, B identifica que a distância dele até C é maior que a distância de D até C , ou seja, $\|B, D\| < \|C, D\|$. Sendo assim B envia a mensagem somente para E com a *record list* atualizada $RR(m) = \{A, B, C, E\}$. Do outro lado, C é o nó mais perto de D , logo a mensagem é transmitida para D com a *record list* $RR(m) = \{A, B, C, D\}$. O nó D não envia para E pois E está mais perto de B , ou seja, $\|B, E\| < \|D, E\|$. Analogamente, o nó E não envia para D pois D está mais perto de C , ou seja, $\|C, D\| < \|E, D\|$.

Note que o algoritmo RRE-DP foi mais eficiente neste exemplo do que o algoritmo RRE, pois duas transmissões puderam ser evitadas: do nó B ao nó D e do nó D ao nó E .

4. Metodologia

Visto que podem ser criados inúmeros protocolos de *broadcast* fazendo cruzamentos entre controles de topologias e algoritmos de *broadcast*, os testes simulados neste artigo compreende a análise de todas estas possibilidades, com posterior análise detalhada dos resultados mais relevantes. Para indicar um dos possíveis cruzamentos, será utilizado a notação *Topologia* \times *Algoritmo de Broadcast* (e.g. RNG \times NE-FT)

O simulador utilizado para os testes foi desenvolvido especificamente para este trabalho. Nele, os algoritmos de controle de topologia fazem uma redução do grafo original e, em seguida, os algoritmos de *broadcast* entram em execução sobre o grafo reduzido. Uma fila de eventos é mantida em cada simulação de forma que, a cada pacote recebido, um novo raio de transmissão é calculado para a retransmissão e o consumo de energia total é contabilizado. Os nós que estão na vizinhança recebem o pacote após um tempo de propagação, que na simulação é proporcional à distância percorrida entre o nó de origem e o destino.

O consumo de energia será simulado através da fórmula d^α , sendo d a distância e $\alpha = 2$. A área de simulação é um retângulo com dimensões 100×100 e cada nó consegue transmitir até o raio máximo $R = 20$. O nó com identificador 0 sempre é o nó de início do *broadcast*. A métrica utilizada para avaliar a eficiência do protocolo será o *Expanded Energy Ratio* (EER), cujo valor é a razão entre o custo de energia gasto no *broadcast* E_{total} e o custo para o *Blind Flooding* $E_{flooding} = n \times R^\alpha$ [Khadar and Simplot-Ryl 2009]. Sendo assim, a fórmula para o ERR é $ERR = \frac{E_{total}}{E_{flooding}} \times 100$, cujo valor é dado em porcentagem. Quanto menor o ERR, mais eficiente será o *broadcast*.

Para que a avaliação da eficiência seja mais isenta em relação ao grafo escolhido, para cada protocolo serão calculadas as médias dos ERR de 50 grafos gerados aleatoriamente. Todos os grafos gerados são conexos em todas as topologias.

O simulador utilizado assume que o grafo original foi obtido em um determinado momento, por meio de um *snapshot* que deve ser periodicamente atualizado para identificar mudanças na rede. A análise do custo de obtenção periódica do grafo não está no escopo deste trabalho, sendo que o foco deste estudo está em como utilizar estas informações de maneira eficiente e não como obtê-las. Entretanto, sabe-se que quanto menor

Tabela 1. Resultados das simulações variando a quantidade de nós de 25 a 200. Foram utilizados os controles de topologia UDG, MST, LMST, BIP, BLU, DT, GG, RNG e Yao e os algoritmos de broadcast BF, NF, nRP, NE-PT, NE-FT, RRE e RRE-DP.

Nº de nós		UDG	MST	LMST	BIP	BLU	DT	GG	RNG	Yao
25 nós	BF	100.00								
	NF	81.62	27.30	49.40	25.45	32.61	72.07	60.13	49.55	69.51
	nRP	70.72	27.30	34.21	25.45	32.61	59.24	47.61	33.61	59.64
	NE-PT	52.17	27.30	32.31	25.45	32.61	41.78	37.32	32.97	44.57
	NE-FT	48.06	27.29	31.27	25.45	32.61	40.73	35.30	31.72	42.45
	RRE	52.14	26.82	31.49	25.33	32.43	42.42	36.50	32.19	43.31
	RRE-DP	34.24	26.82	30.36	25.33	32.43	32.66	31.82	30.71	34.20
50 nós	BF	100.00								
	NF	83.16	19.67	39.79	18.36	28.37	65.15	52.97	40.39	66.32
	nRP	78.24	19.67	30.22	18.36	28.37	57.19	45.17	29.72	61.85
	NE-PT	57.52	19.67	28.45	18.35	28.37	40.25	35.15	28.84	45.85
	NE-FT	50.60	19.67	27.05	18.35	28.37	38.45	32.90	26.96	42.10
	RRE	58.66	19.20	27.42	18.18	28.11	41.71	34.60	28.01	45.02
	RRE-DP	34.44	19.20	26.02	18.18	28.11	30.32	29.58	26.32	33.72
100 nós	BF	100.00								
	NF	90.46	10.10	25.29	9.27	22.45	54.16	38.94	25.41	61.13
	nRP	89.10	10.10	21.06	9.27	22.45	51.14	34.83	19.50	59.83
	NE-PT	71.94	10.10	18.51	9.27	22.45	34.17	25.41	18.38	41.23
	NE-FT	59.98	10.10	17.78	9.27	22.45	33.31	24.61	17.21	40.91
	RRE	80.86	9.87	17.88	9.18	22.14	40.22	27.72	18.34	48.64
	RRE-DP	36.09	9.87	16.50	9.18	22.14	27.58	22.49	17.17	31.95
150 nós	BF	100.00								
	NF	93.56	6.53	17.69	6.10	19.00	42.75	28.41	17.31	53.57
	nRP	93.05	6.53	15.30	6.10	19.00	40.45	25.51	13.30	52.77
	NE-PT	78.66	6.53	13.08	6.10	19.00	26.70	18.68	12.39	35.41
	NE-FT	63.59	6.53	12.66	6.10	19.00	26.07	18.01	11.58	36.95
	RRE	89.77	6.39	12.79	6.04	18.70	33.58	20.72	12.59	45.70
	RRE-DP	39.79	6.39	11.84	6.04	18.70	23.00	16.92	11.90	29.57
200 nós	BF	100.00								
	NF	95.12	4.85	13.25	4.51	16.05	34.11	21.88	12.96	45.95
	nRP	94.81	4.85	11.52	4.51	16.05	32.63	19.67	10.06	45.57
	NE-PT	82.44	4.85	9.79	4.51	16.05	21.37	14.24	9.26	30.43
	NE-FT	65.95	4.85	9.62	4.51	16.05	20.95	13.86	8.73	32.22
	RRE	93.44	4.75	9.69	4.47	15.83	27.53	16.01	9.51	40.60
	RRE-DP	42.37	4.75	8.87	4.47	15.83	18.83	13.07	8.96	26.71

o intervalo de atualização, maior será o custo de obtenção das informações topológicas e mais realístico será o resultado final. Em especial, as técnicas que utilizam informações locais podem obter as informações topológicas através de trocas de mensagens e o custo de atualização pode ser diluído nas mensagens de manutenção dos protocolos de roteamento (*hello messages*).

5. Resultados

Inicialmente, foram simulados todas as combinações possíveis entre controles de topologia e algoritmos de *broadcast* para grafos com 25, 50, 100, 150 e 200 nós e os resultados encontram-se na Tabela 1. Na tabela, os algoritmos RRE e RRE-DP utilizados possuem tamanho de lista igual a $\rho = 10$. Em geral, pode-se observar que os algoritmos propostos possuem um desempenho bastante superior ao demais. Em especial, o RRE-DP apresenta uma redução de aproximadamente 5% em comparação com os algoritmos NE-PT e NE-FT, independente do mecanismo de controle de topologia utilizado. Quando comparado com os algoritmos NF e nRP, o desempenho do algoritmos propostos chega obter uma redução superior a 50% no caso dos grafos UDG, DT, GG, RNG.

O mecanismo de controle de topologia BIP apresenta os melhores resultados, in-

Tabela 2. Custo relativo para 100 nós utilizando os controles de topologia UDG, RNG, LMST e BIP com os algoritmos RRE e RRE-DP, variando o ρ (tamanho máximo da *record list*) de 1 a ∞ . Valores com '*' indicam o ρ ótimo para o protocolo daquela coluna.

ρ	RRE				RRE-DP			
	UDG	RNG	LMST	BIP	UDG	RNG	LMST	BIP
1	88.96	19.90	21.39	9.29	77.99	19.70	20.42	9.29
2	88.52	19.71	20.90	9.28	72.52	19.33	19.87	9.28
4	87.27	19.17	19.87	9.25	59.80	18.47	18.65	9.25
6	85.65	18.66	18.91	9.21	48.96	17.67	17.56	9.21
8	83.28	18.32	18.25	9.20	40.93	17.21	16.93	9.20
10	80.49	18.18	17.89	9.19*	35.84	17.06	16.55	9.19*
12	77.76	18.12	17.72	9.19	32.32	17.01	16.42	9.19
14	75.69	18.09*	17.62	9.19	29.98	17.00	16.32	9.19
16	73.95	18.09	17.56	9.19	28.58	16.99*	16.31*	9.19
18	72.77	18.09	17.55*	9.19	28.04	16.99	16.31	9.19
20	72.27	18.09	17.55	9.19	27.77	16.99	16.31	9.19
22	71.98	18.09	17.55	9.19	27.65	16.99	16.31	9.19
24	71.88	18.09	17.55	9.19	27.56*	16.99	16.31	9.19
26	71.83	18.09	17.55	9.19	27.56	16.99	16.31	9.19
28	71.81*	18.09	17.55	9.19	27.56	16.99	16.31	9.19
30	71.81	18.09	17.55	9.19	27.56	16.99	16.31	9.19
∞	71.81	18.09	17.55	9.19	27.56	16.99	16.31	9.19

dependente do algoritmo de *broadcast* utilizado. Entretanto, o BIP \times RRE e o BIP \times RRE-DP conseguem melhorar ainda mais a eficiência do BIP pois os algoritmos RRE e RRE-DP são capazes de identificar algumas transmissões desnecessárias ao longo do *broadcast*. Vale ressaltar, no entanto, que o BIP e o BLU necessitam de informações globais e este custo pode torná-los menos eficientes se comparados com o LMST.

No outro extremo, pode-se observar que os protocolos que utilizam os grafos UDG, BLU, GG, DT e YG são os menos eficientes na maioria das situações. Por possuir todas as arestas possíveis dentro do raio máximo de transmissão dos nós, o UDG apresenta um custo de comunicação mais elevado. O YG, por basear-se em cones com ângulos de transmissão direcionados, torna-se menos relevante no estudo do modelo um-para-muitos e mais relevante no estudo do modelos de *broadcast* um-para-um, com antenas direcionais. O BLU, por basear-se em algoritmo de menor distância, não leva em consideração o fato de que o *broadcast* é efetuado com antenas omnidirecionais.

A Tabela 2 apresenta os valores de EER das 8 combinações possíveis de cruzamentos entre esses controles de topologia UDG, RNG, LMST e BIP e os algoritmos RRE e RRE-DP, sendo que o valor de ρ (tamanho máximo da *record list*) foi variado entre 1 e 30, além do uso de lista ilimitada, representado por $\rho = \infty$. Note que o BIP \times RRE possui o mesmo desempenho que o BIP \times RRE-DP, pois o próprio algoritmo do BIP reduz a necessidade do *distance prediction* durante o roteamento.

Os gráficos das Figuras 3(a) e 3(b) ilustram o valor de EER para os protocolos UDG \times RRE e UDG \times RRE-DP respectivamente, variando o valor de ρ de 1 a 50, simulado para 25, 50, 100, 150 e 200 nós. Nota-se que o RRE-DP sempre apresentou melhores resultados do que o RRE. O gráfico da Figura 3(b) indica que quanto maior for o número de nós e maior for o valor de ρ , melhor será a eficácia do RRE-DP.

O gráfico da Figura 4 ilustra o EER para 4 protocolos locais: RNG \times RRE, LMST \times RRE, LMST \times RRE-DP e RNG \times RRE-DP. Com este gráfico pode-se observar que o

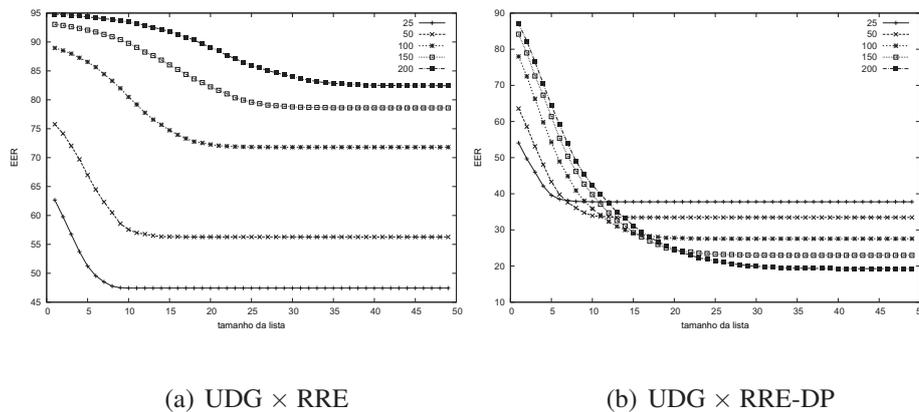


Figura 3. Custo relativo para o protocolo UDG \times RRE e UDG \times RRE-DP, utilizando grafos de 25, 50, 100, 150 e 200 nós.

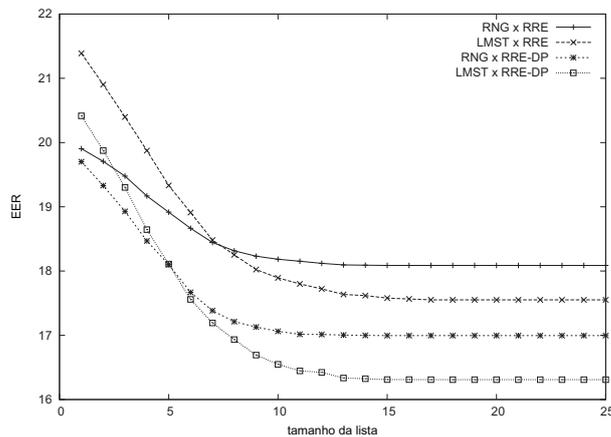


Figura 4. Custo relativo para os protocolos RNG \times RRE, LMST \times RRE, LMST \times RRE-DP e RNG \times RRE-DP variando o tamanho da *record list*. Foi utilizado grafos de 100 nós.

desempenho destes 4 protocolos depende bastante do tamanho da lista (ρ). Quando ρ for baixo, o RNG \times RRE-DP é o melhor protocolo. A medida que ρ aumenta, o LMST \times RRE-DP torna-se o melhor destes 4 protocolos.

Através da Figura 5, pode-se constatar também que os protocolos em questão são escaláveis, pois à medida que o número de nós aumenta, mais eficiente fica o consumo de energia. Pode-se notar que o BIP, por ser um algoritmo que utiliza informações globais, chega a gastar em torno da metade da energia utilizada nos outros protocolos.

6. Conclusão e Trabalhos Futuros

O presente trabalho apresentou um estudo comparativo de vários protocolos de *broadcast* através de uma abordagem que considera os protocolos do *broadcast* como sendo uma união entre o mecanismo de controle de topologia e algoritmo de roteamento. No total, foram estudados 9 controles de topologia e 6 algoritmos de roteamento, que combinados

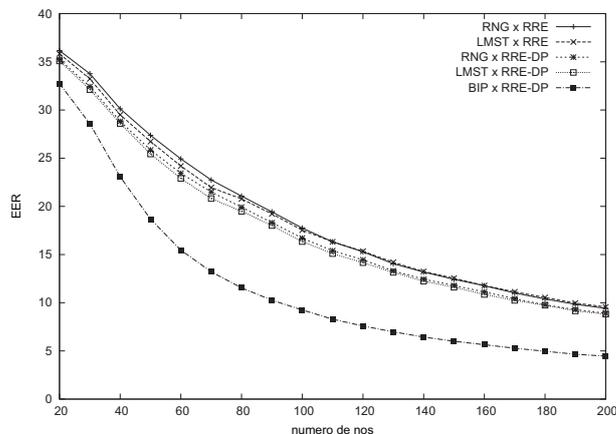


Figura 5. Custo relativo para os protocolos RNG \times RRE, LMST \times RRE, LMST \times RRE-DP, RNG \times RRE-DP e BIP \times RRE-DP variando o número de nós. Foi utilizado tamanho da *record list* igual a $\rho = 10$.

geram 54 possíveis protocolos. Dentre os 6 algoritmos de roteamento estudados, 2 foram propostos neste trabalho o *Record Route Elimination* (RRE) e o *Record Route Elimination with Distance Prediction* (RRE-DP). O RRE e o RRE-DP apresentaram capacidade de redução expressiva no consumo de energia em todos os mecanismos de controles de topologia estudados, inclusive no BIP, que é considerado um dos mais eficientes protocolos para *broadcast*.

Como explicado na seção 2, o BIP é um protocolo que utiliza informações globais, o que torna difícil de mantê-lo caso haja mudanças na topologia. Por isso, outros controles de topologias foram simulados para comparar com o BIP. Dentre eles, destacam-se o RNG e o LMST por serem controles locais. Utilizando estes dois controles aplicados aos algoritmos propostos, RRE e RRE-DP, observa-se um ganho significativo em termos de custo de energia se comparados a outros protocolos.

Em relação ao tamanho ρ da *record list*, o estudo permite concluir que, exceto para o UDG, o valor $\rho = 10$ gera um custo bastante próximo do mínimo que o protocolo consegue atingir. Sendo assim, limita-se o espaço necessário para armazenar a *record list* e viabiliza-se a implementação do mesmo em um cenário real.

Como trabalhos futuros, pretende-se analisar topologias específicas, tais como em circunferências e em espiral. Além disso, outros controles de topologias podem ser aplicados, tais como os encadeamentos entre Yao Graph e Gabriel Graph, assim como o *Localized BIP* (LBIP) [Ingelrest et al. 2004a] e o *Multipoint Relay* (MPR) introduzido no protocolo *Optimized Link State Routing Protocol* (OLSR) [Jacquet et al. 2002, Lin et al. 2010]. Outros critérios também podem ser avaliados, como o tempo total de inundação e tolerância a falhas.

Referências

Basagni, S., Conti, M., Giordano, S., and Stojmenovic, I. (2004). *Mobile Ad Hoc Networking*. A John Wiley & Sons, Inc., Publication, River Street, Hoboken, NJ, USA.

- Cartigny, J., Ingelrest, F., Simplot-Ryl, D., and Stojmenovic, I. (2005). Localized LMST and RNG based minimum-energy broadcast protocols in ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 3(1):1–16.
- Cartigny, J., Simplot, D., and Stojmenovic, I. (2003). Localized minimum-energy broadcasting in ad-hoc networks. In *INFOCOM*.
- Egecioglu, O. and Gonzalez, T. F. (2001). Minimum-energy broadcast in simple graphs with limited node power.
- Ingelrest, F., Ingelrest, F., Simplot-ryl, D., Simplot-ryl, D., and Systèmes, T. R. E. (2004a). Localized broadcast incremental power protocol for wireless ad hoc networks.
- Ingelrest, F., Simplot-Ryl, D., and Stojmenovic, I. (2004b). Target transmission radius over LMST for energy-efficient broadcast protocol in ad hoc networks.
- Jacquet, P., Laouiti, A., Minet, P., and Viennot, L. (2002). Performance of multipoint relaying in ad hoc mobile routing protocols. In *Proceedings of the Second International IFIP-TC6 Networking Conference on Networking Technologies, Services, and Protocols; Performance of Computer and Communication Networks; and Mobile and Wireless Communications*, NETWORKING '02, pages 387–398, London, UK, UK. Springer-Verlag.
- Khadar, F. and Simplot-Ryl, D. (2009). Incremental power topology control protocol for wireless sensor networks. In *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2009 IEEE 20th International Symposium on*, pages 77 –81.
- Kirousis, Kranakis, Krizanc, and Pelc (2000). Power consumption in packet radio networks. *TCS: Theoretical Computer Science*, 243.
- Kirousis, L., Kranakis, E., Krizanc, D., and Pelc, A. (1997). Power consumption in packet radio networks. In *Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science (STACS)*.
- Li, X.-Y., Calinescu, G., and Wan, P.-J. (2002). Distributed construction of planar spanner and routing for ad hoc wireless networks. In *INFOCOM*.
- Lin, T.-H., Chao, H.-C., and Woungang, I. (2010). An enhanced mpr-based solution for flooding of broadcast messages in olsr wireless ad hoc networks. *Mob. Inf. Syst.*, 6:249–257.
- Perkins, C. and Bhagwat, P. (1994). Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers. In *ACM SIGCOMM'94 Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications*, pages 234–244.
- Stojmenovic, I. and Wu, J. (2004). Broadcasting and activity-scheduling in ad hoc networks. pages 205–229.
- Sun, C. P. (1997). Ad-hoc on-demand distance vector routing. pages 90–100.
- Toh, C.-K. (1996). Novel distributed routing protocol to support ad-hoc mobile computing. *Conference Proceedings - International Phoenix Conference on Computers and Communications*, pages 480–486.
- Wieselthier, J. E. and Nguyen, G. D. (2000). On the construction of energy-efficient broadcast and multicast trees in wireless networks.