O Problema do Broadcast com Custo Mínimo de Energia em Redes Sem Fio (MBC) *

Luciano Bertini Max do Val Machado
Universidade Federal de Minas Gerais
Departamento de Ciência da Computação
e-mail:{bertini,maxm}@dcc.ufmg.br

21 de Agosto de 2003

Resumo

Este trabalho tem como objetivo comparar heurísticas para o problema do broadcast com custo mínimo de energia (MBC). O MBC já foi provado pertencer à classe NP-Completo, contudo, desenvolveu-se aqui uma nova prova reduzindo o problema da árvore de Steiner para o MBC. A contribuição deste artigo são as propostas de trabalhos futuros, principalmente, considerando o problema estudado para o ambiente das redes de sensores sem fio (RSSF). Isto porque as heurísticas existentes na literatura efetuam uma série de restrições que as torna inviáveis para as RSSF.

Palavras-chave broadcast, consumo mínimo, redes ad hoc, redes de sensores

1 Introdução

Redes móveis ad hoc são redes peer-to-peer, sem um servidor centralizado, que são configuradas temporariamente para alcançar alguma necessidade imediata [8]. Por exemplo, um grupo de empresários, cada um com um laptop ou palmtop, podem reunir-se em uma sala de conferência para um encontro de negócios. Os computadores são interconectados em uma rede temporária apenas para a duração do encontro.

Um complicador existente nas redes ad hoc é o fato de que cada dispositivo móvel utiliza baterias para o seu funcionamento, que precisam ter uma longa vida. Muitas pesquisas têm sido feitas para aumentar o tempo de vida das baterias ou diminuir o consumo do hardware, contudo, é possível também desenvolver algoritmos que tenham como premissa otimizar o consumo de energia. Este artigo aborda um tema importante para as redes sem fio: o broadcast, apresentando algoritmos que otimizam o consumo de energia. No broadcast em redes ad hoc, cada nodo pode transmitir em diferentes níveis de energia, e assim alcançar diferentes nodos vizinhos. Para se obter um consumo total mínimo de energia, dado um nodo origem r, deve-se em encontrar uma certa combinação de potências de transmissão dos nodos da rede, de forma que todos recebam a mensagem enviada por r e a energia total despendida seja mínima. Este problema é conhecido como o problema do broadcast de energia mínima, o qual demonstra ser computacionalmente difícil de ser resolvido, ou melhor, é um problema intratável, sendo necessário o uso de algoritmos aproximados para a sua solução. De fato, o problema já foi mostrado ser NP-completo por vários estudos [1, 6, 10].

Um estudo comparativo entre as técnicas conhecidas e consagradas de broadcast em redes ad hoc foi apresentado em [13]. O broadcast é quase sempre necessário nas redes ad hoc, por exemplo, muitos protocolos de roteamento unicast, tal como o Dynamic Source Routing (DSR), ou o Ad Hoc On Demand Distance Vector (AODV), usam broadcast para estabelecer a rota. Atualmente, uma grande parte destes protocolos são baseados em "flooding". Nesta técnica, sempre que um nodo recebe um pacote o mesmo o transmite para todos seus vizinhos, logo, a propagação de um simples pacote causa uma onda considerável de propagação do pacote por toda a rede. Observa-se então, o congestionamento da rede e, principalmente, um desperdício atenuo de energia.

Este artigo está organizado como segue. A seção 2 vai apresentar formalmente o problema do broadcast com custo mínimo de energia e mostrar uma prova, fundamentada na teoria da complexidade, da

*Este trabalho está disponível on-line nos endereços: http://www.dcc.ufmg.br/~bertini/paa/mbc/ e http://www.dcc.ufmg.br/~maxm/disciplinas/paa/seminario/mbc/

NP-completude do problema. A seção 3 mostra algumas heurísticas já apresentadas na literatura. A seção 4 apresenta resultados experimentais dos algoritmos apresentados na seção anterior. Finalmente na seção 5 são apresentadas as conclusões e propostas de trabalhos futuros.

2 Complexidade

O problema de se encontrar uma árvore de broadcast com gasto mínimo de energia em uma rede ad hoc não pode ser resolvido em tempo polinomial, exceto se $P = NP$. Por exemplo, quando um nodo pode alcançar qualquer outro nodo com a potência máxima, o número de possíveis árvores de broadcast cresce exponencialmente com o numero de nodos. Esse fato pode ser percebido facilmente se for associado a cada nodo uma variável binária, que indica se o nodo transmite ou não, e em seguida calcula-se todas as combinações de transmissores possíveis, resultando em $O\left(2^n\right)$. O problema fica ainda mais difícil se cada nodo puder transmitir com k possíveis níveis de energia, resultando $O\left(k^n\right)$. E se o transmissor puder ajustar o nível de energia em uma escala infinita, resulta em um problema que ainda está em aberto [6].

Para a caracterização do problema, deve-se considerar que o custo de transmissão (ou seja, a energia necessária) entre dois nodos i e j é ditado pela distância entre os nodos e características do meio. O custo c_{ij} entre dois nodos i e j é dado por $c_{ij} = kd_{ij}^{\alpha}$ onde $k \in \Re$ é uma constante dependente do meio, d_{ij} a distância entre i e j e α é o expoente de perda de propagação, que geralmente apresenta valores entre 2 e 5. Esta instância do problema do broadcast com custo mínimo de energia é geralmente conhecido como Minimum Broadcast Cover (MBC) [1]. Para provar a NP-completude, é necessário formular um problema de decisão relativo ao MBC, que será feito como segue.

MINIMUM BROADCAST COVER (MBC)
INSTÂNCIA: Um conjunto de nodos V no plano, um conjunto P com todos os níveis de potência ao qual um nodo pode transmitir, uma constante $k \in \Re$, custos dos vértices $c_{ij} = kd_{ij}^{\alpha}$, onde d_{ij} é a distância euclideana entre i e j, uma constante real $\alpha \in [2..5]$, um nodo origem r pertencente a V, um operador de atribuição $p_i^v : V(G) \rightarrow P$ e uma constante $B \in \Re$.
QUESTÃO: Existe um vetor de atribuição de potências $A = \left[p_1^v, p_2^v, \ldots, p_{|V|}^v\right]$ que seja capaz de gerar um grafo direcionado $G = (V, E)$, com uma aresta do nodo i ao nodo j se e somente se $c_{ij} \leq p_i^v$, de modo que qualquer nodo de V é alcançável a partir de r e tal que $\sum_{i \subset V} p_i^v \leq B$?

A prova da NP-completude do problema MBC será obtida através de uma redução ao problema da árvore de Steiner [6], um problema já provado ser NP-completo [3].

STEINER TREE (ST)
INSTÂNCIA: Um grafo $G = (V, E)$, um peso $w(e) \in Z_0^+$ para cada $e \in E$, um subconjunto $R \subseteq V$ e um limite inteiro positivo B.
QUESTÃO: existe uma sub-árvore de G que inclui todos os vértices de R e tal que a soma dos pesos das arestas na sub-árvore não seja maior que B?

A transformação polinomial será obtida através de um grafo auxiliar de modo que a solução do problema ST no grafo auxiliar seja também uma solução para o problema MBC no grafo original, que representa a rede ad hoc. O grafo auxiliar é construído como segue.

Para cada nodo S_i, sejam $w_{i,1}, w_{i,2}, \ldots, w_{i,k}$ os k níveis de energia, em ordem crescente, que o nodo S_i pode transmitir. Um componente $G_i = (V_i, E_i)$ para S_i é construído como mostra a figura 1, $V_i = \{s_i, v_{i,1}, v_{i,2}, \ldots, v_{i,k}\}$ e $E_i = \{\langle s_i, v_{i,l}\rangle : 1 \leq l \leq k\}$, onde s_i representa o nodo S_i, $v_{i,l}$ representa o nodo i transmitindo com nível de energia l, a aresta direcionada de s_i até $v_{i,l}$ representa o nível de energia l e o peso atribuído a essa aresta é a potência $w_{i,l}$, com $1 \leq l \leq k$.

Utilizando o componente criado, o grafo $G = (V, E)$ é obtido fazendo $V = \bigcup_{i=1}^{n} V_i$, $E = \bigcup_{i=1}^{n} E_i \bigcup E_{dist}$, onde E_{dist} é o conjunto das arestas entre nodos de diferentes componentes, definido da seguinte maneira: seja $d(S_i, S_j)$ a distância entre dois nodos S_i e S_j, com $i \neq j$. Se S_i usa uma potência $w_{i,l}$ no nível l para transmitir uma mensagem e S_j é capaz de receber a mensagem, então existe uma aresta $\langle v_{i,l}, s_j\rangle$ em E_{dist} com peso zero.

A utilização da aresta de peso zero interligando todos os subgrafos componentes gera uma árvore composta pelos vértices s_i, que são na verdade os nodos da rede ad hoc, e pelos vértices $v_{i,l}$, que são vértces

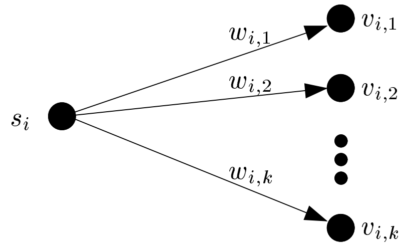


Figura 1: Componente $G_i = (V_i, E_i)$ para o nodo S_i

auxiliares. No problema ST, deve-se encontrar uma sub-árvore de menor custo contendo todos os vértices de um subconjunto R de V. Neste caso, R é o conjunto dos vértices s_i, ou seja, de todos os nodos da rede ad hoc. A sub-árvore de menor custo conterá somente as arestas $w_{i,l}$ de custo mínimo necessário para cubrir todo o conjunto R. Portanto, uma solução do problema ST no grafo criado a partir do grafo da rede ad hoc, é também uma solução para o problema MBC. Como a transformação descrita acima pode ser realizada em tempo polinomial, o problema MBC é NP-completo.

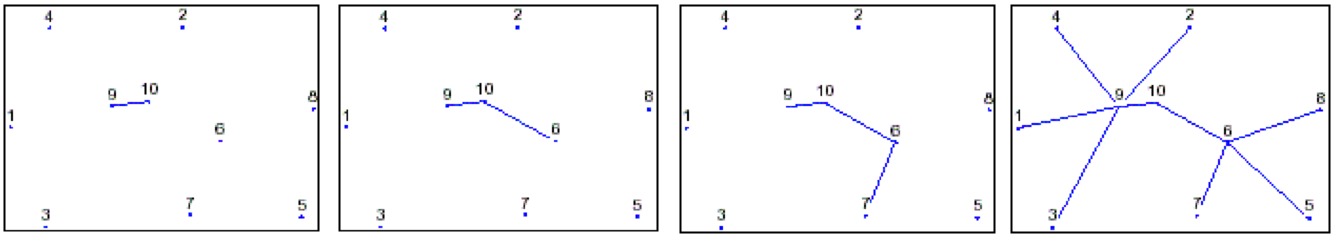
3 Heurísticas

O MBC vem sendo muito estudado na literatura [11, 1, 6, 2, 4, 5, 9, 10, 12, 13]. Conforme mostrado na seção 2 o mesmo é um problema NP-Completo, consequentemente, a maior parte dos trabalhos relacionados ao mesmo consistem em heurísticas para a sua solução. Desta forma, o objetivo desta seção é apresentar algumas destas aproximações propostas na literatura. Contudo, antes, é importante recordar uma vantagem do broadcast em ambientes sem fio utilizada pela maior parte dos algoritmos. A mesma é conhecida como Wireless Multicast Advantage (WMA) e significa que qualquer transmissão efetuada por um nodo pode ser escutada por todos os vizinhos do mesmo.

Wieselthier et al propõem três heurísticas para o MBC: o BLU (Broadcast Least-Unicast-cost), o BLiMST (Broadcast Link-Base Minimum-cost Spanning Tree) e o BIP (Broadcast Incremental Power). O BLU efetua a sobreposição de caminhos unicast ótimos, sendo cada um deles obtidos usando Disjkstra ou Bellman-ford, para tentar obter a árvore de broadcast. Consequentemente, por utilizar apenas informações locais o mesmo não tem uma visão da árvore como um todo. O BLiMST é baseado no algoritmo de Prim para AGM (árvore geradora mínima) e considera as arestas como sendo os alcances dos nodos. Destaca-se que este algoritmo não utiliza a WMA. O BIP, que segundo [11] é a grande contribuição de seu trabalho, determina a árvore de broadcast a partir de um nodo origem. Para isso, ele procura qual nodo pode ser alcançado com o menor custo a partir da origem. Depois, a partir da árvore, ele identifica qual nodo não descoberto pode ser alcançado sempre com o menor custo. O BIP também pode alterar dinamicamente o alcance dos nodos caso exista a possibilidade de alcançar um nodo não descoberto com um menor custo. Destaca-se que o BIP opera de forma similar ao algoritmo de Prim sob o ponto de vista da inserção de um nodo por interação. Contudo, aquele pode alterar dinamicamente o alcance dos nodos. A figura 2 ilustra o comportamento do BIP.

Em [11], os autores afirmam que, sendo n o número de nodos da rede, a complexidade do BLU (utilizando Disjkstra) é $O\left(n^2\right)$, a do BLiMST é $O\left(n^3\right)$ e a do BIP é $O\left(n^2\right)$. Os autores ainda afirmam que o desempenho desses algoritmos pode ser melhorado. Para isso, após a execução dos mesmos um outro algoritmo deve ser executado para verificar a possibilidade de otimizações na solução encontrada. Um exemplo da aplicação desta técnica seria na figura 2(d) em que o alcance do nodo 10 pode ser reduzido para alcançar apenas o nodo 9. Isso porque o nodo 6 encontra-se dentro da faixa de transmissão de 9.

Calij et al apresentam em [1] o EWMA (Embedded Wireless Multicast Advantage) uma heurística para o MBC. O algoritmo é dividido em duas fases: inicialização e execução. Na primeira, determina-se uma solução inicial que satisfaça apenas a condição do broadcast, sem contudo, se preocupar especificamente com o menor custo. Esta consiste na AGM e não utiliza a WMA. Na segunda fase, o EWMA efetua diversas inserções e remoções de galhos para diminuir a energia do broadcast. O critério utilizado para avaliar as soluções é denominado ganho e consiste na diferença de energia obtida entre as trocas de galhos.



(a) Step 1: 10 ⟶ 9 (b) Step 2: 10 ⟶ 6 (c) Step 3: 6 ⟶ 7 (d) final tree

Figura 2: Exemplo BIP em (a), (b) e (c) verificam-se os três primeiros passos do algoritmo; (d) representa o último passo. Entre (c) e (d) os outros passos foram: $6 \rightarrow 9$, $9 \rightarrow 1$, $9 \rightarrow 3$, $9 \rightarrow 4$ e $9 \rightarrow 2$.

A segunda fase do EWMA consiste em transformar nodos transmissores em nodos folhas para obter ganhos positivos de energia. Quando um transmissor vira folha, esse deve ser alcançado por outro transmissor, mesmo que para isso, seja necessário aumentar o alcance do outro transmissor. Além disto, todos os filhos de um nodo excluído (nodo que inicialmente era transmissor, contudo, durante execução do algoritmo virou folha) também devem ser alcançados por algum dos transmissores restantes. A figura 3 mostra um exemplo da execução do EWMA. Em (a), observa-se a AGM (energia consumida igual a 23 unidades) em que os nodos 1, 6, 8, 9 e 10 (origem) são transmissores e os demais são folhas. Neste ponto inicia-se a execução da segunda fase com a identificação da possibilidade de se alterar o nodo 8 para o estado de excluído. Logo, o alcance de 10 é aumentado em onze unidades para que ele alcance os filhos do 8 (2 e 5). Devido a WMA, isso faz com que o nodo 10 alcance outros nodos (1, 2, 4, 5 e 7). Consequentemente, os nodos 6 e 9 também viram folhas. Como não existe ganho se o nodo 10 alcançar o 3 diretamente, o nodo 1 permanece como transmissor. Ao final, a energia consumida é de 17 unidades obtidas através da exclusão das transmissões dos nodos 6, 8 e 9 (respectivamente 5, 4 e 8 unidades) e do aumento da transmissão de 10.

Em [1], os autores efetuam uma análise de complexidade do EWMA. Sendo d o grau máximo de um nodo e m o total de transmissores, a ordem do algoritmo é $O\left(d^4 m^2\right)$.

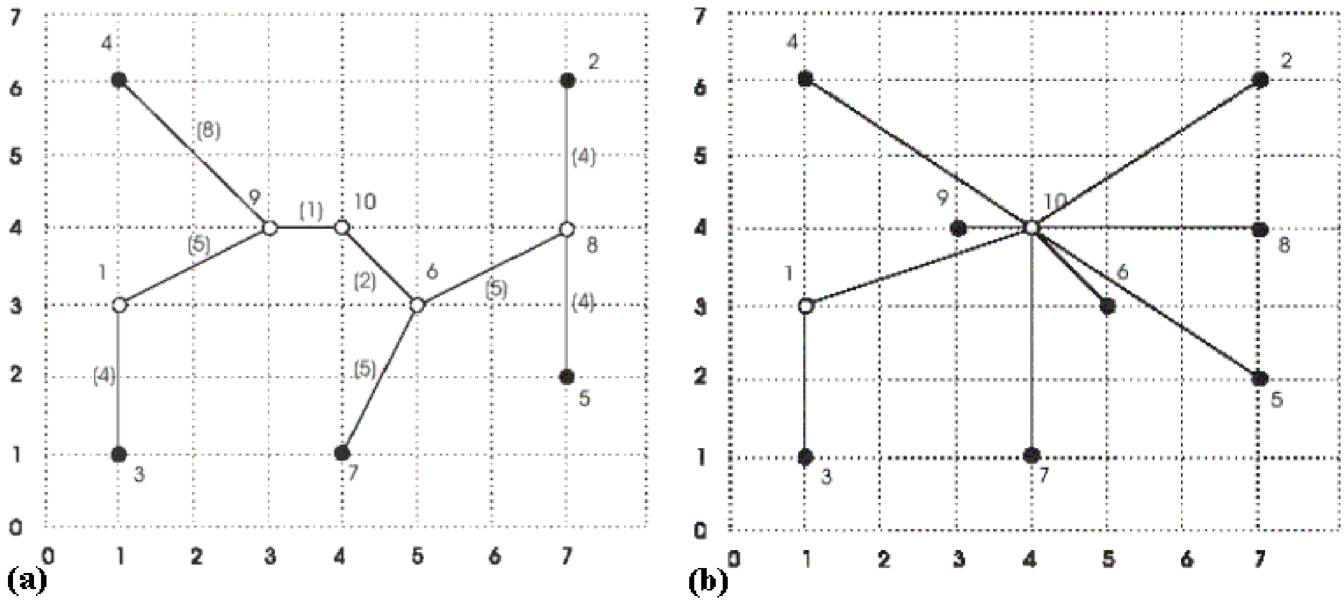


Figura 3: Resultados do EWMA (a) primeira fase e (b) segunda fase

Li e Nikolaids mostram em [5] o IMBM (Interactive Maximum Branch Minimization), outra heurística para o MBC que é dividida em duas fases: inicialização e execução. Na primeira, o algoritmo constrói a basic broadcast tree (BBT) uma árvore em que a origem apresenta uma aresta para cada nodo (ver figura 4(a)). Na segunda fase, o IMBM efetua diversas inserções e remoções de galhos com o objetivo de minimizar a energia do broadcast.

A segunda fase do IMBM utiliza três operações fundamentais: (i) Maximum Branch Replacement (MBR) em que um galho existente entre dois transmissores i e j pode ser substituído por dois outros galhos (um entre i e k e outro entre k e j) se $(d_{i,k}^{\alpha} + d_{i,k}^{\alpha}) < d_{i,j}^{\alpha}$. Em outras palavras o galho pode ser substituído se a energia gasta por ele for maior que a soma da dos outros dois. Conforme mencionado na secção 2, α é uma constante do ambiente. (ii) A Recursive Omini-directional Check (ROC) é uma operação relacionada a WMA. Esta operação afirma que se existir algum nodo w filho de i que se encontre dentro do alcance de k (sendo i e k nodos da operação anterior), então o galho entre i e w deve ser substituído por dois outros (um entre i e k, e outro entre k e w). (iii) Caso o algoritmo aplique as duas operações anteriores em um par de nodos da árvore e a energia gasta aumente, então as operações devem ser desfeitas. Caso contrário, obtém-se uma melhora na solução obtida. As operações descritas devem ser repetidas várias vezes até que se tenha uma solução aceitável. Destaca-se a existência de um trade-off denominado de Instância de Rede entre o número de execuções e a eficiência (ver figura 4).

Segundo [5], o IMBM pode ser executado na teoria em $\frac{n(n-1)}{2}$ Interações de Rede. Consequentemente, sua ordem de complexidade é igual a $O\left(n^3\right)$. Os autores ainda afirmam que o desempenho do algoritmo pode ser acelerado se for efetuada uma pré-computação armazenando os valores de energia entre dois nodos quaisquer em uma matriz.

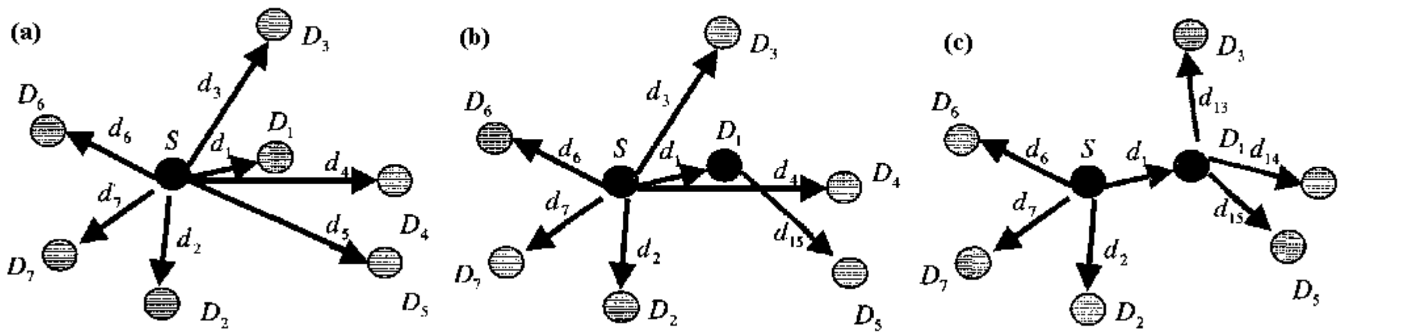


Figura 4: Exemplo IMBM. Em (a) nota-se a BBT com o galho d_5 sendo o MBR. Em (b), d_5 é substituído por d_1 e $d_{1,5}$. Após esta operação, nota-se que a ROC pode ser aplicada respectivamente em d_4 e d_3. Em (c), d_4 e d_3 são respectivamente substituídos pelo pares (d_1 e $d_{1,4}$) e (d_1 e $d_{1,3}$)

4 Resultados Experimentais

Os resultados apresentados a seguir foram mostrados em [11, 1, 5] e os algoritmos utilizados foram respectivamente: BLU, BLiMST e BIP; EWMA e BIP; IMBM e BIP. O modelo de simulação adotado nos três foi baseado no proposto em [11].

No modelo definiu-se que os nodos seriam estáticos, distribuídos aleatoriamente e o radio de cada um deveria alcançar toda a rede. O número de nodos variou entre 10, 30, 50 e 100. A origem de um broadcast era escolhida de forma randômica. Os resultados apresentados nos três trabalhos foram normalizados, ou seja, cada resultado foi dividido pelo melhor valor encontrado para uma dada entrada e este último valor foi apresentado. Para as redes com 10 nodos utilizou-se o algoritmo de força bruta para obter a solução ótima; por ser um problema NP-Completo, o mesmo não foi efetuado para redes com mais nodos.

Os resultados obtidos em [11] são apresentados na figura 5. Cada resultado deste trabalho foi obtido a partir de 100 simulações para cada conjunto de entradas de simulação existente. Analisando os resultados, verifica-se que o BIP apresentou em praticamente todos os casos o melhor desempenho. O BLiMST foi superior ao BLU para as redes com 100 nodos. Tais resultados já eram esperados porque o BIP utiliza conceitos similares aos do BLiMST (ver seção anterior), contudo mais refinados. A superioridade do BLU sobre o BLiMST nas simulações com menos nodos ocorreu porque aquele utiliza caminhos unicasts ótimos, logo, menos nodos significa menor possibilidades de erro.

Os principais resultados apresentados em [1] são mostrados na figura 6. Tais resultados foram obtidos a partir de 100 simulações para cada conjunto de entrada, e depois, para cada um destes foi obtido um

(a)

α	BLU	BLiMST	BIP
2	1.1388; 0.0270	1.1987; 0.0471	1.1049; 0.0145
4	1.0473; 0.0098	1.0474; 0.0128	1.0229; 0.0050

(b)

α	BLU	BLiMST	BIP
2	1.1456; 0.0040	1.0676; 0.0019	1.0010; 0.0000
4	1.1615; 0.0105	1.0232; 0.0006	1.0016; 0.0000

(c)

α	BLU	BLiMST	BIP
2	12.348 (10.149 / 14.926)	11.514 (9.762 / 13.323)	10.802 (9.004 / 12.592)
4	3.792 (2.530/ 9.436)	3.351 (2.239 / 9.373)	3.282 (2.188 / 9.325)

(d)

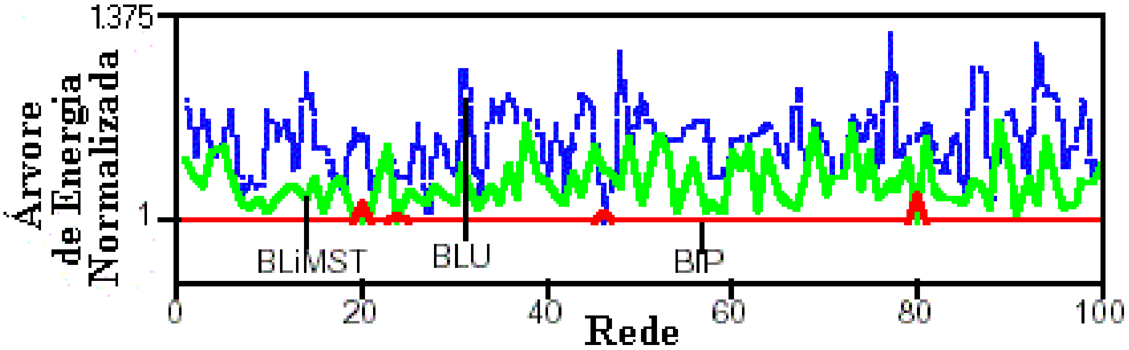


Figura 5: Resultados obtidos em [11] para a árvore de energia normalizada das 100 simulações. (a) média e variância, com 10 nodos. (b) média e variância, com 100 nodos. (c) média, melhor solução e pior solução, com 100 nodos. (d) rede com 100 nodos e $\alpha = 2$.

resultado único utilizando um intervalo de confiança de 95%. Analisando os resultados, verifica-se: (i) o desempenho do EWMA foi superior aos demais em praticamente todos os casos; (ii) a medida que a constante de ambiente α aumenta, o desempenho dos algoritmos se aproxima. Destaca-se que o algoritmo MST utilizado em [11] tem o mesmo principio que o utilizado em [1] com o nome de BLiMST.

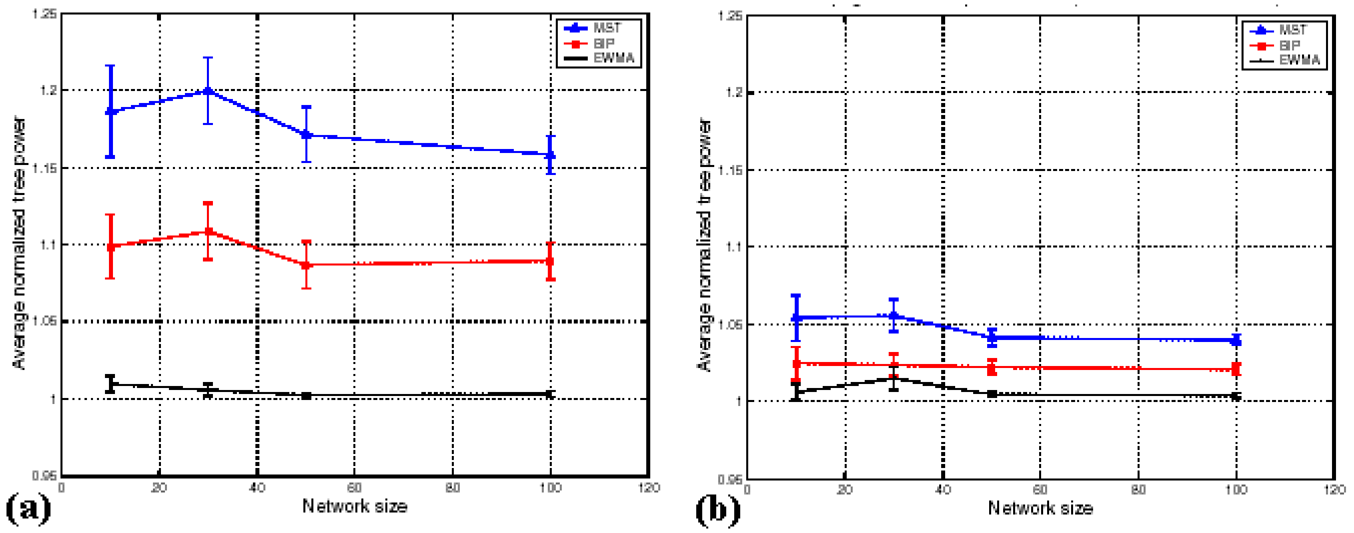


Figura 6: Árvore de energia normalizada para o EWMA, sendo em (a) $\alpha = 2$ e em (b) $\alpha = 4$

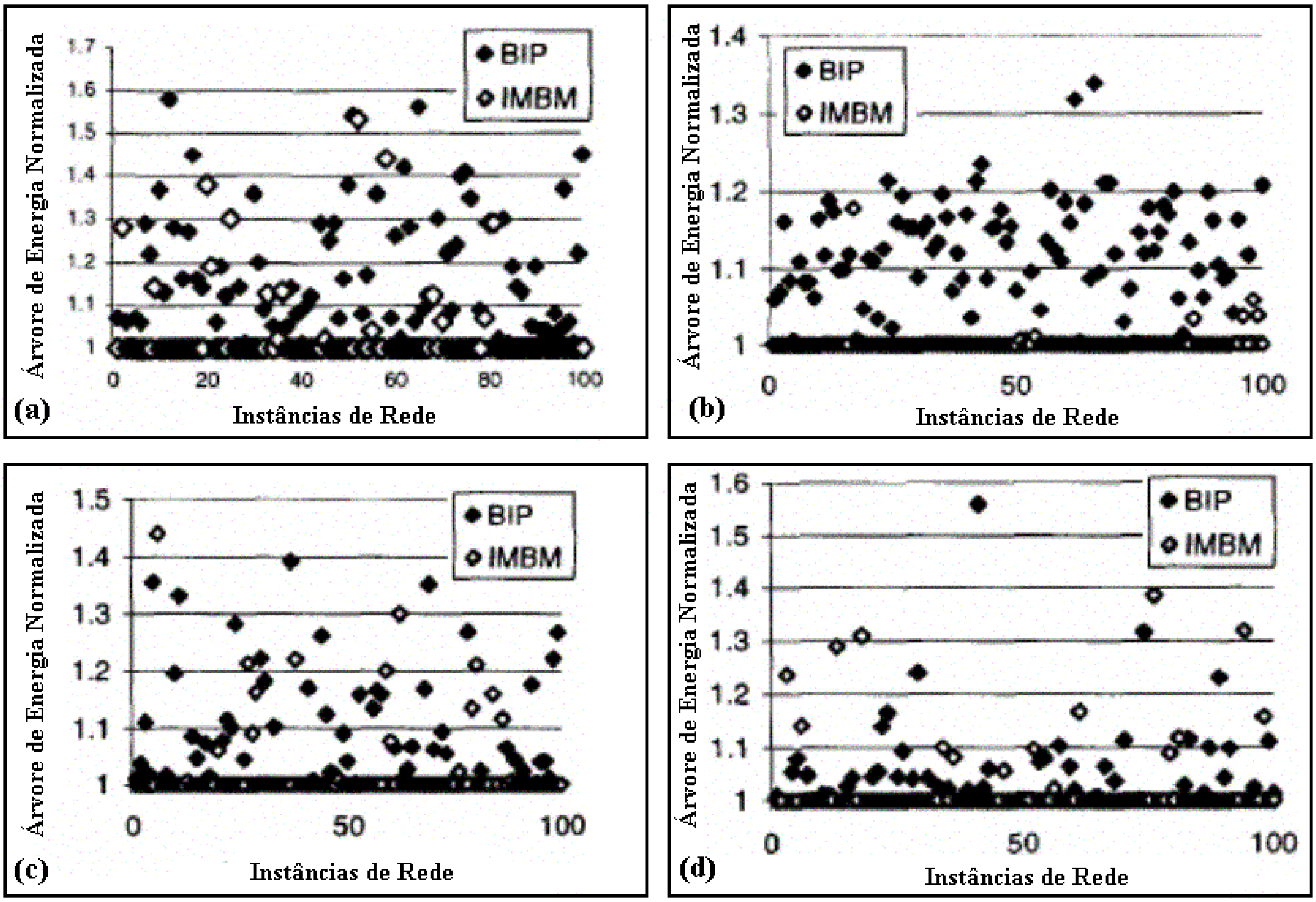


Figura 7: Árvore de broadcast normalizada para o IMBM e o BIP variando a instância de rede. (a) $n = 10$ e $\alpha = 2$; (b) $n = 100$ e $\alpha = 2$; (c) $n = 10$ e $\alpha = 3$; (c) $n = 10$ e $\alpha = 4$;

Os principais resultados apresentados em [5] são sintetizados na figura 7. Analisando a mesma, verifica-se que o IMBM apresentou na maior parte das vezes resultados superiores aos do BIP. Comparando (a) e (b) observa-se que para a rede com mais nodos o IMBM apresentou resultados mais expressivos em relação ao BIP (ver que os pontos claros são mais dispersos em (a) que em (b)). Analisando (a), (c) e (d) verifica-se que a superioridade do IMBM em relação ao BIP é minimizada a medida que a constante de ambiente α aumenta.

5 Conclusões e Trabalhos Futuros

O presente trabalho comparou heurísticas existentes para o MBC. Este já foi provado pertencer à classe NP-Completo, contudo, desenvolveu-se aqui uma nova prova reduzindo o problema da árvore de Steiner para o MBC.

O trabalho mostrou alguns resultados apresentados em [11, 1, 5] que comparam respectivamente as seguintes heurísticas: BLU, BLiMST e BIP; EWMA e BIP; IMBM e BIP. Nas comparações realizadas em [11], o BIP apresentou o melhor desempenho; contudo em [1] e em [5] o BIP foi superado respectivamente pelos algoritmos EWMA e IMBM. A primeira proposta de trabalho futuro consiste em efetuar uma comparação entre ambos os algoritmos.

Outra proposta de trabalho futuro seria considerar uma instância do MBC para o ambiente de redes de sensores sem fio (RSSF) [7]. Tal trabalho é extremamente interessante uma vez que os trabalhos existentes na literatura estão focados unicamente no MBC, e consequentemente, efetuam uma série de restrições indispensáveis no ambiente em que se pretende desenvolver o trabalho. Entre estas restrições inclui-se a largura de banda e alcance dos nodos ilimitados.

Outra situação que a proposta ora mencionada pretende abordar é o consumo de energia que tais heurísticas apresentam. Não se encontrou nenhuma consideração relacionada ao custo de energia das heurísticas. Sabe-se que isso é fundamental porque em um ambiente como o das RSSF, a disposição da árvore de broadcast mínima será extremamente dinâmica, consequentemente, a heurística poderá ser acionada diversas vezes. Se o consumo dessa for elevado, o seu efeito será negativo.

A última consideração a respeito da proposta em questão, e talvez a parte mais importante de tal trabalho refere-se ao fato que nem sempre o broadcast com mínimo de energia é o mais interessante nas RSSF. Isso porque em muitas situações a energia de algumas áreas é mais importante que a de outras. Eventualmente pode-se propor uma nova versão do problema: o broadcast com consumo inteligente de energia para redes de sensores sem fio.

Referências

[1] Mario Cagalj, Jean-Pierre Hubaux, and Christian Enz. Minimum-energy broadcast in all-wireless networks: Np-completeness and distribution issues. In *ACM - Eighth annual international conference on Mobile computing and networking*, 2002.

[2] J. Cartigny, D. Simplot, and I. Stojmenovic. Localized minimum-energy broadcasting in ad-hoc networks. In *Proc. IEEE Infocom 2003*.

[3] M. R. Garey and D. S. Johnson. *Computers and Intractability – A Guide to the Theory of NP-Completeness*. Freeman, San Francisco, 1979.

[4] Mario Cagalj Jean-Pierre. Energy-efficient broadcasting in all-wireless networks.

[5] Fulu Li and Joanis Nikolaidis. On minimum-energy broadcasting in all-wireless networks. In *26th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN'01)*, Tampa, Florida, November 14–16 2001.

[6] Weifa Liang. Constructing Minimum-Energy Broadcast Trees In Wireless Ad Hoc Networks. In *The ACM Symposium on Mobile Adhoc Networking and Computing (MOBIHOC 2002)*, Lausanne, Switzerland, June 9–11 2002.

[7] Raquel Mini, A. Alfredo Loureiro, José Nogueira, and Linnyer Ruiz. Redes de sensores sem fio. In *XXI Jornada de Atualização em informática SBC*, Florianópolis, Santa Catarina, Brasil, 2002.

[8] William Stallings. *Wireless Communications and Networks*. Prentice Hall, New Jersey, 2002.

[9] Ivan Stojmenovic, Mahtab Seddigh, and Jovisa Zunic. Dominating sets and neighbor elimination-based broadcasting algorithms in wireless networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 13(1):14–25, 2002.

[10] Peng-Jun Wan, Gruia Calinescu, Xiangyang Li, and Ophir Frieder. Minimum-energy broadcast routing in static ad hoc wireless networks. In *IEEE INFOCOM*, pages 1162–1171, Anchorage, Alaska, 2001.

[11] J. E. Wieselthier, G. D. Nguyen, and A. Ephremides. On the construction of energy-efficient broadcast and multicast trees in ad hoc wireless networks. In *IEEE INFOCOM*, pages 586–594, Tel Aviv, Israel, 2000.

[12] Jeffrey E. Wieselthier, Gam D. Nguyen, and Anthony Ephremides. Algorithms for Energy-Efficient Multicasting in Static Ad Hoc Wireless Networks. *Mobile Networks and Applications*, 6(3):251–263, June 2001.

[13] B. Williams and T. Camp. Comparison of broadcasting techniques for mobile ad hoc networks. In *Proceedings of the ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC)*, pages 194–205, 2002.