

# ICA: Um Novo Algoritmo de Roteamento para Redes de Sensores

Eduardo Habib B. Maia<sup>1</sup>, Daniel Câmara<sup>2</sup>, Antonio Alfredo F. Loureiro<sup>1</sup>

<sup>1</sup>Departamento de Ciência da Computação Universidade Federal de Minas Gerais  
Caixa Postal 702 - 30123-970 Belo Horizonte, MG, Brasil

<sup>2</sup> Department of Computer Science† University of Maryland  
A. V. Williams Building College Park, Maryland, 20742, USA  
{habib,loureiro}@dcc.ufmg.br, danielc@cs.umd.edu

**Abstract.** *This paper presents the Inter Cluster Routing Algorithm (ICA), a new and efficient routing algorithm for wireless sensor networks based on Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy (LEACH) [3]. The proposed algorithm, when compared with LEACH and LEACH-C[1], presents not only higher network lifetime but also higher number of sent messages. The energy maps show also that ICA presents a better energy distribution and degradation, when compared to LEACH and LEACH-C. ICA is indicated to sensor networks that collect data periodically and in which the network lifetime is an important parameter.*

**Resumo.** *Este artigo apresenta um novo e eficiente algoritmo de roteamento para redes de sensores sem fio chamado Inter Cluster Routing Algorithm (ICA) baseado no Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy (LEACH) [3]. O ICA foi desenvolvido para redes de sensores que coletam informações periodicamente durante o tempo de vida da rede. Para estes ambientes a longevidade da rede é normalmente um fator de extrema importância. Os resultados de simulações mostram que o ICA quando comparado ao LEACH e ao LEACH-C [1] apresenta não somente um tempo maior de vida da rede como também um maior número de pacotes transmitidos e uma distribuição mais homogênea do nível de energia na rede.*

## 1. Introdução

Este trabalho irá apresentar um novo algoritmo de roteamento para redes de sensores sem fio, chamado Inter Cluster Routing Algorithm (ICA). Este algoritmo é baseado em outro algoritmo de roteamento para redes de sensores sem fio (RSSF) chamado LEACH [1].

Redes de sensores sem fio são redes compostas por sensores, responsáveis por algum tipo de sensoriamento do ambiente onde estão inseridos, e uma ou mais estações rádio base (ERB), responsáveis por coletar estas informações de sensoriamento. Os elementos computacionais estão interligados através de meios não guiados. Existe uma grande variação nas características básicas destas redes como, por exemplo, número, capacidade e autonomia dos elementos interligados.

A arquitetura e protocolos projetados para RSSF são fortemente influenciados pelo tipo de dado e tráfego apresentados pela aplicação rodando na rede [4].

Para exemplificarmos como as características dos dados coletados exercem uma grande influência nos dados coletados, considere uma rede projetada para coletar dados de umidade em uma floresta. Agora considere outra rede, colocada na mesma floresta, somente que esta projetada para coletar focos de incêndio. As duas redes, mesmo que montadas no mesmo ambiente, e possivelmente com equipamentos parecidos, têm comportamento radicalmente diferentes.

Na primeira rede o processo de aquisição de informações é constante e o envio de tais informações é periódico. O padrão de tráfego é previsível, ou mesmo pode ser escalonado de forma a se conseguir o máximo de eficiência da rede e diminuir a possibilidade de colisão. Neste tipo de rede a maior preocupação, após a aquisição e entrega dos dados, é o aumento do tempo de vida da rede.

No segundo tipo de rede, projetada para detectar focos de incêndio, a aquisição de dados não pode ser prevista, nem os padrões de tráfego. Neste caso provavelmente mais de um sensor vai detectar o problema e transmitir o mesmo incidente ao mesmo tempo. Neste tipo de rede é fundamental que o dado seja transmitido o mais rápido possível. Isto se deve não somente a gravidade do evento, como também por que, devido as características do evento, provavelmente em pouco tempo tanto a integridade do sensor que o detectou o evento quanto da rede estarão comprometidas. Considerando estes fatos é difícil controlar congestionamento da rede ou colisão de pacotes. Uma vez que este tipo de rede detectou o evento que ela foi proposta para monitorar, não se tem grandes preocupações com seu tempo de vida.

Estes exemplos mostram como as RSSF podem ter comportamentos completamente diferentes apenas mudando o tipo de dados que elas se propõe a coletar. Desta forma o projeto da RSSF deve considerar o tipo de dados que ela coleta e como estes dados serão tratados. Sabendo disto, é difícil dizer que um protocolo é melhor que o outro. Tudo vai depender da aplicação de sensoriamento da RSSF. O que se pode dizer é que alguns protocolos se adaptam melhor a determinado tipo de rede que outros. Contudo isto não significa em hipótese alguma que este protocolo é melhor para todos os ambientes.

Este artigo está dividido da seguinte forma: a seção 2, trabalhos relacionados, apresenta o modo de funcionamento de dois dos mais importantes algoritmos de roteamento para RSSF o LEACH [3] e o LEACH-C [1]. A seção 3, apresenta o modo de funcionamento do ICA. A seção 4 apresenta uma comparação entre o algoritmo aqui proposto, o LEACH e o LEACH-C e a seção 5 apresenta as conclusões deste trabalho.

## **2. Trabalhos relacionados**

Esta seção apresenta o LEACH e o LEACH-C. Estes são não somente dois dos mais referenciados algoritmos de roteamento para redes de sensores, como também serviram de base para o desenvolvimento do ICA.

## **2.1. LEACH – Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy**

O LEACH (Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy) proposto por Heinzelman et. al. [3], é um algoritmo de roteamento hierárquico, auto-organizável e adaptativo.

No LEACH, os nodos se organizam em clusters com um nodo agindo como líder do grupo. Os nodos participantes do grupo enviam seus dados para o líder que se encarrega de enviar todos os dados do cluster diretamente para um nodo monitor, ou sink. Este nodo sink é o destino final de todas as informações geradas pela rede de sensores. Os nodos líderes têm um gasto de energia consideravelmente maior que os nodos normais, pois é ele que envia os dados do grupo a estação base (que geralmente está longe). Caso o nodo líder fosse escolhido de forma fixa, como ocorre em redes hierárquicas tradicionais, o tempo de vida destes nodos seria bem menor que o dos outros nodos da rede. Por este motivo o LEACH faz um rodízio aleatório de líderes a fim de não acabar com a energia de um único nodo. Esta técnica evita o surgimento de áreas descobertas na rede de sensores. O LEACH faz também a fusão de dados similares visando diminuir o número de dados enviados à estação base, pois a comunicação com a estação base possui um custo bem mais elevado, visto que os nodos sensores geralmente estão distantes da base, do que o gasto de energia com processamento.

Durante o processo de criação de clusters, um sensor se elege como líder de um grupo local com uma certa probabilidade. Estes líderes enviam uma mensagem para todos os outros sensores da rede informando que eles são os possíveis líderes. Cada nodo decide então qual o líder ele deseja seguir escolhendo pertencer àquele grupo em que será gasto a menor quantidade possível de energia na comunicação com o líder [3].

Depois que todos os nodos já estão organizados em grupos, cada líder cria uma agenda para cada nodo em seu grupo. Esta agenda tem duas motivações, a primeira é que permite que os nodos desliguem suas interfaces de rede e somente religuem pouco antes do momento que devem se comunicar com o seu líder. A segunda motivação é a tentativa de diminuir colisões de mensagens no meio não guiado.

A operação do LEACH é dividida em rounds onde cada round começa com uma fase de inicialização, quando os grupos são organizados, seguido por uma fase constante, quando a transferência de dados para a estação base ocorre. Para minimizar os custos, a fase constante é mais longa se comparada com a fase de inicialização.

### **2.1.1. Detalhes do Algoritmo**

Quando os grupos estão sendo criados, um determinado número de nodos  $P$  elegem-se como possíveis líderes. A decisão de se tornar um líder é feita escolhendo-se um número aleatório entre 0 e 1. Se o número gerado for menor do que um limite  $T(n)$  então o nodo se tornará um líder no grupo corrente. Os nodos que são líderes no round 0, não podem ser líderes novamente nos próximos  $1/P$  rounds. Assim, a probabilidade de um nodo que ainda não foi líder se tornar líder de grupo vai aumentando desde que existem menos nodos que podem ser elegíveis.

Os nodos decidem de qual grupo vão participar baseados na força do sinal recebido. Isso é feito porque é provavelmente este líder que se encontra mais perto e, portanto será o que exigirá o menor gasto de energia para a comunicação.

O líder de grupo recebe todas as mensagens dos nodos que gostariam de pertencer ao seu grupo. Baseado no número de nodos no grupo o líder cria uma agenda TDMA informando a cada nodo quando ele pode transmitir. Esta agenda é transmitida de volta aos nodos do grupo.

Assim que os grupos são criados e a agenda transmitida, a transmissão dos dados pode começar. Assumindo que os nodos sempre possuem dados a enviar eles o enviam ao líder durante o tempo alocado a ele para fazer esta transmissão.

## **2.2. LEACH-C – Low-Centralized Energy Adaptive Clustering Hierarchy**

O LEACH-C [1] é uma variação do LEACH [3] que centraliza as decisões de formação dos clusters. A maior vantagem desta abordagem centralizada é a criação mais eficiente de clusters distribuindo melhor os mesmos pela rede.

Cada nodo, na fase de inicialização da rede, envia sua posição geográfica e energia disponível para a ERB. Baseada nesta informação a estação, através de processos de simulated annealing, determina os clusters de forma centralizada. Quando os clusters, e seus cluster heads, são determinados, a ERB envia uma mensagem que contém o identificador do cluster head para cada nodo. Após isto os nodos agem como se utilizassem o LEACH original.

## **3. ICA – Inter Cluster Routing Algorithm**

O Inter Cluster Routing Algorithm é baseado no LEACH. O ICA foi idealizado para aumentar o tempo de vida e o número de pacotes enviados na rede.

No ICA, no início do processo a estação rádio base envia um broadcast para todos os nodos informando sua posição geográfica. Após isto os nodos sabem a posição geográfica da ERB e as suas próprias posições. Os nodos são agrupados em clusters e as regras de formação dos clusters são similares as do LEACH, a não ser pela decisão de qual cluster os nodos vão participar, que é dada pela proximidade dos cluster heads. O nodo vai participar do cluster em que o cluster head está mais próximo. Outra diferença é que quando um nodo se elege líder, ele envia para os nodos vizinhos a sua posição geográfica. Assim, os líderes mais próximos sabem onde está o nodo líder mais próximo, com o qual eles devem se comunicar. O processo de formação de clusters dissemina a informação da formação de clusters pelos clusters próximos.

No ICA os cluster-heads não enviam as mensagens diretamente para a ERB, ao invés disto eles enviam as mensagens para o cluster head mais próximo, na direção da ERB.

O ICA economiza energia enviando as mensagens ponto a ponto. Desta forma a quantidade de energia despendida por cada nodo da rede diminui e a quantidade de energia total da rede aumenta. Além do modelo energético apresentado por Heinzelman em [1], outra importante suposição é que se aplicarmos algoritmos tradicionais de roteamento multi-hop em redes de sensores, os nodos mais próximos da ERB irão morrer primeiro que os outros. Isto deverá ocorrer uma vez que estes nodos seriam responsáveis por re-enviar os dados de toda a rede para a ERB. Desta forma os nodos mais próximos a ERB gastarão mais energia que a média dos outros nodos da rede. Contudo neste cenário, caso estes nodos sejam desativados a rede inteira ficaria sem comunicação com a estação rádio base.

O LEACH resolve este problema fazendo com que cada cluster head transmita suas mensagens diretamente a ERB com apenas uma transmissão de alto custo. Embora os cluster heads mudem periodicamente para aumentar o tempo médio de vida da rede, a transmissão de dados tem uma relação quadrática com a distância. De acordo com o mesmo modelo de dissipação de energia apresentado em [3] temos que:

**Energia gasta na transmissão:**

$$E_{Tx}(k, d) = E_{Tx-elec}(k) + E_{Tx-amp}(k, d) \quad (1)$$

$$E_{Tx}(k, d) = E_{elec} * k + E_{amp} * k * d^2 \quad (2)$$

**Energia gasta na recepção:**

$$E_{Rx}(k) = E_{Rx-elec}(k) \quad (3)$$

$$E_{Rx}(k) = E_{elec} * k \quad (4)$$

**Onde:**

**k** = número de bits da mensagem

**d** = distância

**E<sub>tx elec</sub>** = Energia gasta na transmissão da mensagem

**E<sub>Rx elec</sub>** = Energia gasta na recepção da mensagem

**E<sub>Tx elec</sub>** = E<sub>Rx elec</sub> = E<sub>elec</sub> = Energia gasta nos circuitos do rádio.

**E<sub>amp</sub>** = Energia do amplificador de transmissão

Nossos experimentos utilizam este mesmo modelo de dissipação de energia. Através da fórmula (1) podemos observar que quanto mais distante o destino da comunicação maior é o volume de energia gasto na comunicação. Em contraste com os argumentos apresentados em [1] para a utilização de apenas uma comunicação de longa distância, o ICA economiza energia exatamente utilizando-se de várias comunicações de curta distância. Os nodos no ICA sabem a posição da ERB e o cluster head envia mensagens a ela somente quando não há outro cluster head na direção da ERB, ou quando este se recusa a agir como intermediário na entrega de pacotes. Uma vez que as mensagens sempre seguem em direção da ERB o pior caso, utilizado em [1] para justificar o funcionamento do LEACH não representa o comportamento do ICA.

Para evitar o problema da morte prematura dos nodos perto da ERB, os cluster heads no ICA podem se recusar a retransmitir mensagens de outros clusters para a ERB. Quando o cluster head percebe que está ficando sem energia ele para de re-rotear mensagens de outros clusters para a ERB. O cluster head para de agir como ponte na entrega de mensagens de outros clusters quando sua energia atinge o limite determinado pela fórmula:

$$E = \sqrt{d * NB}, \quad (5)$$

onde E é a mínima quantidade de energia que o nodo deve ter para agir como ponte, d é a distância entre o nodo e a ERB e NB é média entre o número de bytes transmitidos em mensagens passadas e o tamanho da mensagem atual. Com esta abordagem para o cálculo do número de bytes, o ICA avalia o histórico de dados transmitidos, mas dá maior peso a tendência atual nos tamanhos dos pacotes.

Quando ocorre uma recusa em retransmitir dados, o cluster head que requisitou o serviço envia a mensagem diretamente a ERB, da mesma forma como ocorre no LEACH.

Esta abordagem tenta impedir que os nodos próximos a ERB tenham sua energia esgotada prematuramente. A recusa em retransmitir dados tende a ocorrer de forma organizada, ou seja, os nodos mais próximos da ERB se recusarão a transmitir os dados antes dos nodos mais distantes. Isto ocorre por que os nodos são responsáveis por retransmitir dados de clusters que estão mais distantes que eles da ERB. Desta forma os nodos mais próximos da ERB retransmitem dados de toda a rede. Quando todos os cluster heads intermediários se recusarem a retransmitir os dados o ICA irá se comportar exatamente como o LEACH, ou seja, todos os cluster heads enviam mensagens diretamente para a ERB. Esta é a ultima fase do ICA, quando isto ocorre a rede já está próxima de seus últimos momentos de vida.

Com esta abordagem os nodos próximos a ERB que durante o processo normal de funcionamento da rede gastam mais energia, garantem a transmissão dos dados de seus próprios clusters a ERB. Por outro lado os nodos mais distantes, que gastaram relativamente menos energia durante o roteamento, agora irão utilizar esta energia economizada para enviar suas mensagens diretamente a ERB. Desta forma o ICA pretende aumentar o tempo de vida da rede como um todo.

Do ponto de vista do ICA o cenário ideal é quando a rede toda fica sem energia ao mesmo tempo. O algoritmo tenta alcançar uma degradação suave da energia da rede como um todo, não necessariamente nodo a nodo.

Karp descreve em [11] um sério problema para algoritmos geográficos gulosos que ele chama de void. O void é uma área sem nodos entre o nodo e a ERB. O ICA não sofre deste problema uma vez que se isto ocorrer o nodo irá enviar a mensagem diretamente para a ERB.

A colisão de dados é outro problema que pode afetar o LEACH. Enquanto um cluster head está enviando mensagens para a estação rádio base, nenhum outro cluster head pode enviar mensagens na mesma frequência. Isto não somente aumenta a latência das mensagens, como também a possibilidade de colisão.

Para evitar este problema no ICA os cluster heads não transmitem ao mesmo tempo. Após o inicio de cada round, que ocorre de forma síncrona na rede como um todo, os nodos no ICA enviam as mensagens de acordo com a fórmula

$$t = \sqrt{(1/d^2)} + q \quad (6).$$

Onde  $t$  é a base de tempo em que os nodos deveriam enviar mensagens, baseados no inicio do round,  $d$  é a distância entre o nodo e a ERB e  $q$  é o tamanho do round. Todos os nodos devem enviar seus pacotes em um tempo randômico que varia entre  $t$  e  $t+t/10$ . Este intervalo foi adicionado como forma de diminuir a possibilidade de colisão de dados entre cluster heads a mesma distância da ERB. Pode ser observado pela fórmula (6) que nodos mais distantes da ERB irão transmitir suas mensagens primeiro. Isto organiza o processo de envio de dados através da rede toda.

### 3.1. ICA pseudo código

```
For each node {
  For each round {
    roundStartTime = getTime();
    itIsClusterHead = DecidesIfItIsClusterHead();
    if (itIsClusterHead) {
```

```

advertiseClusterHead();
nodesInTheCluster = waitForNotifications();
schedule = createsAnSchedule(nodesInTheCluster);
advertiseSchedule(nodesInTheCluster, schedule);
// Data transmission phase
monitoredData = receiveMonitoredData(nodesInTheCluster);
transmissionTime = sqrt(1/distanceFromBS) + roundLength;
transmissionTime = transmissionTime + roundStartTime +
    rand(transmissionTime/10);
nextNode = findsTheNearestNodeInBSDirection();
scheduledTransmission(transmissionTime, nextNode,
    monitoredData);
averageMonitoredDataSize =
    (averageMonitoredDataSize + monitoredData) / 2;
// Data receiving phase
if (receivesDataRetransmissionRequest) {
    minimumEnergyLevel = sqrt(distanceFromBS *
        averageMonitoredDataSize);
    if (minimumEnergyLevel > actualEnergyLevel()) {
        nextNode = getsTheNearestNodeInBSDirection();
        retransmitData(nextNode, monitoredData);
    } else //can not act as bridge
        refusesRetransmitData();
}
} else { //if it is not a cluster head
    cluster = decidesToWhichClusterItIsMember();
    notifyClusterHead(cluster);
} //if the node is a cluster-head
} //for each round
} //for each node

```

## 4. Experimentos

Esta seção irá apresentar os experimentos realizados e os resultados obtidos com os mesmos.

### 4.1. Ambiente de Simulação

As simulações foram realizadas em dois computadores Pentium 4, 1.6GHz, 512MB RAM rodando no sistema operacional Debian Linux 3.0. O simulador utilizado foi o NS (Network Simulator) versão 2.1b9. Seis cenários diferentes foram criados para comparar os algoritmos. Os cenários variam em termos de número de nodos e dimensão da rede, são eles:

1. Rede 1: 50x50 com 50 nós.
2. Rede 2: 50x50 com 100 nós.
3. Rede 3: 50x50 com 200 nós.
4. Rede 4: 100x100 com 50 nós.
5. Rede 5 100x100 com 100 nós.
6. Rede 6 100x100 com 200 nós

Em todos os experimentos os nós foram colocados aleatoriamente no espaço da rede e para cada experimento os cenários variaram 33 vezes. O modelo de energia utilizado é o mesmo descrito em [2] e [3] e demonstrado nas fórmulas 1 a 4. Para os experimentos descritos neste artigo, os parâmetros de energia foram fixados com:  $E_{elec} = 50\text{nJ/bit}$  e  $E_{amp} = 100\text{ pJ/bit/m}^2$ . Nos experimentos, assim como em [1] e [3], os rádios dos nós podem controlar suas potências de transmissão de modo a consumir o mínimo de energia para atingir seu destino. Quando não estão em uso os rádios podem ser desligadas para economizar energia.

No início da simulação cada nó possui 1J de energia e no primeiro conjunto de experimentos a ERB se encontra no ponto origem, coordenadas (0,0). No segundo conjunto de experimentos a ERB está na posição (50,175) assim como [1]. Os outros parâmetros também seguem os valores adotados em [3]. O tamanho do pacote é 500 bytes e cada round dura o tempo de 18\* energia inicial segundos. Os experimentos param de rodar quando menos de 5% dos nós da rede possuem energia disponível.

#### 4.2. Análise dos resultados

Esta seção analisa os resultados dos experimentos e compara os resultados obtidos pelo ICA com os resultados obtidos pelo LEACH e pelo LEACH-C.

A Figura 1 (a) nos mostra o número médio de pacotes transmitidos nos diferentes cenários. Pode-se observar que para todos os cenários o número de pacotes enviados pelo ICA foi superior tanto aos do LEACH quanto aos do LEACH-C. A média do ganho no número de pacotes enviados, obtido pelo ICA, foi de 45% com relação ao LEACH-C, o segundo melhor protocolo analisado. Entretanto, quando a densidade da rede aumenta, redes 3 e 6, a quantidade de pacotes enviados pelo ICA diminui, ficando próximo ao número enviado pelo LEACH-C. Na Rede 3 o ICA envia 13,5% mais dados enquanto que na rede 6 o ganho é de apenas 3,91%. Isto ocorre porque o LEACH-C determina a formação de clusters de forma centralizada, o que lhe proporciona vantagem com o aumento do número de nodos na rede. Na verdade o LEACH-C melhora o seu desempenho com o aumento da densidade da rede. Neste aspecto tanto LEACH quanto o ICA possuem um comportamento similar, uma vez que utilizam apenas informações locais na formação do cluster.

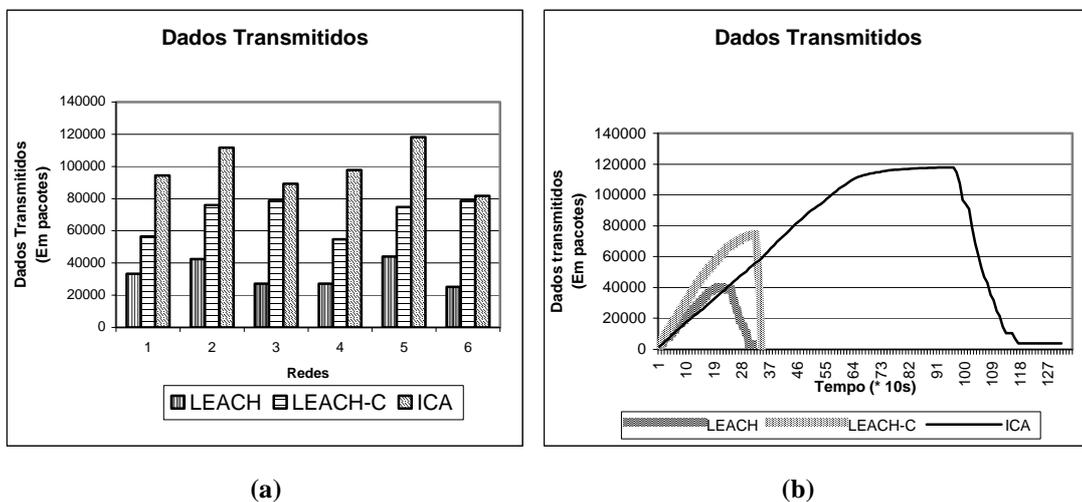


Figura 1 – (a) dados Transmitidos para cada um dos cenários (b) dados Transmitidos no decorrer do tempo

A Figura 1 (b) representa a média de dados transmitidos com relação ao tempo para uma rede do tipo 4. Podemos observar que o ICA transmite mais mensagens e durante um maior período de tempo. Entretanto, se for observado o tempo de 140s no gráfico, pode-se verificar que o ICA, neste momento, transmite menos mensagens, tanto do que o LEACH quanto do que o LEACH-C. Isto ocorre porque a latência do envio das mensagens no ICA é maior do que no LEACH e no LEACH-C. Este comportamento já era esperado uma vez que tanto no LEACH quanto no LEACH-C ocorre o envio direto

de mensagens entre os líderes e a ERB. No ICA há o repasse das mensagens entre os líderes até que as mesmas cheguem à estação base.

A Figura 2 (a) apresenta o tempo médio de desligamento do primeiro nó. Este parâmetro é importante pois em uma rede de sensores a morte, ou desligamento, de um nó significa que uma parte da rede, que antes era monitorada, está descoberta. Como podemos observar na Figura 2 (b) o aumento do tempo gasto para que o primeiro nó fique sem energia, quando comparado com o LEACH-C variou de 204,9% na rede 2 a 367,6% na rede 1. Com os resultados da Figura 2 (a) e da Figura 2 (b) pode-se concluir que o ICA atrasa em pelo menos 2 vezes o aparecimento de áreas descobertas na rede, se comparado ao LEACH.

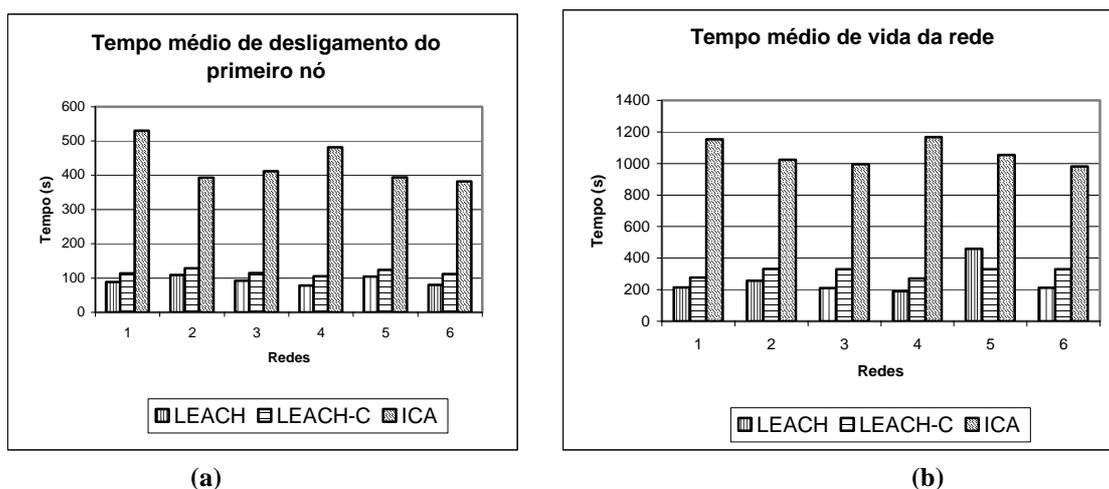
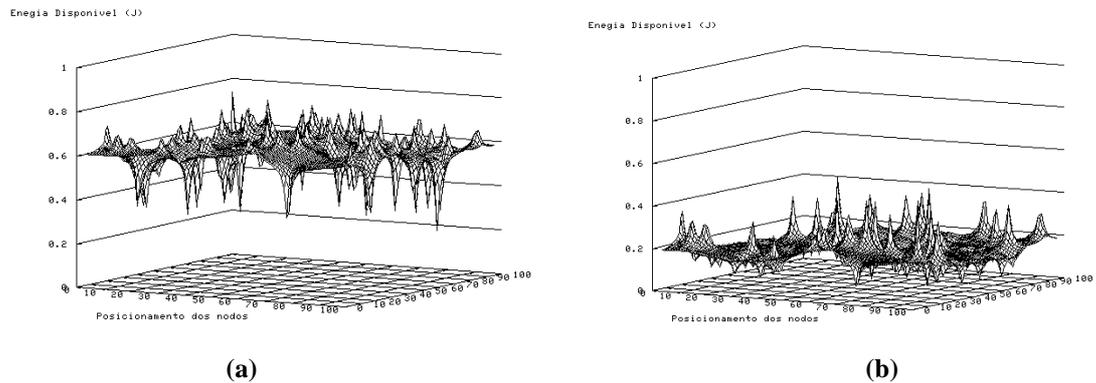
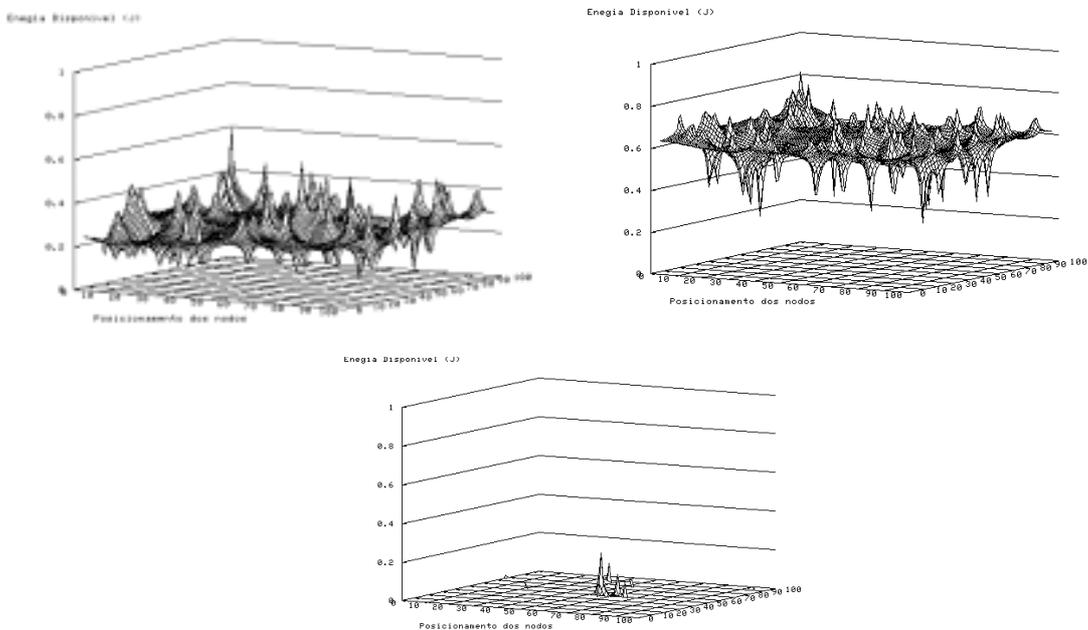


Figura 2 – (a) tempo Médio de Desligamento do Primeiro nó, (b) tempo médio de vida da rede

O gráfico da Figura 2 (b) apresenta a média do tempo de vida da rede. Este tempo é importante para vários tipos de RSSF, uma vez que quanto maior este tempo, maior é o tempo em que ela estará monitorando o ambiente. Pode-se observar na Figura 2 (b) que o LEACH não consegue prolongar o tempo de vida da rede em muito mais do que 200s. Este fato possui um efeito diferente na quantidade de dados enviados pelo experimento e uma influência direta nos gráficos apresentados na Figura 1. O LEACH-C apresenta, na média, um desempenho melhor do que o LEACH, mas quando comparado com o ICA o tempo de vida da rede no LEACH-C é de 2 a 3 vezes menor. O acréscimo no tempo de vida da rede causado pelo uso do ICA foi de 198,2% a 329,5% sobre o LEACH-C.



**Figura 3 - Mapa de Energia para o LEACH na rede 4. (a) no tempo 100s e (b) no tempo 200s. O eixo Z representa a energia restante na rede.**



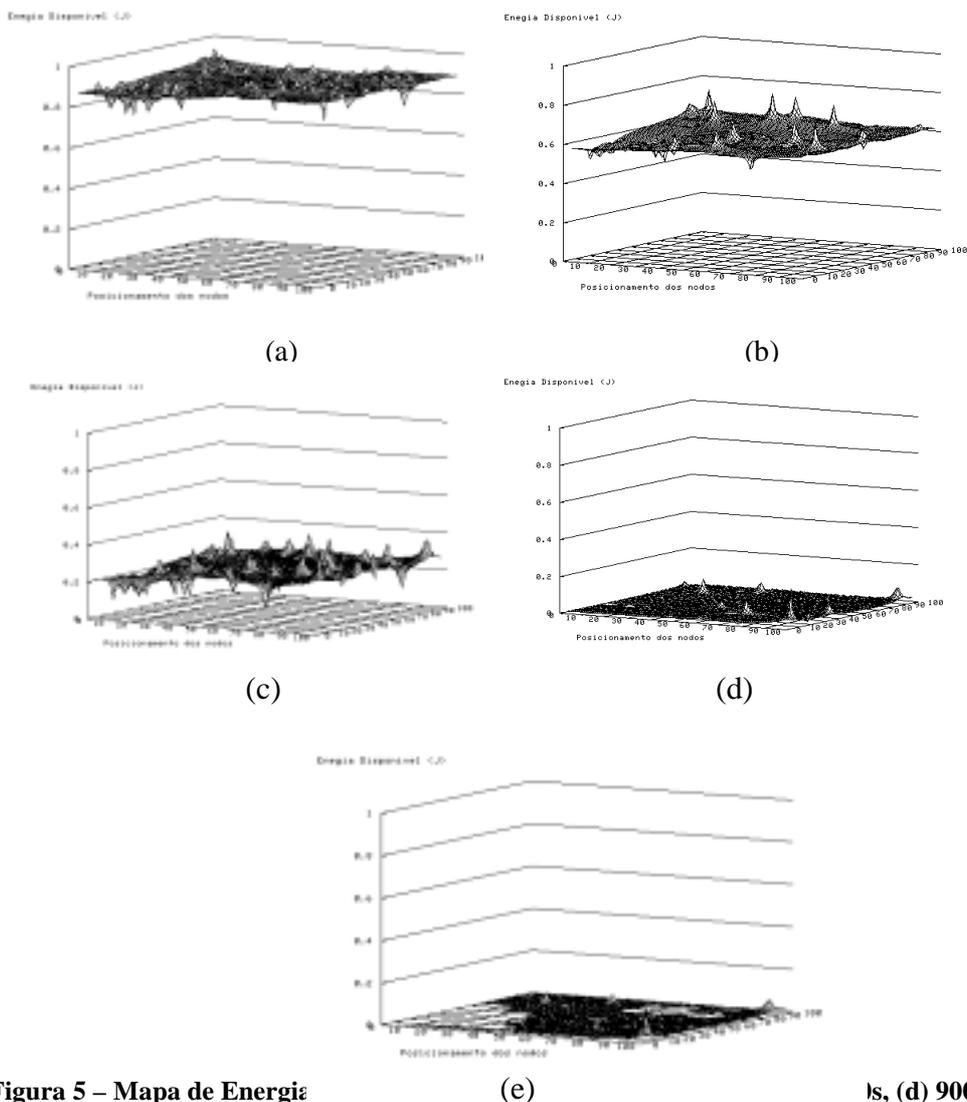
**Figura 4 - Mapa de Energia para o LEACH-C, nas redes 4 (a) no tempo 100s, (b) no tempo 200s and (c) no tempo 300s**

Pode-se observar na Figura 3 o mapa de energia do LEACH rodando um exemplo da rede do tipo 4. Nesta figura vemos o mapa de energia nos tempos 100s e 200s. O eixo Z representa a quantidade de energia dos nodos e os eixos X e Y representam as coordenadas dos nós. Pode-se observar que este mapa de energia é irregular. Há uma grande variação no volume de energia gasto pelos nodos. Pode-se observar também que houve uma expressiva queda no nível geral de energia da rede entre os tempos 100s e 200s. O mapa de energia para o tempo 300s não está disponível, uma vez que neste cenário a rede ficou sem energia antes de alcançar os 300s.

Os mapas de energia do mesmo experimento para o LEACH-C e para o ICA são mostrados na Figura 4 e na Figura 5 respectivamente. Pode-se observar que o comportamento tanto do LEACH quanto do LEACH-C é semelhante embora o LEACH-C apresente uma quantidade disponível de energia maior. A Figura 4 (c) apresenta o

mapa de energia do LEACH-C em 300s. A não ser alguns poucos pontos de cobertura, toda a rede está descoberta.

Pode-se observar nos gráficos da Figura 5 o mapa de energia para o ICA. A Figura 5 (a) apresenta o mapa de energia para 100s. A quantidade de energia no tempo de 100s não é somente maior do que é LEACH e o LEACH-C, mas é também apresenta uma melhor distribuição entre os nós da rede. A Figura 5 (b) apresenta a rede 4 rodando o ICA no tempo de 300s. Pode-se observar que a quantidade de energia é expressivamente maior do que no LEACH-C. Como esperado, os nós mais próximos da estação base, coordenadas (0,0), possuem menos energia do que os nós mais distantes. Isto ocorre pois os dados de toda a rede, em uma abordagem *multi-hop*, têm que passar por estes nós fazendo com que eles gastem mais energia. Esta é a maior motivação para a implementação do mecanismo de negação de roteamento. Somente quando a simulação chega no tempo de 600s é que os nós próximos da estação base possuem aproximadamente a mesma quantidade de energia que o LEACH e o LEACH-C no tempo de 200s.

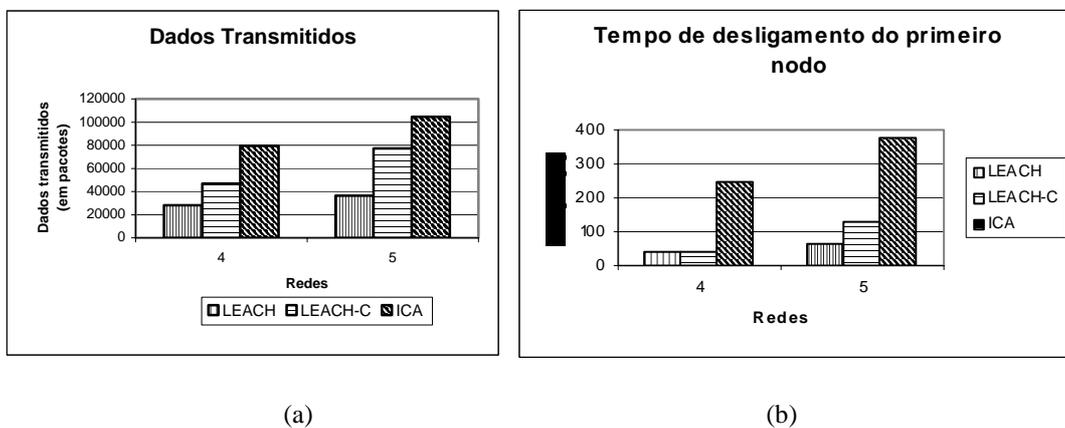


**Figura 5 – Mapa de Energia** (a) 100s, (b) 300s, (c) 400s, (d) 900s, (e) 1000s. Podemos observar que além de o ICA consumir uma menor quantidade de energia, ele

também apresenta uma melhor distribuição da energia. A Figura 5 (d) apresenta a rede no tempo de 900s. Embora comece a existir algumas áreas descobertas, a maior parte da rede ainda está coberta, incluindo os nodos próximos à estação base. Isto demonstra não somente a eficiência do mecanismo de negação de roteamento, mas também a eficácia da fórmula (6) responsável por gerenciar este processo. Novamente gostaríamos de chamar a atenção para a degradação lenta da energia da rede. A quantidade de energia em toda a rede é aproximadamente a mesma. Finalmente, a Figura 5 (e) demonstra a rede no tempo de 1000s. Podemos observar que, como esperado, os nodos próximos da estação base ficam sem energia antes do que o restante da rede. Embora a fórmula (6) tenha apresentado um bom desempenho, ela é basicamente uma heurística. Esta fórmula é baseada no tráfego e não há garantia que este será o mesmo no futuro. Para aplicações que requerem uma extrema confiança de cobertura, uma nova fórmula deve ser desenvolvida.

Agora, iremos apresentar resultados para as redes 4 e 5 com a ERB na mesma posição indicada em [1]. Como pode ser aqui, a alteração da posição da ERB não surtiu grande efeito nos resultados dos experimentos. Serão apresentados os resultados dos experimentos realizados para as redes 4 e 5, pois a rede 4 é exatamente a mesma estudada em [1] e a rede 5 apresenta um aumento da densidade nesta rede.

A Figura 6 (a) mostra a quantidade de pacotes transmitidos para as redes 4 e 5 com a estação base na posição (50, 175), como em [1]. Na rede 4 o ICA transmite 69% mais dados que o LEACH-C e 184% mais do que o LEACH. Para a rede 5, o ICA transmite 35,5% mais pacotes que o LEACH-C e 186,5% mais do que o LEACH. Estes resultados são parecidos com aqueles demonstrados na Figura 1 (a).



**Figura 6 – (a) dados totais transmitidos e (b) Tempo de desligamento do primeiro nó**

A Figura 6 (b) apresenta o tempo de desligamento do primeiro nó quando ERB está na mesma posição de [1]. Na média o primeiro nodo a ficar sem energia na rede 4 para o ICA ficou sem energia no tempo de 245s enquanto que no LEACH-C e no LEACH isto ocorreu nos tempos de 42,4s e 40s respectivamente. Na rede 5, para o ICA, o primeiro nó ficou sem energia no tempo de 375s enquanto que no LEACH-C e no LEACH isto ocorreu nos tempos 128,4 e 66,6 respectivamente. Estes resultados são próximos aos apresentados pela Figura 2 (a).

A Figura 7 apresenta o tempo médio de vida da rede para o segundo conjunto de

experimentos. O ICA obteve um ganho sobre o LEACH-C de 309% na rede 4 e de 200% na rede 5.

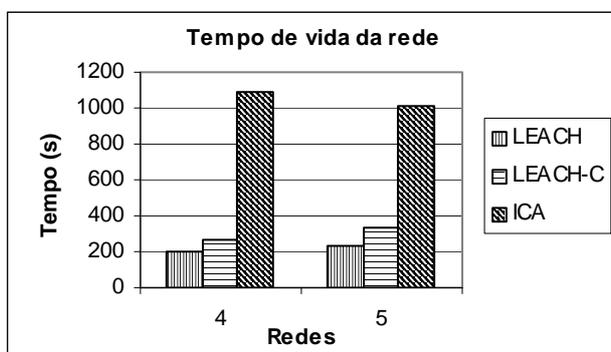


Figura 7 - Tempo médio de vida da rede, com a ERB na posição 50, 175

O mapa de energia também não apresenta uma diferença significativa com relação aos em que a estação base estava na posição (0,0). O comportamento geral é o mesmo, contudo deve-se chamar a atenção para o fato que agora, no ICA, os nodos que gastam mais energia são os mais próximos da ERB. Isto pode ser conferido na Figura 8. Neste tempo, percebemos que os nodos com menos energia estão mais próximos da nova posição da ERB.

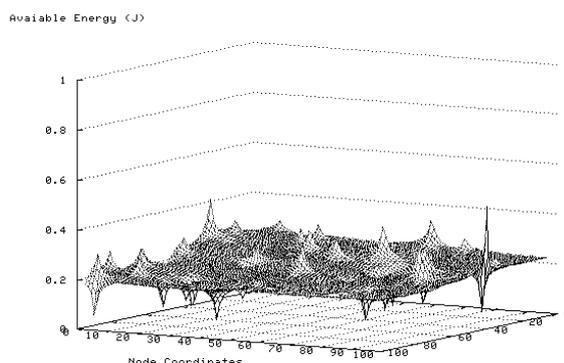


Figura 8 - Mapa de Energia para o ICA na rede 4 no tempo de 600s, com a ERB na posição 50, 175

## 5. Conclusões

Este artigo apresenta um novo algoritmo de roteamento para redes de sensores sem fio, Inter Cluster Routing Algorithm baseado no LEACH [1]. O ICA tenta resolver problemas como tempo de vida da rede, baixo envio de pacotes e colisão de pacotes. Estes problemas, presentes no LEACH, são críticos em redes de sensores sem fio.

Através dos experimentos nos mostramos que o ICA apresenta um aumento médio de 45% no número de dados transmitidos quando comparado com o LEACH-C, o segundo melhor protocolo analisado. O tempo médio para que o primeiro nodo fique sem energia no ICA varia de 204,9% a 479,3% a mais que no LEACH-C.

Os experimentos também mostram que não somente as redes rodando o ICA ficam vivas de 198,2% a 329,5% mais tempo que o LEACH-C, como também elas apresentam uma distribuição mais uniforme do volume de energia acumulado na rede. O ICA também apresenta uma degradação mais uniforme do nível de energia, que os outros protocolos avaliados.

Embora o ICA não seja indicado para ambientes onde a latência na entrega de mensagens seja um problema, ele é uma excelente opção para cenários onde as redes de sensores precisam de um tempo de vida maior e uma degradação uniforme do volume de energia da rede.

## 6. Referências

- [1] W. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan, "**An Application-Specific Protocol Architecture for Wireless Microsensor Networks**," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, Vol. 1, No. 4, October 2002, pp. 660-670.
- [2] S. Lindsey, C. S. Raghavendra, "**PEGASIS: Power-Efficient Gathering in Sensor Information Systems**", IEEEAC, 2001.
- [3] W. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan, "**Energy-Efficient Communication Protocol for Wireless Microsensor Networks**" Published in the Proceedings of the Hawaii International Conference on System Sciences, January 4-7, 2000, Maui, Hawaii.
- [4] Bhaskar Krishnamachari, Deborah Estrin and Stephen Wicker, "**Modelling Data-Centric Routing in Wireless Sensor Networks**," USC Computer Engineering Technical Report CENG 02-14, 2002.
- [5] Akyildiz, I. F., Su, W., Sankarasubramaniam, Y., and Cayirci, E., "**A Survey on Sensor Networks**", IEEE Communications Magazine, August 2002.
- [6] W. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan, "**An Application-Specific Protocol Architecture for Wireless Microsensor Networks**," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, Vol. 1, No. 4, October 2002, pp. 660-670.
- [7] S. Lindsey, C. S. Raghavendra, "**PEGASIS: Power-Efficient Gathering in Sensor Information Systems**", IEEEAC, 2001.
- [8] W. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan, "**Energy-Efficient Communication Protocol for Wireless Microsensor Networks**" Published in the Proceedings of the Hawaii International Conference on System Sciences, January 4-7, 2000, Maui, Hawaii.
- [9] Bhaskar Krishnamachari, Deborah Estrin and Stephen Wicker, "**Modelling Data-Centric Routing in Wireless Sensor Networks**," USC Computer Engineering Technical Report CENG 02-14, 2002.
- [10] Akyildiz, I. F., Su, W., Sankarasubramaniam, Y., and Cayirci, E., "**A Survey on Sensor Networks**", IEEE Communications Magazine, August 2002.
- [11] Karp, Brad and Kung, H. T. , "**GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks**", MobiCom 2000, ACM/IEEE, August, 2000.