ISSN 1000-9825, CODEN RUXUEW
Journal of Software, Vol.18, No.5, May 2007, pp.1092−1109
DOI: 10.1360/jos181092
© 2007 by *Journal of Software*. All rights reserved.

E-mail: jos@iscas.ac.cn
http://www.jos.org.cn
Tel/Fax: +86-10-62562563

EADEEG:能量感知的无线传感器网络数据收集协议*

刘 明[1,2+], 曹建农[2], 陈贵海[3], 陈力军[3], 王晓敏[1], 龚海刚[1]

[1](电子科技大学 计算机与工程学院,四川 成都 610054)

[2](香港理工大学 电子计算学系 因特网与移动计算实验室,香港)

[3](计算机软件与新技术国家重点实验室(南京大学),江苏 南京 210093)

EADEEG: An Energy-Aware Data Gathering Protocol for Wireless Sensor Networks

LIU Ming[1,2+], CAO Jian-Nong[2], CHEN Gui-Hai[3], CHEN Li-Jun[3], WANG Xiao-Min[1], GONG Hai-Gang[1]

[1](School of Computer Science and Engineering, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu 610054, China)

[2](Internet and Mobile Computing Laboratory, Department of Computing, Hong Kong Polytechnic University, Hong Kong, China)

[3](State Key Laboratory for Novel Software Technology (Nanjing University), Nanjing 210093, China)

+ Corresponding author: E-mail: wing.lm@gmail.com, http://www.mitk.net

Liu M, Cao JN, Chen GH, Chen LJ, Wang XM, Gong HG. EADEEG: An energy-aware data gathering protocol for wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2007,18(5):1092−1109. http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/1092.htm

Abstract: In this paper, a hierarchical clustering protocol for long-lived sensor network is proposed. EADEEG (an energy-aware data gathering protocol for wireless sensor networks) achieves a good performance in terms of lifetime by minimizing energy consumption for communications and balancing the energy load among all nodes. EADEEG adopts a new clustering parameter for cluster head election, which can better handle the hetergenous energy capacities. Furthermore, it also adopts a simple but efficient approach, namely intra-cluster coverage to cope with the fractional area coverage problem. Through turning off redundant nodes, while the remaining nodes stay active to provide continuous service, the network lifetime can be significantly prolonged. Experimental results have shown that EADEEG can satisfy the desired coverage fraction and outperform LEACH (low energy adaptive clustering hierarchy), PEGASIS (power-efficient gathering in sensor information systems) and DEEG (distributed energy-efficient data gathering and aggregation protocol) in terms of network lifetime.

Key words: data gathering; energy-aware; clustering algorithm; intra-cluster coverage

摘 要: 提出了一种基于簇结构的无线传感器网络数据收集协议 EADEEG(an energy-aware data gathering protocol for wireless sensor networks).EADEEG 通过最小化网络通信开销以及良好的能量负载平衡方法,可以有效地延长网络寿命.与以前的相关研究相比,EADEEG 采用了一种全新的簇头竞争参数,能够更好地解决节点能量异构问题.此外,EADEEG 也采用了一种简单而有效的簇内节点调度算法,通过控制活动节点的密度,可以在不增加额

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60573132 (国家自然科学基金); the National Grand Fundamental Research 973 Program of China under Grant No.2006CB303000 (国家重点基础研究发展规划(973)); the Hong Kong Polytechnic University under Grant No.A-PF77 (香港理工大学)

Received 2006-12-31; Accepted 2007-03-05

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

外控制开销的条件下关闭冗余节点并保证覆盖要求,因此可以进一步延长网络寿命.模拟实验证明,在节点初始能量同构和异构两种情况下,EADEEG 协议都能够满足用户对覆盖率的要求,并在网络寿命上大幅度优于 LEACH(low energy adaptive clustering hierarchy),PEGASIS(power-efficient gathering in sensor information systems) 和 DEEG(distributed energy-efficient data gathering and aggregation protocol)协议.

关键词: 数据收集;能量感知;簇算法;簇内覆盖
中图法分类号: TP393 文献标识码: A

随着传感器技术、嵌入式技术以及低功耗无线通信技术的发展,生产具备感应、无线通信以及信息处理能力的微型无线传感器已成为可能.这些廉价的、低功耗的传感器节点共同组织成无线传感器网络,通过节点间的相互协作,将其监测和感应的多种环境信息(如温度、湿度等)传送到基站进行处理.大规模的无线传感器网络依靠成千上万的微型传感器节点来对目标进行监测.网络中的节点可以感知周围的环境,执行简单的计算,并且每个节点可以与其通信半径内的邻居节点通信.通过自组织的方式,这些节点构成了一个高度灵活的、低能耗的网络.通常情况下,无线传感器节点的能量由电池提供.根据具体应用的要求,这些节点需要在不能补充能量的情况下工作几个月甚至几年[1].为了延长网络的寿命,一种基本的策略是进行冗余部署.与传统的 Ad Hoc 网络相比,传感器网络具有较高的节点密度(密度可高达 20nodes/m^3[2]).然而,如果在协议设计时没有妥善地考虑到节点高密度所带来的可扩展性、冗余以及无线信道干涉等问题,也会严重地影响节点能量的使用效率,从而影响网络的生命周期.因此,如何合理地利用网络能量是传感器网络协议设计所面临的首要问题.

数据收集是大多数无线传感器网络应用的基本功能,基于层次结构的数据聚合方法被广泛应用于数据收集协议,以延长网络寿命.层次结构(特别是簇结构)可以有效地减少数据延迟和增强网络的可扩展性,目前已经有很多学者对其进行了广泛的研究[3−9].在本文中,我们提出了一种基于簇的完全分布式和节能的无线传感器网络数据收集协议 EADEEG(an energy-aware data gathering protocol for wireless sensor networks).不同于以前的研究工作,EADEEG 采用一种全新的簇头竞争机制,减小了簇形成过程中的控制消息开销,并且可以有效地应用于节点能量异构的网络场景.簇生成以后,EADEEG 在簇头集合上构造路由树,通过多跳传输的方式减少直接与基站通信的簇头节点数量,从而可以进一步降低能量开销.此外,EADEEG 也采用了一种基于簇内覆盖的节点调度方法(intra-cluster node scheduling),该方法可以在满足应用的覆盖需求下有效地控制活动节点的数量,从而减少冗余数据的产生.

本文第 1 节介绍相关工作.第 2 节对本文的动因以及采用的系统模型进行描述.第 3 节给出 EADEEG 的详细设计.第 4 节对协议性能进行分析.第 5 节进行模拟验证.最后总结全文.

1 相关工作

无线传感器网络的一个重要功能是将节点收集的环境信息发送到基站,以便进行分析和处理.由于无线传输的能耗与发送者与接收者的距离有关,并且网络中节点采集的信息存在大量冗余,因此,选择节能的链路进行数据传输以及对冗余数据进行聚合和压缩,成为设计节能数据收集协议的两个主要手段.由于层次结构特别是簇结构有利于减少数据传输延迟、增强网络的可扩展性以及易于实现数据聚合,因此,近年来,基于簇的数据收集协议已经得到广泛的研究[3−10].

Heinzelman 等人在文献[3]中提出了一种基于簇的数据收集协议 LEACH(low energy adaptive clustering hierarchy).该协议假设基站被部署在网络外的一个固定位置,并且所有节点都可以与基站直接通信.为了节省能量,LEACH 协议只选出 p%的节点作为簇头(其中,p 的大小在部署前决定),剩余的节点作为普通节点加入信号最强的簇头,成为该簇头的簇成员.为了将能量负载均匀地分配到各节点上,LEACH 协议按轮运行,并在每一轮中对簇头进行轮换.在每一轮中,当簇生成以后,簇头将聚合其收到的各成员节点的采集信息,并将聚合信息直接传输到基站.由于减少了与基站直接通信的节点数量以及通信量,LEACH 协议可以有效地延长网络生命周期.

Lindsey 等人在 LEACH 协议的基础上提出了 PEGASIS(power-efficient gathering in sensor information

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

systems)协议[4].PEGASIS 协议通过贪婪算法将网络中所有的节点构成一条链,并在链上选择一个节点作为头节点与基站直接通信,链两端数据沿链传输到头结点.数据在传输过程中可以进行聚合和压缩,由于节点采用小功率与最近邻居节点通信以及通信量的减少,PEGASIS 比 LEACH 协议更能延长网络的生命周期.

在文献[5]中,为了处理节点能量异构的问题,高能量的节点有更大的几率成为簇头.在该文献中,每个节点需要估计网络中所有节点的总能量来计算自己成为簇头的概率.由于每个节点需要获得全局信息,因此,该协议的可扩展性受到影响.

Lee 等人为了减轻由于节点与基站位置不同所造成的能量消耗不平衡问题,在文献[6]中提出了 CODA (congestion detection and avoidance in sensor networks)算法.CODA 算法根据与基站的距离和路由策略将整个网络划分为几个组,每组具有各自的簇数量和成员节点,其包含的簇数量主要由其与基站的距离来决定.与基站的距离越远,组中的簇数量越大.与基于全部节点使用相同概率成为簇头的算法相比,CODA 在网络寿命周期和能量消耗上有更好的性能.然而,由于 CODA 算法依赖于知道所有节点的全部位置信息,因此其可扩展性不好.

文献[7]提出了一种分布式的节能簇算法 HEED(a hybrid, energy-efficient, distributed clustering approach). HEED 算法综合节点的剩余能量和其他参数(如候选节点与邻居节点的邻近性)来周期性地选择簇头.HEED 算法在 $O(1)$内结束,与传统的簇算法具有更小的消息开销相比,并且 HEED 可以保证簇头节点在整个网络中分布良好.然而,由于 HEED 算法在簇形成阶段仍然需要广播多条消息,因而增大了能量开销.

除了上面提到的算法以外,相关的研究还包括文献[8–10].文献[8]所提出的 ACE(an emergent algorithm for highly uniform cluster formation)算法以节点度数作为参数,可以保证算法在常数循环内形成所有的簇.Soro 等人提出了一种用不同大小的簇来组织网络的算法[9].该算法可以使得簇头节点的能耗更趋一致,从而延长网络的生命周期.Ye 等人提出了 EECS(an energy efficient clustering scheme in wireless sensor networks)算法[10],该算法在生成簇时不需要多次广播,并且能够保证簇头在网络中分布均匀.另外,EECS 算法还使用了一种新的权值函数,可以让普通节点加入合适的簇,以优化能量使用效率.此外,在文献[11]中,沈波等人对目前无线传感器网络的簇算法进行了详细的分析和比较.

2 网络模型和问题描述

2.1 网络模型

本文假设 N 个传感器节点随机均匀分布在一个 $M\times M$ 的二维正方形区域 A 内,并假设该传感器网络具有如下性质:

- 传感器网络为高密度静态网络,即节点部署后不再移动.
- 基站部署在区域 A 以外的一个固定位置,且基站是唯一的.
- 节点能量异构且不能补充.本文并不假设所有节点具有相同的初始能量,因此更接近真实的网络场景.
- 节点不能获知其位置信息.节点获取位置信息需要依靠 GPS、有向天线或定位算法等辅助设施或算法,必然增加其成本和能耗开销.
- 节点的无线发射功率可控,即节点可以根据接收者的距离来调整其发射功率.例如,Berkeley Motes 节点具有 100 个发射功率等级.

前两项属性则是一般无线传感器网络的典型设置,广泛地在文献[3–5,9]中采用.第 3 项属性假设节点能量异构,与同构假设相比更接近网络的实际情况.对于网络中的节点来说,获得其位置信息的方法主要有 3 种: GPS、有向天线和定位算法.通过配置额外的硬件设备来获取节点的位置信息必然增加节点的硬件成本以及相应的能量开销;而定位算法需要节点交换大量的消息来计算其位置,也会造成很大的能量开销,即节点获取和维护位置信息所造成的开销会在很大程度上抵消协议节能设计的努力[12].因此,第 4 项特性有利于节省节点成本和能量.第 5 项属性则是从节能的角度出发,根据传输距离的远近来调节射频收发器的发射功率,如 Berkeley Motes[13]一共有 100 个发射功率等级.与采用固定发射功率相比,能显著减少节点的能量损耗,从而延长无线传感器网络的寿命.需要指出的是,本文假设节点可以根据发送者和接收者的距离自由的调整无线发射功率.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

2.2 问题描述

为了延长传感器网络的寿命,一个有效的簇算法需要同时具有以下几个特点:1) 完全分布式的簇算法有利于节省网络能量和提高网络的可扩展性.由于集中式算法的可扩展性存在问题,而无线传感器网络的规模可以达到成千上万个节点,因此,集中式的算法不具有实用性;2) 为了实现节点能量的负载平衡,簇头应尽可能均匀地分布在整个网络中.由于簇头节点的能耗远高于普通节点,如果簇头节点分布不均匀,会导致监测区域中某个部分的节点能量消耗过快,从而造成感知空洞(sensing hole);3) 簇算法自身的开销应该很小.减小算法本身的开销,必然有利于延长网络寿命;4) 簇算法有能力处理节点能量异构问题.在实际应用中,保证节点能量同构是不现实的.造成节点能量异构的原因很多,如在数据收集中,由于具有不同的成员节点数量和不同的分布位置,不同的簇头节点其能耗也不相同;对于普通的成员节点,由于与簇头的距离各不相同,因此各节点的能耗也不相同.此外,为了延长网络寿命或为了加强监测质量所采用的再部署(redeployment)也会造成网络中节点能量异构.因此,一个实用的簇算法必须很好地处理节点能量异构问题.

在目前对传感器网络簇算法的研究中,已有工作并不能同时满足以上 4 个要求.下面我们将用 3 个实例来进行具体说明.LEACH 协议假设所有节点同构并且能量一致,其簇头的选择基于这一假设,因此完全不能应用于能量异构的网络环境中.此外,LEACH 协议在簇形成阶段,每个簇头需要向全网广播,也会造成极大的能量消耗.HEED 是一个分布式的簇算法,然而需要节点在通信半径内进行多次广播来生成簇,因此,该算法具有较大的开销.EECS 算法虽然只要一次广播就能够选择出簇头,然而,以节点的剩余能量作为簇头竞争的唯一参数并不能有效地解决能量异构问题.

图 1 是一个由 7 个节点组成的无线传感器网络示意图.其中,节点 3 和节点 4 具有较高的能量,并且相互位于对方的通信半径中.假设以节点剩余能量作为簇头竞争参数,则节点 3 成为簇头的概率最高.为了保证簇头分布良好,簇算法需要以很高的几率保证在任意一个簇半径内只有一个簇头,故节点 4 将成为节点 3 的成员节点之一.相应地,只有低剩余能量的节点 5 和节点 6 成为簇头的概率将增加.由于簇头节点的能耗远高于普通成员节点,故节点 4 的低能量邻居节点将很快死亡.上述例子说明,单纯地以节点剩余能量作为簇头竞争参数并不能保证簇算法在所有情况下都能有效地延长网络寿命.

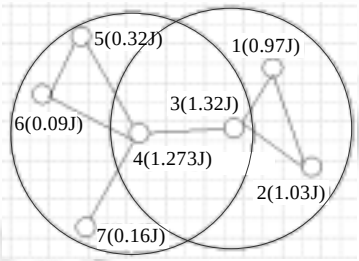


Fig.1 Illustration of clusterhead election

图 1 簇头选举示意图

为了解决上面的问题,本文提出了一种满足上述 4 个要求的基于簇的数据收集协议 EADEEG.在下一节里,我们将对 EADEEG 算法进行具体的描述.

3 EADEEG 协议的设计

在无线传感器网络中,由于簇头节点需要接收和聚合成员节点的感知数据,故其能耗远大于普通的成员节点.为了均衡节点的能量负载,簇头应在所有节点中轮换.如同 LEACH 协议,EADEEG 同样是按轮运行的协议.每一轮分为设置阶段和数据传递阶段,在设置阶段首先将所有节点组织成簇,然后构造路由树,然后在数据传递阶段把网络采集的环境数据进行聚合并传递到基站.为了方便参考,表 1 中列出了所有状态和控制消息以及其相应的描述信息.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

Table 1 Descriptions of states and messages

表 **1** 状态和消息描述

State	Description	Message	Description
Candidate	Candidate for competing cluster head	E_Msg	Tuple (selfid, self residual energy)
Head	Cluster head	Head_Msg	Tuple (selfid)
Plain	The member node of one cluster	Join_Msg	Tuple (selfid, headid)
CH_b	The root node of routing tree	Compete_Root_Msg	Tuple (selfid, weight)

3.1 簇的生成

在 EADEEG 协议里,每个节点需要保存一张邻居表,以储存其邻居节点的相关信息,见表 2.类似于文献[14],网络中每个节点 ID 都用全网唯一的整数值来标识,即节点的 ID 用来表示该节点在网络中的唯一身份.每轮开始时,每个节点首先以半径 r 广播消息 E_Msg,E_Msg 消息包括该节点的 ID 和剩余能量值.一个节点 v_i 半径 r 内的所有其他节点被看作是该节点的邻居,每个节点根据所有邻居节点发送来的 E_Msg 更新其邻居表.

Table 2 Node 4's neighborhood table

表 **2** 节点 4 的邻居表

ID	State	Residual energy (J)
3	Candidate	1.32
7	Candidate	0.16
6	Candidate	0.09
5	Candidate	0.32

更新邻居表以后,每个节点求出其所有邻居节点的平均剩余能量.我们用 E_a 表示节点 v_i 的簇半径内所有邻居节点的平均剩余能量,$v_j(1\le i\le m,i\ne j)$代表节点 v_i 半径 r 内的邻居节点,m 表示所有邻居节点的数量,则 E_a 为

$$E_a=\frac{\sum_{j=1}^{m}V_j.E_{residual}}{m} \tag{1}$$

在求得 E_a 后,对于每个节点,根据公式(2)得到该节点发送簇头申明消息 Head_Msg 的时刻.

$$t=k\times T\times\frac{E_a}{E_{residual}} \tag{2}$$

这里,k 是一个随机均匀分布在[0.9,1]之间的实数值,T 则是事先规定的簇头选择算法的持续时间值,$E_{residual}$ 表示节点的剩余能量.

如公式(2)所示,为了更好地处理能量异构问题,EADEEG 协议使用 $\frac{E_a}{E_{residual}}$ 作为节点竞争簇头的主要参数,即每个节点广播簇头申明消息 Head_Msg 的时间主要是由 $\frac{E_a}{E_{residual}}$ 决定.如图 1 所示,如果在该网络中使用 $\frac{E_a}{E_{residual}}$ 作为簇头竞争参数,显然,节点 4 成为簇头的几率大于节点 3,这意味着节点 4 的邻居节点成为簇头的几率降低,故可以有效延长低能量节点的生命.与主要依靠节点剩余能量作为簇头竞争参数的算法相比,EADEEG 协议能够更好地处理能量异构问题.

在 EADEEG 协议中,如果一个节点在时刻 t 前没有收到任何邻居节点发出的 Head_Msg 消息,则该节点向邻居节点广播 Head_Msg 消息.如果节点在其 t 时刻前已经收到了邻居广播的 Head_Msg 消息,则该节点放弃簇头竞争.事实上,如果有邻居节点在$(t-\Delta t,t+\Delta t)$这段时间内广播 Head_Msg,则在同一簇范围内有可能存在多个簇头节点,其中,时隙Δt 是指在最坏情况下所有邻居节点能够收到广播消息 Head_Msg 的时间.由于簇头申明消息 Head_Msg 的包长很小且广播的范围有限,因此,时隙Δt 非常小,这使得在同一个簇范围内有多个节点在同一时隙Δt 广播簇头申明消息的概率很小.从上面的描述可知,由于簇头竞争过程中只有少量节点发送一条 Head_Msg 消息,使得 EADEEG 协议的控制消息开销非常小.当簇头选择过程结束以后,为了最大程度地降低每

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

一轮的能耗,普通节点向最近的簇头发送 Join_Msg 消息加入该簇.整个算法流程如图 2 所示.

```
state←candidate
broadcast Node_Residual_Msg
receive Node_Residual_Msg
update neighborhood table NT[]
t←the broadcast delay time for competing a cluster head
while (the timer1(T) for cluster head election is not expired)
   if (CurrentTime<t)
         if (a Head_Msg is overheard from a neighbor NT[i])
         state←plain
         NT[i].state=head
      else
         continue
      endif
   else
      if (state=candidate)
         state←head
         broadcast Head_Msg
      endif
   endif
endwhile
while (the timer2 for cluster join is not expired)
   if (state=plain && have not sended Join_Msg)
      Send (Join_Msg to the nearest cluster head)
   else
      receive (Join_Msg from its neighbor plain nodes)
endwhile
```

Fig.2 The pseudo-code for the algorithm of cluster formation

图 2 簇生成算法伪码

3.2 簇内活动节点的选择

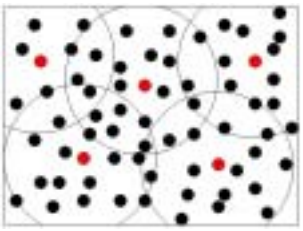
Choi 等人在文献[15]中对随机覆盖作了详细的分析,并给出了覆盖比率和最少活动节点数量之间的关系如下:

$$k=\left\lceil \frac{\log(1-\eta)}{\log\left(\dfrac{|A|+4\sqrt{|A|}r_s}{|A|+4\sqrt{|A|}r_s+\pi r_s^2}\right)}\right\rceil \tag{3}$$

其中,η表示用户要求的覆盖率(所有活动节点覆盖的区域与整个监测区域 A 面积的比值),k 表示最少的活动节点数量,r_s 表示节点的感知半径.

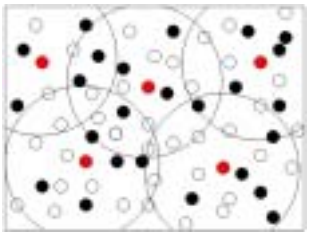
在实际应用中,随着节点密度的增大,簇内的成员节点数量也增大,这样不但增加了调度数据包的长度,使得广播和接收调度数据包消耗的能量增加,而且增加了设置阶段的时间,带来了一定的延迟.事实上,当节点的覆盖密度很大时,传感器的检测信息存在冗余,即多个相邻的传感器节点可能采集到相同的事件信息.为了节省节点的能量,有必要去除这些冗余信息,因此,我们引用了簇内覆盖的思想.其主要思想是各个簇头节点根据公式(3)和平均的簇面积近似地计算出满足期望覆盖率服务质量期望η所需的最少活动节点数量 k,然后根据其邻居表中各邻居节点的能量剩余状况,选出能量最大的 $k-1$ 个节点作为本轮的工作节点,由这些节点执行监测任务,而令其余节点进入睡眠状态.如图 3 所示(灰色为簇头节点,黑色为活动节点,白色为休眠节点),经过调度后的活动节点密度远小于调度之前.由于节点随机部署,并且每一轮中节点的能量都在发生变化,因此能量最大的节点也可以看作随机地分布在簇头节点周围,即按照能量最大原则选取活动节点不会对覆盖率η造成影响,并且可以延长低能量节点的寿命.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn



(a) Illustration of active nodes before scheduling

(a) 调度前活动节点示意图



(b) Illustration of active nodes after scheduling

(b) 调度后活动节点示意图

Fig.3 The comparison of the number of active nodes in the period of pre-schedule and scheduled respectively

图 3 簇内节点调度前、后活动节点数量的比较

如上所述,簇内覆盖方法的控制开销小,并且可以根据用户的需求η,随时调节活动节点的密度,具有很强的灵活性和实用性.

3.3 路由树构造

在簇生成以后,簇头集合中需要选一个簇头作为唯一与基站通信的节点 CH_b,以便进一步提高能量使用效率.由于只有 CH_b 节点直接与汇集点通信,因此,必须保证由所有簇头节点形成的子图是连通的.在本文中,我们将簇间通信半径设置为 $2r_c$,以确保由簇头形成的子图的连通性,如图 4 所示.

当网络中的簇头开始竞争成为 CH_b 节点时,每个簇头广播 Comp_Root_Msg 消息的概率定义如下:

$$p_b = \rho \times \frac{D(RS_{str}) \times E_a}{D(RS_{\max}) \times E_{\max}} \tag{4}$$

其中,RS_{str} 是指节点接收到的“ok”消息的信号强度,$RS_{\max}$ 是指汇集点广播“ok”消息时的信号强度,D 表示距离估计函数,ρ是一个受到具体网络规模大小影响的系数,$E_{\max}$ 表示节点的初始能量.总的来说,为了减少竞争 CH_b 的簇头节点的数量,系数ρ用来控制候选簇头集合的大小.在本文中,我们令ρ=1.至于如何根据网络规模求得ρ的最佳值,我们将在以后的工作中作更深入的研究.

由式(4)很容易发现,如果一个簇头满足下面两个条件,它将有更多的机会成为 CH_b 节点:1) 该簇头临近基站;2) 该簇头所在区域中的节点其能量较为充沛.对于 CH_b 节点,其通信能耗取决于该节点与汇集点之间的距离.显然,CH_b 节点离基站越近,就越能减少通信所带来的能量开销.由于这一原因,我们把 $D(RS_{str})$用作竞选 CH_b 节点的一个参数.对于一个簇头而言,E_a 值越大,则意味着该簇头的邻居节点的剩余能量越多.由前面所述的通信模型可知,与汇集点通信的节点其能耗远高于其他节点,为了延长传感器网络的寿命,需要保证 CH_b 节点总是位于网络中能量比较丰富的区域.因此,我们使用 E_a 作为竞选 CH_b 节点的第 2 个参数.E_a 越高,表明该簇头节点所在区域的能量越充沛.

如图 4(a)所示,图 G 是一个由 7 个簇头构成的图,其中,节点 1 是唯一候选 CH_b 的簇头.在汇集树生成过程开始时,节点 1 发送消息 Comp_Root_Msg(1,1,0.4)到它的邻居簇头,也就是节点 2 和节点 3.当节点 2 和节点 3 收到消息(1,1,0.4)后,修改该消息中的转发节点 ID,并分别向它们的邻居簇头广播修改后的消息,即(1,2,0.4)和消息(1,3,0.4).需要注意的是,节点 5 是节点 2 和节点 3 共有的邻居簇头.我们假定节点 5 先收到消息(1,2,0.4),然后节点 5 将修改后的消息(1,5,0.4)发送给邻居簇头,并丢弃由节点 3 转发来的消息(1,3,0.4).按照以上过程,每个簇头都知道其在汇集树上的父亲节点,所以汇集树很容易生成.图 4(b)描述了图 G 中多个候选簇头形成汇集树的过程,我们规定 p_b 值高的候选簇头将成功地竞选成为 CH_b 节点.由于构造汇集树时每个簇头节点最多发送两条消息,因此控制开销很小.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

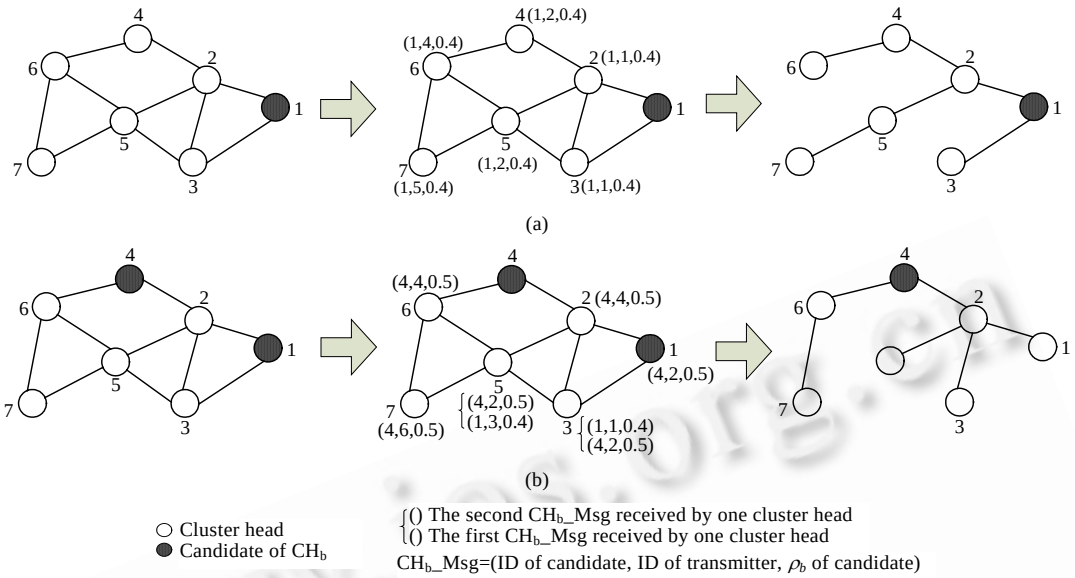


Fig.4 The algorithm of routing tree construction

图 4 汇集树生成算法

4 协议分析

在这一节里,我们主要是对 EADEEG 协议的性能进行分析.

引理 **1**. 在任意的一个簇范围内,EADEEG 协议以很高的概率保证在此簇范围内有且只有一个簇头.

证明:在 EADEEG 协议中,每个节点需要与周围的邻居节点竞争簇头.根据公式(2),每个节点广播簇头申明消息(Head_Msg)的时刻 t 近似均匀地分布在整个时间段 T 内.假定当某个节点在其簇范围内广播 Head_Msg 后,在时间段 Δt 内可以保证该节点的所有邻居节点收到该消息.显然,如果在 Δt 内没有其他邻居节点广播 Head_Msg,则该节点成为其簇范围内唯一的簇头.如果在 Δt 时间内有多个邻居节点同时广播 Head_Msg,则在该簇范围内同时存在多个簇头.下面我们将讨论在同一个簇范围内存在多个簇头的概率.

由于任意节点广播 Head_Msg 的时刻均匀分布在时间段 T 内,因此,在任意簇范围内有且只有一个节点广播 Head_Msg 的几率满足下式:

$$p \ge C_{n_{\exp}-1}^{0}\left(1-\frac{\Delta t}{T}\right)^{n_{\exp}-1} \tag{5}$$

在上式中,$n_{\exp}$ 为簇范围内节点数量的期望,显然有 $n_{\exp}=\left\lceil \frac{\pi r^2}{\|A\|}N \right\rceil$.对于一个特定的无线传感器网络,$N$ 和 Δt 都是常数.例如,我们令 r=15m,$\|A\|$=(100×100)m^2,N=100,Δt=10ms,T=10s,则在任意簇范围内有且仅有 1 个节点参与簇头竞争的几率为 p≥0.994.在实际环境中,由于通信并不是唯一的能耗因素,因此,过大的 T 会造成较大的能量开销和数据延迟.因此,通过调节簇半径 r_c 的大小来保证 p 值足够大将更有实用意义. □

引理 **2**. 整个网络中簇头数量的上界和下界分别为 $k_{\max}=\left\lceil \frac{2\|A\|}{\sqrt{3}r^2} \right\rceil$, $k_{\min}=\left\lceil \frac{2\|A\|}{3\sqrt{3}r^2} \right\rceil$,其中,$\|A\|$为网络监测区域的面积.

证明:由于传感器网络属于高密度网络,且生成的簇需要覆盖整个网络中的所有节点,因此,可以把点覆盖问题看作面覆盖问题[16],即生成的簇需要覆盖整个网络区域.由于簇间存在着重叠且在任何簇内只有 1 个簇头节点,因此当生成簇之间的重叠达到最大时,整个网络中的簇头节点数量最多;而当簇之间的重叠最小时,整个网络中的簇头节点数量最少.文献[17]已经证明 3 个相邻不联通节点之间的重叠角(overlapping angle)θ最大为

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

π/3(如图 5 所示).如果网络中任意相邻的 3 个簇头之间都有最大的重叠角,显然每个簇的实际面积将最小(如图 6 所示).在图 6 中,簇头 A 的 6 个邻居簇头节点(B,C,D,E,F,G)构成一个正六边形,任意两个节点间的距离为 $r_c+\varepsilon$,其中,$\varepsilon\to 0$,r_c 表示簇半径.显然,当任意两簇头之间的距离$\le r_c$ 时,簇头 A 将被其 6 个邻居节点所覆盖.图 6 表示了簇头数量最多的情况.实际上,簇头 A 所代表的簇是一个边长为 $r_c/\sqrt{3}$ 的正六边形,其簇面积为 $\sqrt{3}r_c^2/2$,故整个网络中的最大簇头数量为 $k_{\max}=\left\lceil \frac{2\|A\|}{\sqrt{3}r_c^2}\right\rceil$. □

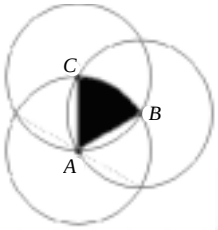


Fig.5 The maximal overlap angle among three neighboring clusterheads

图 5 三相邻簇头间最大重叠角

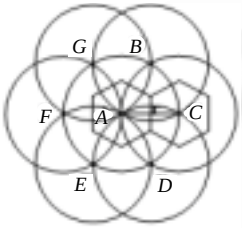


Fig.6 Illustration of minimal area of cluster

图 6 最小簇面积示意图

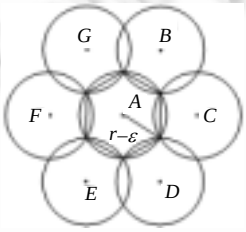


Fig.7 Illustration of maximal area of cluster

图 7 最大簇面积示意图

如图 7 所示,簇头 A 的 6 个邻居簇头节点构成一个正六边形.任意两个簇头节点间的距离为 $\sqrt{3}(r_c-\varepsilon)$,$\varepsilon\to 0$,当任意两点间距离大于 $\sqrt{3}r_c$ 时,会产生盲点.图 7 表示了相邻簇间重叠面积最小的情况.簇头 A 代表的簇是一个边长 $\sqrt{3}r_c$ 的正六边形,其面积等于 $\frac{3\sqrt{3}r_c^2}{2}$,故整个网络中最小的簇头数量为 $k_{\min}=\left\lceil \frac{2\|A\|}{3\sqrt{3}r_c^2}\right\rceil$.文献[18]已证明了覆盖一个区域 A 所需最小节点数量的公式,其结果与上述结果一致.

根据上面的描述,对于任意一个簇 C_i,其实际簇面积都符合不等式 $\sqrt{3}r_c^2/2\le\|C_i\|\le 3\sqrt{3}r_c^2/2$.由于最大和最小簇面积都与 r_c^2 成正比,因此可以推断出实际簇面积期望同样与 r_c^2 成正比.由于簇头随机地从所有节点中选出,故不同簇的簇面积随机分布在最大值和最小值之间,因此整个网络中实际簇头数量的期望值为 $k_{\exp}=\left\lceil \frac{4\|A\|}{3\sqrt{3}r_c^2}\right\rceil$.该结论已在后面的实验中得到验证.

引理 3. 设 N 个传感器节点随机均匀地分布在面积为$||A||$的正方形区域中,则当簇半径取最优值 $r_{opt}=2\sqrt[4]{\frac{2\pi\|A\|E_{DA}}{27N\varepsilon_{fs}}}$ 时,整个网络内部用于传输感知数据所消耗的能量最小.

证明:对于普通成员节点,它在每一轮(round)的每一帧(frame)内都需要传输感知数据到簇头节点.假设每一帧内传输的数据消息的长度为 l,则根据无线通信模型可知成员节点传输该消息所消耗的能量如下:

$$E_{member}=lE_{elec}+l\varepsilon_{fs}d_{toCh}^2 \tag{6}$$

理想情况下,假设实际的簇是一个面积为 $\frac{4\|A\|}{3\sqrt{3}r_c^2}$ 的圆,因此有

$$E\left[d_{toCh}^2\right]=\rho\int_0^{2\pi}\int_0^{\frac{\sqrt{3\sqrt{3}}}{2\sqrt{\pi}}r_c}r^3d_rd_\theta \tag{7}$$

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

其中,由于节点在簇内随机均匀分布,所以有 $\rho=\frac{4}{3\sqrt{3}r_c^2}$,故

$$E\left[d_{toCh}^2\right]=\frac{9}{8\sqrt{3}\pi}r_c^2 \tag{8}$$

由如上所述可知,成员节点在每一帧内传输感知数据所消耗的能量为

$$E_{member}=lE_{elec}+l\varepsilon_{fs}\frac{9}{8\sqrt{3}\pi}r_c^2 \tag{9}$$

对于簇头节点,它的能耗主要包括以下 3 个部分:接收和融合成员节点的感知数据、接收和融合 Routing Tree 上孩子簇头节点递交的数据消息和向 Routing Tree 上的父亲节点递交融合后的数据.为了保证由簇头节点所构成的图的连通性,我们设簇间通信半径为 $2r_c$,因此簇头节点每一帧消耗的能量为

$$E_{Ch}=lE_{elec}+lE_{elec}\left(\frac{N}{k_{\exp}}-1+Ne_{ave}\right)+lE_{DA}\left(\frac{N}{k_{\exp}}+Ne_{ave}\right)+4l\varepsilon_{fs}r_c^2 \tag{10}$$

其中,Ne_{ave}=1 是指 Spanning Tree 上所有节点孩子节点数量的均值.

因此,一个簇在每一帧消耗的能量为

$$E_{Cluster}=E_{Ch}+\left(\frac{N}{k_{\exp}}-1\right)E_{member} \tag{11}$$

故整个网络内用于传输感知数据的能量消耗为

$$\begin{aligned}E_{total}&=k_{\exp}E_{cluster}=k_{\exp}\left(lE_{elec}\left(\frac{N}{k_{\exp}}+1\right)+lE_{DA}\left(\frac{N}{k_{\exp}}+1\right)+4l\varepsilon_{fs}r_c^2+\left(\frac{N}{k_{\exp}}-1\right)\left(lE_{elec}+l\varepsilon_{fs}\frac{9}{8\sqrt{3}\pi}r_c^2\right)\right)\\&=2NlE_{elec}+NlE_{DA}+lE_{DA}\frac{4\|A\|}{3\sqrt{3}r_c^2}+16l\varepsilon_{fs}\frac{\|A\|}{3\sqrt{3}}+Nl\varepsilon_{fs}\frac{9}{8\sqrt{3}\pi}r_c^2-l\varepsilon_{fs}\frac{\|A\|}{2}\end{aligned} \tag{12}$$

以簇半径 r 为变量对上式求导,并令求导结果等于 0,则最优簇半径可以通过下面的公式求得:

$$r_{opt}=2\sqrt[4]{\frac{2\pi\|A\|E_{DA}}{27N\varepsilon_{fs}}} \tag{13}$$

引理得证. □

例如,假设监测区域的面积为$\|A\|$=100×100,传感器节点数量为 N=100,ε_{fs}=10pJ,E_{DA}=5nJ/bit/signal,则求得的最佳簇半径为 r_c=20.7719m.在后面的实验中,我们验证了该分析结果的正确性.

引理 **4**. 整个网络的控制消息复杂度为 $O(N)$.

证明:在 EADEEG 协议中,在每一轮(round)开始时,所有节点都会发送一定数量的控制消息.对于普通的成员节点,在每一轮中只需要发送 1 条 Join_MSG 消息,用于加入期望的簇.对于簇头节点,簇生成过程中需要发送一条 Head_Msg 消息;构造 Spanning Tree 时,在最好情况下,只有 1 个簇头节点会发送 Candidate_Msg 消息,其他簇头节点向邻居节点转发一次该消息;在最坏情况下,每个簇头节点都会发送一条 Candidate_MSG 消息并转发其他簇头节点的 Candidate_Msg 消息.此外,除了 CH_b 节点以外,每个簇头节点会发一条 Child_Msg 给 Spanning Tree 上相应的父亲节点.因此,整个网络的控制消息复杂度满足下面的不等式(其中,$k_{opt}=\sqrt{\frac{3N\|A\|\varepsilon_{fs}}{2\pi E_{DA}}}$):

$$N-k_{opt}+2k_{opt}-1\le total\ message\ overhead\le N-k_{opt}+k_{opt}^2+k_{opt}-1 \tag{14}$$

因此,整个网络的控制消息复杂度为 $O(N)$. □

引理 **5**. 节点的存储开销为 $O(N)$.

证明:在 EADEEG 协议中,每个节点需要保存所有邻居节点的信息.此外,簇头节点还需要保存 Routing Tree 上孩子簇头节点的信息.由于所有节点随机均匀的分布在整个监测区域 A 中,因此,节点的邻居数量期望为

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

$N\frac{\pi r_{opt}^2}{\|A\|}$.于是,任意节点的存储复杂度满足:

$$information\ stored \le N\frac{\pi r_{opt}^2}{\|A\|}+k_{opt} \tag{15}$$

因此,节点的存储开销为 $O(\sqrt{N})$. □

5 模拟实验

在这一节里,首先对 EADEEG 协议的两个性质,即网络中簇头数量的期望为 $k_{\exp}=\frac{4\|A\|}{3\sqrt{3}r^2}$ 和最优簇半径 $r_{opt}=2\sqrt[4]{\frac{2\pi\|A\|E_{DA}}{27N\varepsilon_{fs}}}$ 进行验证.然后根据不同的参数,对 EADEEG 协议进行详细的模拟验证.在实验中,我们默认数据分组的长度为 500 字节,控制消息长度为 25 字节.需要指出的是,随着场景的变化或实验目标的不同,某些参数值可能发生变化,这将在下面的实验中具体说明.以下的实验结果如未特别说明均为 100 次独立实验结果的均值,每次独立实验都采用了不同的随机拓扑.此外,为了全面衡量协议性能,网络寿命分别有 3 种不同的定义:第 1 个节点死亡(first node die,简称 FND),即网络中只有 1 个节点死亡就认为该网络已失效;一般节点死亡(half nodes die,简称 HND),即网络中有一半的节点死亡就认为该网络已失效;全部节点死亡(last node die,简称 LND),即全部节点死亡才认为网络已失效.具体的实验参数设置见表 3.

Table 3 Simulation parameters

表 3 模拟参数

Parameter	Value
Network size	(100×100), (150×150), (200×200), (250×250), (300×300), (350×350), (400×400)
Sink position	(50,175), (50,200), (50,215), (50,230), (50,245), (50,260), (50,275), (50,300), (50,400)
Node number	100, 150, 200, 250, 300, 350, 400, 450, 500
Threshold distance (d_0) (m)	75
Cluster radius (r) (m)	15, 20, 25, 30, 35, 40
Sensing range r_s (m)	15, 20, 25
E_{elec} (nJ/bit)	50
$e_{_fs}$ (pJ/bit/m^2)	13
$e_{_amp}$ (pJ/bit/m^4)	0.0013
$E_{_fusion}$ (nJ/bit)	5
Data packet size (bytes)	50, 100, 150, 200, 250, 500
Control message size (bytes)	25
Packet header size (bytes)	25
Round	5 TDMA frames
Initial energy (J)	2
Qos requirement	0.9, 0.95

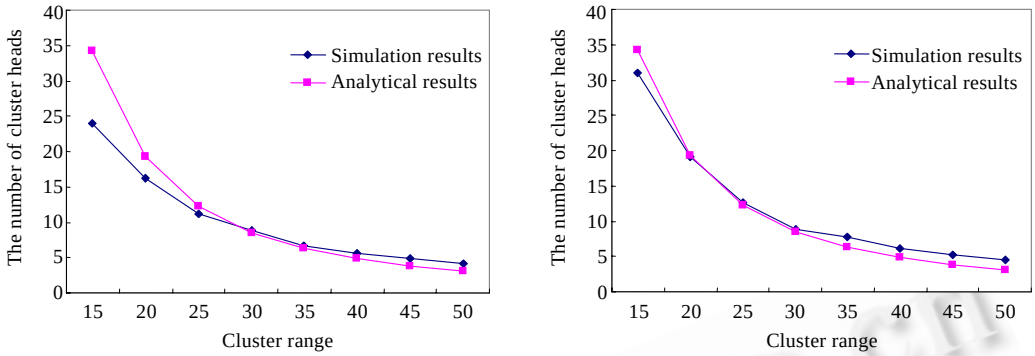
5.1 EADEEG协议性质的验证

在对 EADEEG 协议性质进行验证时,分为高密度(500nodes,100×100m^2)和低密度(100nodes,100×100m^2)两个实验场景.

5.1.1 簇头数量分析值 vs. 簇头数量实验值

从图 8(a)可以看出,当节点的簇半径较小时,分析值和实验值存在着较大的差别.这主要是由于在分析时把点覆盖问题转化成面覆盖问题,因此,当网络的通信覆盖密度较小时,会造成分析结果和实验结果之间较大的差别,其中,通信覆盖密度定义为 $\rho=\frac{N\pi R^2}{\|A\|}$.从图 8(b)可以看出,当通信覆盖密度较高时,即使节点的簇半径较小,分析结果和实验结果也非常接近.当节点的簇半径接近网络边长时,由于边界条件的影响也会造成分析结果和实验结果的差异,如图 8(a)和图 8(b)所示.总的说来,当网络的通信覆盖密度较高时,分析结果和实验结果非常接近,这说明簇头数量的分析结果是正确的.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn



(a) 100 nodes
(a) 100 个节点

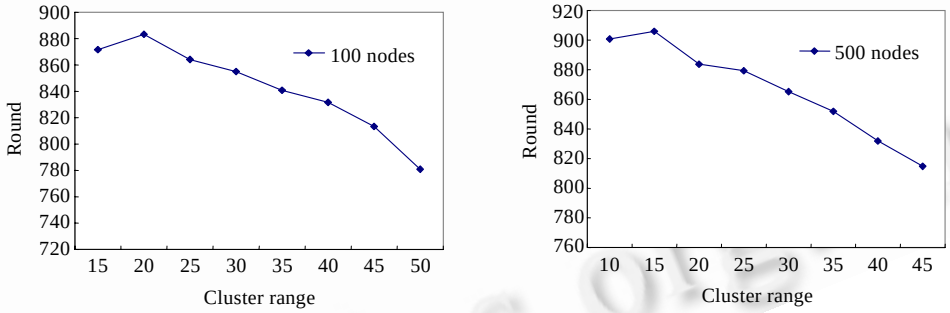
(b) 500 nodes
(b) 500 个节点

Fig.8 The number of clusterheads: Analytical results vs. simulation results

图 8 簇头数量的分析值和实验值的比较

5.1.2 簇半径和网络寿命的关系

从图 9(a)可以看出,在网络大小为 $100\times100m^2$、节点数量为 100 时,如果簇半径取值为 20m,则网络寿命将达到最大值 872 轮.而根据引理 3 所得到的分析结果为:当簇半径等于 20.7719m 时,每轮中网络内部通信所消耗的能量最小.从图 9(b)可以看出,在网络大小为 $100\times100m^2$、节点数量为 500 时,如果簇半径取值为 15m 左右,则网络寿命取得最大值 906 轮.而分析的理论最优簇半径等于 13.89m.显然,理论最优簇半径非常接近实际的最优簇半径,因此证明我们的分析结果是正确的.



(a)

(b)

Fig.9 Cluster radius vs. network lifetime

图 9 簇半径 vs. 网络生命周期

5.2 EADEEG协议性能评估

在本节中,我们将对 EADEEG 与 DIRECT,LEACH,PEGASIS 和 DEEG(distributed energy-efficient data gathering and aggregation protocol)[19]这 4 种协议进行全面的性能比较.

5.2.1 节点死亡数量与时间的关系

设置:监测区域面积为 $100\times100m^2$,部署的节点数量分别为 100 和 500,汇集点的位置坐标为(50,200),监测区域要求 100%被覆盖(即所有节点都为工作节点).实验结果如图 10 和图 11 所示.

从图 10 可以看出,DEEG 协议和 EADEEG 协议的所有节点死亡时间非常接近,从第 1 个节点到最后一个节点的死亡,一般都在 40 轮以内.这说明在同构的能量环境中,DEEG 和 EADEEG 协议都能够将能量开销均匀地分担到每个节点,因此延长了整个网络的寿命.同时,DEEG 和 EADEEG 两个协议的性能也非常接近,这主要是因为 DEEG 和 EADEEG 协议的簇算法以及汇集树构造的目标一致,即达到均匀的簇分布以及减少直接和汇集点通信的簇头节点,只是 DEEG 协议的控制开销略大于 EADEEG 协议,但是由于控制消息开销只占整个能耗的

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

极少部分,因此在低密度场景中,DEEG 协议和 EADEEG 协议的性能几乎一致.从图 11 可以看出,除了 EADEEG 协议以外,其他协议随着节点数量的增加,在性能上反而有所下降.LEACH 协议,其簇头数量与节点数量成正比,随着节点数量的增加,直接与汇集点通信的簇头数量也在增加,同时,簇构造的控制开销也增大,这使得协议的性能下降.对于 PEGASIS 协议,由于要获得所有节点的全局信息,节点数量的增加意味着控制开销的增加,导致协议的性能受到影响.对于 DEEG 协议,控制消息的数量与节点数量成正比,因此,节点数量的增加也会在一定程度上影响协议的性能.而 EADEEG 协议,其控制消息的个数只与簇半径有关,一旦簇半径确定,则控制消息的数量为一个常数,而与节点的数量无关.因此,随着节点数量的增加,EADEEG 协议可以稍微提升协议的性能,如图 11 所示,当节点的数量从 100 增加到 500 时,网络寿命提高了 20 轮(FND).但总的来说,由于各协议的性能并不会随着节点的增加而有显著改善,反而有部分协议出现了性能退化,因此可伸缩性并不理想.

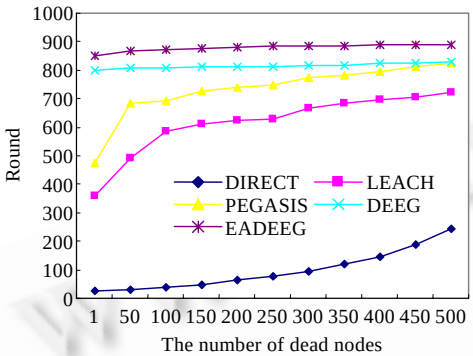


Fig.10 Timing of nodes' death (100 nodes)

图 10 节点死亡时间(100 nodes)

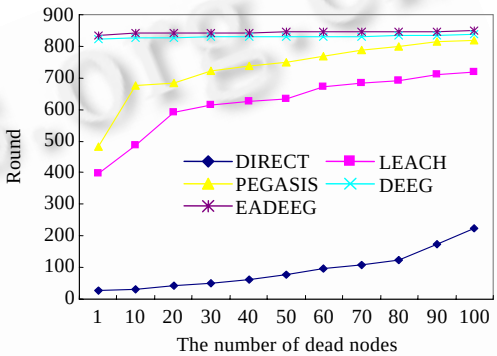


Fig.11 Timing of nodes' death (500 nodes)

图 11 节点死亡时间(500 nodes)

5.2.2 汇集点位置对性能的影响

设置:监测区域面积为 $100\times100m^2$,部署的节点数量为 100,汇集点的位置从(50,175)到(50,400),DEEG 和 EADEEG 协议的簇半径为 30m,监测区域要求 100%被覆盖(即所有节点都为工作节点).实验结果如图 12~图 15 所示.

随着汇集点位置远离网络,导致与汇集点通信的节点的能耗大幅度增加.因此,与汇集点直接通信的节点数量越多,其协议的性能就下降得越快.因此,只有单个节点与汇集点通信的协议 PEGASIS,DEEG 和 EADEEG,其性能明显优于 DIRECT 和 LEACH 协议.由于在 LEACH 和 PEGASIS 协议中,所有节点轮流担当与汇集点通信的簇头节点,而忽略由于节点和汇集点距离不同而造成的节点能耗不一致的因素,因此导致个别节点过早死亡.从图 12 可以看出,DEEG 协议和 EADEEG 协议的网络寿命(FND)大于 PEGASIS 协议 200 轮以上.对于感知覆盖密度不高的传感器网络,一个节点死亡会显著增加感知空洞出现的概率,从而可能导致整个网络失效.从图 13~图 15 可以看出,随着汇集点位置远离网络,DEEG 和 EADEEG 协议的性能下降程度低于其他 3 种协议,并且其第 1 个节点和最后一个节点的死亡时间的时间跨度不超过 150 轮,因此在平衡节点的能耗负载上远远优于 LEACH 和 PEGASIS.此外,从图 15 可以看出,DEEG 协议和 EADEEG 协议的数据采集量高于其他 3 种协议,因此具有更好的监测质量,即能够提供更为精确的感知数据和更多的环境信息.

5.2.3 监测区域面积对性能的影响

设置:监测区域面积为 $100\times100m^2$~$400\times400m^2$,部署的节点数量为 100,汇集点与网络的距离为 100m,DEEG 和 EADEEG 协议的簇半径为 30m,监测区域要求 100%被覆盖(即所有节点都为工作节点).实验结果如图 16~图 19 所示.

图 15~图 18 表明了各协议在不同监测区域面积下网络寿命的变化.随着监测区域的增大可以看出,DEEG 和 EADEEG 两协议的性能开始退化,当监测区域面积为 $400\times400m^2$ 时,5 种协议的网络寿命(FND)趋于一致,即网络寿命等价为离汇集点最远的节点的生存周期.对于 DEEG 协议和 EADEEG 协议,监测区域面积的增大使得

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

网络中簇的数量也相应增加,由于节点的密度过小,故虽然有簇间通信半径等于 2 倍簇半径,也无法保证簇头集合所构成的图的连通性,因此,簇头集合将被划分为多个相互不连通的连通子图,每一个连通子图中都将有一个簇头节点与汇集点直接通信,这使得每一轮的能耗显著增加,从而影响了协议的性能.

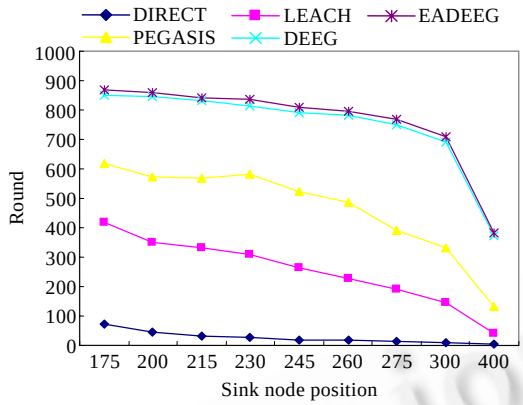


Fig.12 Sink node position vs. network lifetime (FND)

图 12 汇集点位置 vs. 网络寿命(FND)

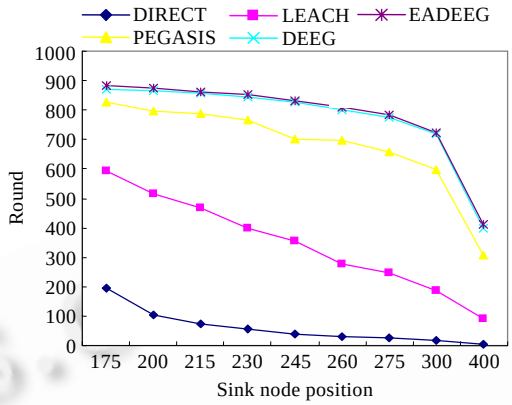


Fig.13 Sink node position vs. network lifetime (HND)

图 13 汇集点位置 vs. 网络寿命(HND)

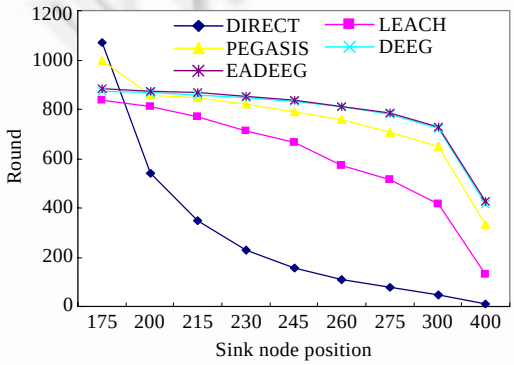


Fig.14 Sink node position vs. network lifetime (LND)

图 14 汇集点位置 vs. 网络寿命(LND)

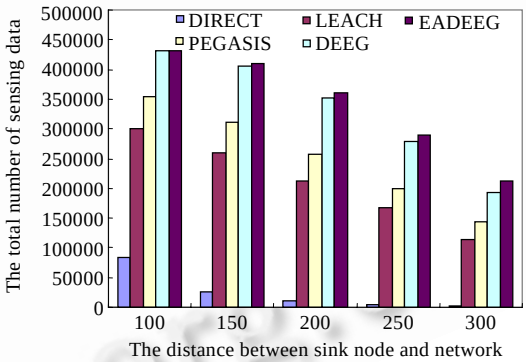


Fig.15 The amount of gathered data

图 15 数据采集量

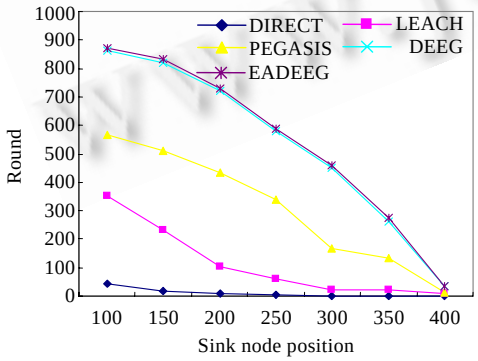


Fig.16 The area of monitored region vs. network lifetime (FND)

图 16 监测区域面积 vs. 网络寿命(FND)

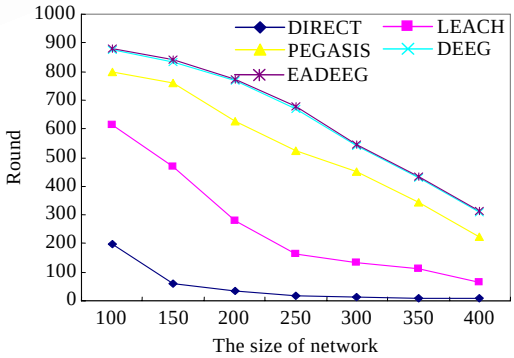


Fig.17 The area of monitored region vs. network lifetime (HND)

图 17 监测区域面积 vs. 网络寿命(HND)

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

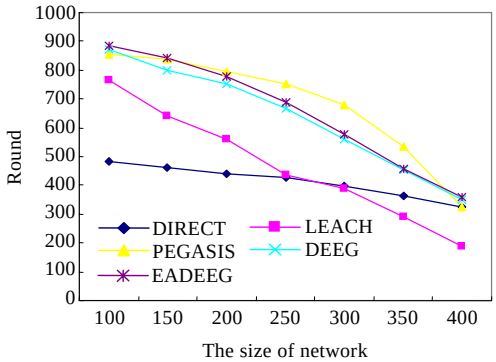


Fig.18 The area of monitored region vs. network lifetime (LND)

图 18 监测区域面积 vs. 网络寿命(LND)

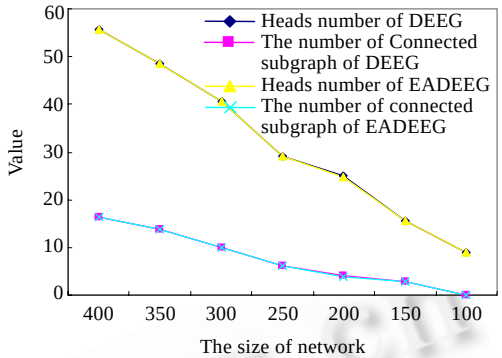


Fig.19 The number of clusterheads and the connected component consisted by clusterheads

图 19 簇头数量以及簇头连通子图数量

从图 19 可以看出,DEEG 协议和 EADEEG 协议虽然簇生成算法不同,却有着相同的簇头数量.这主要是因为两种簇算法都能够保证簇头在整个网络中的均匀分布,都具有在任何一个簇范围类只有 1 个簇头节点的约束,这种约束使得两种协议在生成的簇头数量上几乎一致.实际上,对于所有基于随机拓扑,并且满足相同约束的簇算法都具有相近的簇头数量,即在节点部署区域确定的情况下,簇头数量取决于簇半径.如图 19 所示,当监测区域面积为 $400\times400m^2$ 时,簇头的数量接近 60,即每一个簇平均不到 2 个成员节点.此外,由簇头构成的相互不连通的连通子图的数量为 17,这意味着当监测区域面积为 $400\times400m^2$ 时,大约有 17 个簇头直接与汇集点通信,因此严重影响了 DEEG 和 EADEEG 协议的性能.而当监测区域面积为 $100\times100m^2$ 时,生成的簇头数量约为 9 个,并且以很大的概率保证簇头全连通,因此协议具有很好的性能.

5.2.4 节点数量对性能的影响

设置:监测区域面积为 $100\times100m^2$,部署的节点数量从 100~500,节点的簇半径和感知半径分别为 30m 和 10m,汇集点的位置为(50,200),用户要求的监测服务质量分别为 90%和 99%,实验结果如图 20 和图 21 所示.

图 20 和图 21 中的 DEEG_C 和 EADEEG_C 分别表示采用了簇内节点调度的 DEEG 协议和 EADEEG 协议.显然,没有采用簇内调度算法的 DEEG 和 EADEEG 协议随着节点数量的增加并不能有效地延长网络寿命.这主要是由于 DEEG 和 EADEEG 协议的簇数量只与簇半径有关,当网络中节点密度增加时,簇内的成员节点数量也随之增加,故簇头的能量开销显著增大.采用了簇内节点调度算法以后,每个簇内的工作节点显著减少.节点的冗余程度越高,表示网络寿命越长,因此,协议就有较好的可伸缩性.此外,随着用户要求的监测质量的提高,簇内的工作节点数量开始增加,因此,网络寿命同时也与监测质量有着很大关系.

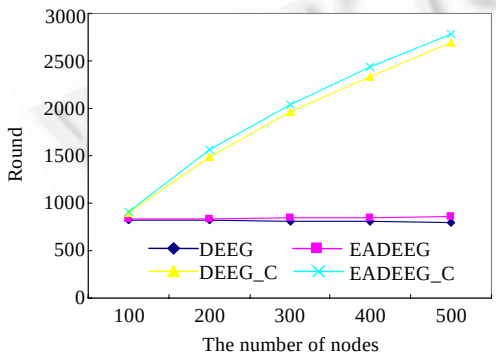


Fig.20 The number of nodes vs. network lifetime (QoS=90%)

图 20 节点数量 vs. 网络寿命(QoS=90%)

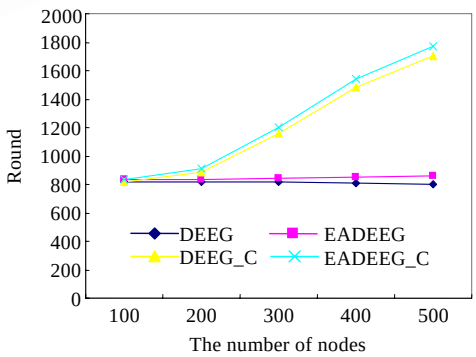


Fig.21 The number of nodes vs. network lifetime (QoS=99%)

图 21 节点数量 vs. 网络寿命(QoS=99%)

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

5.2.5 实验覆盖率和用户监测服务质量对比

设置:监测区域面积为 100×100m^2,部署的节点数量为 100~600,节点的簇半径和感知半径分别为 30m 和 10m,汇集点的位置为(50,200),用户要求的监测服务质量为 70%~99%,实验结果如图 22 和图 23 所示.

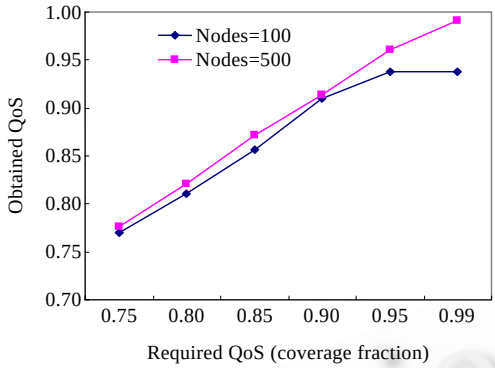


Fig.22 Simulation coverage fraction vs. desired coverage fraction

图 22 模拟实验覆盖率 vs. 期望覆盖率

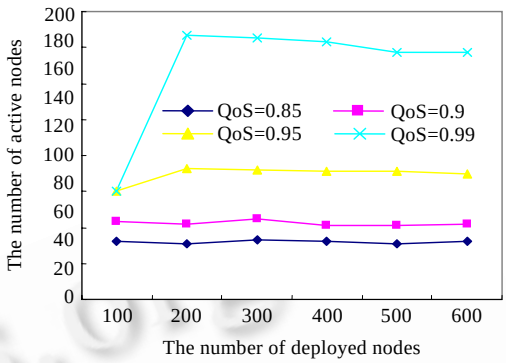


Fig.23 The number of active nodes vs. the number of deployed nodes

图 23 工作节点数量 vs. 部署节点数量

在这一部分实验中,主要考察 EADEEG 协议其覆盖率的实验结果是否可以达到要求的服务质量.从图 22 来看,实际覆盖率略高于所要求的监测服务质量,这主要是因为 EADEEG 能够保证簇头均匀地分布在整个监测区域中,因此可以有效地避免出现较大的感知空洞.此外,从图 22 可以看出,当部署节点数量为 100 时,服务质量要求大于 95%,即使所有节点全部打开,整个网络的实际覆盖率也不能达到服务质量要求.这主要是因为随着所要求的服务质量的提高,簇内工作节点的数量显著增加,因此,即使全部节点处于打开状态也不能满足所要求的服务质量.图 23 讨论了工作节点数量与要求的服务质量之间的关系.显然,随着所要求的服务质量的提高,整个网络的工作节点数量显著增加.如图 23 所示,当服务质量为 85%时,工作节点的数量约为 70 个左右,而当服务质量为 99%时,工作节点的数量高达 180 个左右,因此需要妥善地根据不同的应用要求,实现在服务质量以及网络寿命之间的折衷.

5.2.6 能量异构场景对协议性能的影响

设置:监测区域面积为 100×100m^2,部署的节点数量为 100,节点的簇半径和感知半径分别为 30m 和 10m,汇集点的位置为(50,200).为了验证节点能量异构对网络寿命的影响,分为高度能量异构和中度能量异构两个实验场景,即节点的初始能量分别从(0.1J,2J)和(0.5J,2J)中随机取值.实验结果如图 24 和图 25 所示.

DIRECT,LEACH 和 PEGASIS 这 3 种协议都是能量同构的传感器网络数据收集协议,完全无法处理能量异构的网络环境.DEEG 协议的簇头选择与节点剩余能量有关,因此具有一定程度的能量异构处理能力;而 EADEEG 协议在簇头选择和汇集树构造上都妥善地考虑了节点能量异构所带来的影响,因此具有最好的处理节点能量异构的能力.如图 24 和图 25 所示,在高度节点能量异构场景下,EADEEG 协议的性能比 DEEG 协议提高了 60%;而在中度节点能量异构场景下,EADEEG 协议的性能比 DEEG 协议的性能大概提高了 15%左右,这说明 EADEEG 协议在能量异构场景下依然可以保持较好的性能.

6 总结和下一步工作

数据收集是无线传感器网络的主要功能之一,而数据收集协议中节点能量的使用效率,特别是在能量异构环境下的使用效率是影响网络寿命的关键因素.为了延长网络寿命,本文提出了一种基于簇的无线传感器数据收集协议 EADEEG.与已有工作相比,EADEEG 的主要贡献在于以下几个方面:

(1) 提出了一种簇头竞争机制,其控制开销小于 LEACH,HEED 等协议,并能保证簇头在网络中的均匀分布.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

(2) EADEEG 通过引入新的簇头竞争参数,可以有效处理节点能量异构问题,从而延长网络寿命.

(3) EADEEG 协议不需要付出额外的控制开销就具有良好的节点调度功能,避免由于节点冗余所造成的不必要的通信开销.

(4) 本文对簇头数量、最佳簇半径以及协议的复杂度和存储开销等进行了详细的分析,并通过大量的模拟实验证明了 EADEEG 协议的优异性能.

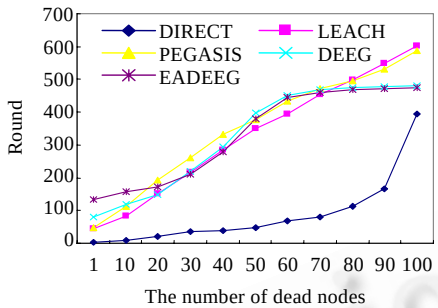


Fig.24 Timing of nodes' death in high heterogeneous energy scenario

图 24 高度能量异构场景下节点死亡时间

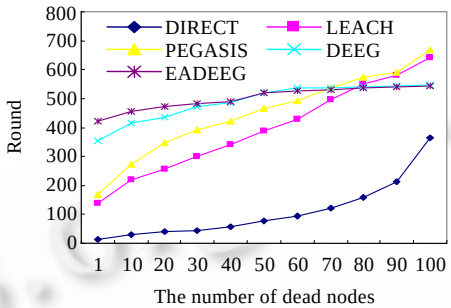


Fig.25 Timing of nodes' death in moderate heterogeneous energy scenario

图 25 中度能量异构场景下节点死亡时间

在下一步的工作中,我们将在 MOTES 节点上实现 EADEEG 协议,研究实际通信环境对 EADEEG 协议性能的影响.同时,我们也将考虑在节点高故障率和高通信错误率的情况下如何改进 EADEEG 的算法,使其具有更实际的应用意义.

References:

[1] Shih E, Cho S, Ickes N, Min R, Sinha A, Wang A, Chandrakasan A. Physical layer driven protocol and algorithm design for energy-efficient wireless sensor networks. In: Basagni S, Sivalingam K, eds. Proc. of the 7th Annual Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom 2001). San Diego: ACM Press, 2001. 272–287.

[2] Tilak S, Abu-Ghazaleh NB, Heinzelman W. Infrastructure tradeoffs for sensor networks. In: Raghavendra CS, Sivalingam K, eds. Proc. of the 1st Int'l Workshop on Wireless Sensor Networks and Applications (WSNA 2002). Atlanta: ACM Press, 2002. 49–57.

[3] Heinzelman WR, Chandrakasan A, Balakrishnan H. Energy-Efficient communication protocol for wireless microsensor networks. In: Proc. of the Hawaii Int'l Conf. on System Sciences. San Francisco: IEEE Computer Society, 2000. 3005–3014.

[4] Lindsey S, Raghavendra CS. PEGASIS: Power efficient gathering in sensor information systems. In: Proc. of the IEEE Aerospace Conf. San Francisco: IEEE Computer Society, 2002. 1–6.

[5] Heinzelman WR, Chandrakasan A, Balakrishnan H. An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks. IEEE Trans. on Wireless Communications, 2002,1(4):660–670.

[6] Lee SH, Yoo JJ, Chung TC. Distance-Based energy efficient clustering for wireless sensor networks. In: Proc. of the 29th Annual IEEE Int'l Conf. on Local Computer Networks (LCN 2004). 2004. http://ieeexplore.ieee.org

[7] Younis O, Fahmy S. Distributed clustering in ad-hoc sensor networks: A hybrid, energy-efficient approach. In: Zhang ZS, Low S, eds. Proc. of the IEEE INFOCOM. San Francisco: IEEE Computer Society Press, 2004.

[8] Chan H, Perrig A. ACE: An emergent algorithm for highly uniform cluster formation. In: Proc. of the 1st European Workshop on Sensor Networks (EWSN). LNCS 2920, Berlin: Springer-Verlag, 2004. 154–171.

[9] Soro S, Heinzelman WB. Prolonging the lifetime of wireless sensor networks via unequal clustering. In: Proc. of the 19th IEEE Int'l on Parallel and Distributed Processing Symposium. San Francisco: IEEE Computer Society Press, 2005. 236–240.

[10] Ye M, Li CF, Chen G, Wu J. EECS: An energy efficient clustering scheme in wireless sensor networks. In: Dahlberg T, Oliver R, Sen A, Xue GL, eds. Proc. of the IEEE IPCCC 2005. New York: IEEE Press, 2005. 535–540.

[11] Shen B, Zhang SY, Zhong YP. Cluster-Based routing protocols for wireless sensor networks. Journal of Software, 2006,17(7):

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

1588−1600 (in Chinese with English abstract). http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/1588.htm

[12] Stojmenovic I. Position based routing in ad hoc networks. IEEE Communications Magazine, 2002,40(7):128−134.

[13] Hill J, Szewczyk R, Woo A, Hollar S, Culler DE, Pister KSJ. System architecture directions for networked sensor. ACM SIGPLAN Notices, 2002,11(35):93−104.

[14] Wu K, Gao Y, Li F, Xiao Y. Lightweight deployment-aware scheduling for wireless sensor networks. Mobile Networks and Applications, 2005,10(6):837−852.

[15] Choi W, Das SK. Trade-Off between coverage and data reporting latency for energy-conserving data gathering in wireless sensor networks. In: Hubaux JP, Makki K, Zhou C, La Porta T, eds. Proc. of IEEE Int'l Conf. on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems (MASS 2004). San Francisco: IEEE Computer Society Press, 2004. 503−512.

[16] Yang S, Dai F, Cardei M, Wu J, Patterson F. On connected multiple point coverage in wireless sensor networks. Journal of Wireless Information Networks, 2006,13(4):289−301.

[17] Choudhury RR, Kravets R. Location-Independent coverage in wireless sensor networks. 2004. http://www.crhc.uiuc.edu/~croy/pubs

[18] Williams R. The Geometrical Foundation of Natural Structure: A Source Book of Design. New York: Dover Publication Inc., 1979. 51−52.

[19] Liu M, Gong HG, Mao YC, Chen LJ, Xie L. A distributed energy-efficient data gathering and aggregation protocol for wireless sensor networks. Journal of Software, 2005,16(12):2106−2116 (in Chinese with English abstract). http://www.jos.org.cn/1000-9825/16/2106.htm

附中文参考文献:

[11] 沈波,张世永,钟亦平.无线传感器网络分簇路由协议.软件学报,2006,17(7):1588−1600. http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/1588.htm

[19] 刘明,龚海刚,毛莺池,陈力军,谢立.高效节能的传感器网络数据收集和聚合协议.软件学报,2005,16(12):2106−2116. http://www.jos.org.cn/1000-9825/16/2106.htm

刘明(1972－),男,四川成都人,博士,讲师,主要研究领域为移动计算,传感器网络技术.

曹建农(1960－),男,博士,教授,博士生导师,CCF 高级会员,主要研究领域为分布式并行计算.

陈贵海(1963－),男,博士,教授,博士生导师,CCF 高级会员,主要研究领域为分布式与并行计算.

陈力军(1961－),男,博士,副教授,主要研究领域为无线传感器网络,移动网络 Qos 技术.

王晓敏(1978－),女,博士生,讲师,主要研究领域为计算机网络,移动计算.

龚海刚(1975－),男,博士,讲师,主要研究领域为分布式计算,并行处理.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn