

一种无线传感器网络的能耗平衡覆盖模型

马震 刘云 沈波

(北京交通大学通信与信息系北京市重点实验室 北京 100044)

摘要: 针对无线传感器网络节点能量有限、最小覆盖方法能耗不均衡的问题, 该文提出了一种能耗平衡的连通覆盖模型, 并对模型进行了分析与仿真。模型利用 Voronoi 划分和 Delaunay 三角剖分对传感器网络进行分割, 判别重复覆盖目标区域的冗余传感器节点, 采用节点到 sink 点的跳数对节点分层, 进而提出选择休眠节点的方法。仿真结果表明, 由模型建立的非最小连通覆盖集所导出的无线传感器网络, 能够平衡节点能耗、使用优化路由、减弱路由关键点的影响。

关键词: 无线通信; 无线传感器网络; 覆盖; 能耗平衡; Voronoi 图

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2008)09-2250-04

An Energy Balanced Coverage Model for Wireless Sensor Networks

Ma Zhen Liu Yun Shen Bo

(Key Laboratory of Communication & Information Systems, Beijing Jiaotong University,
Beijing Municipal Commission of Education, Beijing 100044, China)

Abstract: An energy-balanced connected coverage model is proposed for solve the problems that limited energy of sensor nodes and imbalanced energy consumption of minimal connected cover methods make against the lifespan of wireless sensor networks. The model uses Voronoi diagram and Delaunay tessellation to partition wireless sensor network and to distinguish the redundancy nodes overlapping target region, uses hop to sink node to stratify nodes. And then, a method to choose closeable nodes is introduced. The simulation results indicate that the network educed by the non-minimal connected cover set constructed by the model can balance the node energy consumption, use optimized route and weaken the influence of the key points on route.

Key words: Wireless communication; Wireless sensor network; Coverage; Balanced energy; Voronoi diagrams

1 引言

集成了传感技术、微处理器技术、嵌入式操作系统和无线通信技术的无线传感器网络(Wireless Sensor Network, WSN)^[1], 在最近几年得到了迅速发展, 被广泛应用于军事、交通、环境和工业生产等领域中, 完成对温度、湿度、压力和速度等多种物理量的测量^[2]。由于传感器节点一般采用电池供电, 部署后很难再进行电能补充, 如何有效利用有限的电能, 延长传感器节点和WSN的生存时间, 一直是这一领域中的研究人员关注的热点问题^[1-6]。

节约传感器能量可以从多个不同的角度入手, 如使用适合于WSN的节能路由^[3], 对传感器网络实行分簇管理, 并对传感器节点采集的数据进行聚合, 以降低通信负载^[4], 使传感器节点轮流激活或休眠, 以减少冗余数据并平衡能耗^[5]等。其中令传感器节点轮流激活与休眠, 实际上是一种密度控制的方法, 以传感器节点一般都进行密集部署这一特点为基

础, 需要满足两个条件: (1)激活节点的感知范围完全覆盖目标区域; (2)激活节点形成的WSN具有连通性。因而, 这类方法也称为连通覆盖法, 是WSN的一种有效的节能方法。针对如何建立WSN的连通覆盖集, 目前人们已经提出了一些算法和模型。

文献[6]通过研究如何对穿越WSN网络的目标的路径进行追踪, 得到了WSN网络最坏和最佳覆盖两种极端情况的结果。该方法可以用来计算WSN网络的覆盖配置, 但属于一种间接的方法。文献[7]给出了一种自组织的覆盖协议, 直接对传感器节点的激活与休眠状态进行安排。通过周期性发布通告消息, 各个节点对自己的工作状态进行控制; 使用退避机制, 避免网络中出现覆盖漏洞。该方法有效控制了网络中的冗余节点数量, 但在处理WSN边界上的节点时存在问题^[5]。文献[8]提出了一种针对特定查询的WSN连通覆盖方法, 并设计了集中和分布式两种算法。其主要贡献在于, 在覆盖集建立过程中同时考虑了网络的连通性。鉴于求解最小连通覆盖集是一个NP-hard问题^[8], 文献[9]给出了一种近似算法。虽然该方法降低了求解的计算复杂度, 但把覆盖与连通分为两

个过程的方式面临着较高的通信负担。

本文针对WSN网络的连通覆盖问题,提出了一种新的能耗平衡覆盖模型。模型利用Voronoi划分和Delaunay三角剖分对WSN网络进行分割,在建立网络覆盖集的同时保证网络的连通性,以达到延长WSN生命时间的目的。

2 问题描述

考虑一组传感器节点 $V = \{v_i | i = 1, \dots, N\}$ 工作在一个二维平面 R^2 上,节点按随机均匀的方式部署,且足够密集;感知的目标区域为 T ;网络中有唯一的数据收集点SK (sink点),可以位于被感知的目标区域内部,也可以位于外部;节点以多跳的方式向sink点传递感知数据;假设节点可以通过某种手段(如GPS)获得位置信息,并报告给sink点;节点间的最大通信半径为 R_c ,最大感知半径为 R_s 。节点 v_i 的感知区域可表示为 $s_i = \{p \in R^2 | d(p, v_i) \leq R_s\}$ ^[9],其中 $d(p, v_i)$ 为点 p 到节点 v_i 的欧氏距离;当sink点位于目标区域外部时,假设 $\exists v_i \in V$,使得 $d(v_i, SK) \leq R_c$ 。

定义1 完全覆盖: 给定一个传感器节点集 V 和感知目标区域 T ,当 $T \subseteq \bigcup_{i \in [1, N]} s_i$ 时,称目标区域 T 被 V 中节点的感知区域完全覆盖,亦即没有覆盖漏洞。

定义2 连通: 给定一个传感器节点集合 V ,对于 $\forall v_i, v_j \in V$,当 $d(v_i, v_j) \leq R_c$ 时,称节点 v_i 和节点 v_j 间存在一条通信链路;当一对节点可以被多条相互连接的通信链路连接时,称这对节点间存在一条通信路径;如果 V 中的任何节点与sink点之间都存在一条通信路径,称由 V 导出的WSN关于sink点的查询是连通的,简称连通。

定义3 连通覆盖集: 给定一个传感器节点集合 V 和目标区域 T ,如果 T 中的任一点都至少被 V 中的一个节点的感知区域覆盖,则称 V 是 T 的覆盖集^[9];如果由 V 导出的WSN同时是连通的,则称集合 V 是 T 的连通覆盖集。

通常,对连通覆盖集的研究是要寻找一个最小子集 $V' \subseteq V$,使得 $T \subseteq \bigcup_{v_i \in V'} s_i$,并且由 V' 导出的WSN是连通的,也就是要最大限度地休眠那些对目标区域起到重复覆盖作用的节点。但最小连通覆盖集往往存在如下问题:(1)对传感器节点能量的消耗不均匀,容易使得一部分节点的能量过早耗尽,从而使网络失去连通性;(2)导出的WSN中的通信路径不优化,节点采集的数据需要经过许多不必要的中间转发才能到达sink点,浪费了中间节点的能量。(3)某些中间节点成为路由关键点,一旦失效,导致许多节点失去连通性。

因此最小连通覆盖集并不是延长WSN生命时间的最佳方法。本文下面给出一种寻找非最小连通覆盖集的方法,所导出的WSN能够平衡节点能耗、使用优化路由,并减弱路由关键点的影响。

3 能耗平衡覆盖模型

定义4 Voronoi划分与Delaunay三角剖分: 给定平面

R^2 上 N 个点的点集 $V = \{v_i | i = 1, \dots, N\}$,由 $S(v_i) = \bigcap_{i \neq j} H(v_i, v_j)$ 确定的凸多边形称为关于 v_i 的Voronoi域,凸多边形的顶点称为该Voronoi域的顶点,其中 $H(v_i, v_j)$ 表示线段 $\overline{v_i v_j}$ 垂直平分线的 v_i 一侧的半平面;集合 $\{S(v_i) | v_i \in V\}$ 称为 R^2 的关于 V 的Voronoi划分,表示为 $\text{Vor}(V)$ ^[10];如果两个点的Voronoi域有公共边,则称这两点互为邻居节点;如果 R^2 有界,则 R^2 的Voronoi划分为有界划分^[9]。连接互为邻居节点的线段形成的图是Voronoi划分的对偶图,即Voronoi划分对应的Delaunay三角剖分,表示为 $\text{DT}(V)$ 。

对一个区域的关于20个点的Voronoi划分如图1所示,其中的虚线表示对应的Delaunay三角剖分。

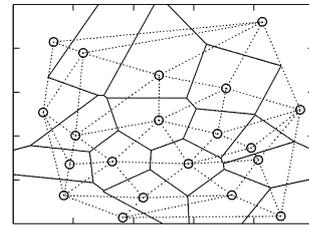


图1 无线传感器网络的Voronoi划分

Voronoi划分有如下性质:对于每一个 V 中的点 v_i ,其Voronoi域中的任何点到 v_i 的距离都比该点到 V 中其他点的距离要小。因此如果以目标区域 T 上的传感器节点集合作为划分点,对 T 进行Voronoi划分,则当传感器节点足够密集,以至 T 上没有覆盖漏洞时,每个节点的Voronoi域均处于该节点感知区域的覆盖之中。

定义5 冗余节点: 如果WSN中一个节点的感知区域完全被其他节点的感知区域覆盖,即对于节点 $v_i \in V$, $s_i \subseteq \bigcup_{j \in V, j \neq i} s_j$,则称该节点为冗余节点。

显然,如果一个冗余节点处于休眠状态,WSN不会出现覆盖漏洞。另一方面,如一个节点不是冗余节点,则在任何形式的连通覆盖中,该节点都不能处于休眠状态。对冗余节点的判别借助于节点集合的Voronoi划分以及文献[9]中给出的判别规则:节点 $v_i \in V$ 为冗余节点,当从节点集合的Voronoi划分中删除 v_i 后, v_i 邻居节点的新Voronoi域的全部顶点仍处于这些邻居节点的感知区域的覆盖之中。

寻找一个覆盖的过程也就是使冗余节点休眠的过程。在选择可以休眠的冗余节点时,需要考虑以下因素:(1)当 $R_c < 2R_s$ 时,休眠冗余节点可能造成网络连通性的丧失;(2)某些冗余节点休眠后,其相邻的冗余节点如果也进入休眠状态,可能导致WSN出现覆盖漏洞;(3)使剩余能量较大的冗余节点休眠,会使某些节点的能量过渡消耗,最终使得WSN的生存时间缩短。下面给出的寻找能耗平衡连通覆盖的方法考虑了这些因素。对算法的描述如图2所示。

```

(1) 测量并收集节点信息  $V = \{v_i(id, h, e, \text{parent\_id}) \mid i = 1, \dots, N\}$ ;
(2) 对节点分层  $L(h) = \{v_i \mid h(v_i) = h, v_i \in V\}$ ;
(3) 计算  $V$  的 Delaunay 三角剖分  $DV(V)$ , 并根据定义 5 去掉非冗余节点, 得到  $V'$ ;
(4)  $Q = \phi$ ;  $C(i) = \phi$ ;  $i = 1, \dots, h_{\max}$ ;  $R(j) = \phi$ ;  $j = 1, \dots, h_{\max}$ ;
(5) 计算可休眠的冗余节点, 其中  $NB(v)$  表示节点  $v$  的邻居节点;  $P(v)$  表示  $v$  的父节点;  $h(v)$  表示  $v$  所处的层数
     $h = h_{\max}$ 
    while ( $h \geq 1$ )
        while ( $L(h) \cap V' \neq \phi$ )
            for each  $v_k \in \{v_q \mid v_q \in NB(v_k), h(v_q) = h(v_k), v_q \in C(h) \cup R(h)\}$ 
                process ( $v_k, h$ )
            for each  $v_k \in L(h) \cap V'$ 
                process ( $v_k, h$ )
            for each  $v_k \in C(h) \cap R(h)$ 
                if  $v_k \in C(h)$  and  $h > 1$ 
                     $R(h-1) = R(h-1) \cup \{P(v_k)\}$   $V' = V' - \{v_k\}$ 
                if  $v_k \in C(h)$  and  $h > 1$ 
                     $C(h-1) = C(h-1) \cup \{P(v_k)\}$   $V' = V' - \{v_k\}$ 
            end while
             $h = h - 1$ 
        end while
    return  $Q, V - Q$ 
    function process ( $v_k, h$ )
         $Q = Q \cup \{v_k\}$ 
        if  $h > 1$ 
             $R(h-1) = R(h-1) \cup \{P(v_q) \mid h(v_q) = h, v_q \in NB(v_k), P(v_q) \in V'\}$ 
             $C(h-1) = C(h-1) \cup \{v_q \mid h(v_q) = h-1, v_q \in NB(v_k), v_q \in V'\}$ 
             $V' = V' - \{v_k\} - \{v_q \mid h(v_q) = h, v_q \in NB(v_k)\}$ 
        end function

```

图2 算法描述

首先对节点到sink点的跳数进行测量。sink点设置自己的跳数为0, 并以 R_c 为半径广播测量消息, 消息中包含节点的 id , 节点到sink点的跳数 h 等信息。收到测量消息的节点延迟 Δt 时间后, 比较收到的消息中的跳数 h_j , 设置自己的跳数为 $\min(h_j) + 1$, 并选择一个跳数小于自己的节点为父节点。这些节点再以 R_c 为半径继续广播测量消息, 直到所有节点都完成跳数测量, 同时也建立了到sink点的路由。各节点向sink点报告自己的 id , 跳数 h , 剩余能量 e 和父节点 id 。

根据到sink点的跳数对节点分层, 称为关于该sink点查询的分层。具有相同跳数的节点处于同一层, 表示为 $L(h) = \{v_i \mid h(v_i) = h, v_i \in V\}$ 。

在节点集 V 对应的Delaunay三角剖分 $DT(V)$ 中, 首先去掉非冗余节点和这些节点关联的边, 得到子图 $DT(V')$,

然后在 $DT(V')$ 中寻找可以同时休眠的节点。

寻找过程从跳数最大的节点层开始, 即集合 $L(h_{\max}) \cap V'$ 中。首先选择一个邻居节点数最小的节点, 如果有多个节点的邻居节点数相同, 选择剩余能量最少的节点, 记为 v_k 。将 v_k 放入(复制到)可休眠节点集合 Q 中; 将 v_k 的同层邻居节点的父节点放入路由节点集合 $R(h_{\max} - 1)$ 中, 如果这些节点的父节点在 V' 中; 将 v_k 的高层邻居节点(比 v_k 跳数小的节点)放入覆盖节点集合 $C(h_{\max} - 1)$ 中, 如果这些节点在 V' 中; 从 V' 中删除 v_k , v_k 的同层邻居节点以及这些节点关联的边, 更新集合 V' ; 重复这一过程, 直到 $L(h_{\max}) \cap V' = \phi$ 。

接下来在下一层中寻找可休眠节点, 即集合 $L(h_{\max} - 1) \cap V'$ 中。由于这一层的某些节点在上一层的处理过程中被复制到了集合 $C(h_{\max} - 1)$ 和 $R(h_{\max} - 1)$ 中, 这些节点在该层寻找过程的最后阶段被处理。对 v_k 的选取首先从 $C(h_{\max} - 1)$ 和 $R(h_{\max} - 1)$ 中节点的同层邻居节点着手, 选取原则和处理方式与上一层相同, 其中路由节点集合表示为 $R(h_{\max} - 2)$, 覆盖节点集合表示为 $C(h_{\max} - 2)$ 。在最后阶段, 处理 $C(h_{\max} - 1)$ 中的节点时, 将其父节点放入 $R(h_{\max} - 2)$ (如果其父节点在 V' 中), 从 V' 中删除该节点及其关联的边; 处理 $R(h_{\max} - 1)$ 中节点时, 将其父节点放入 $R(h_{\max} - 2)$ (如果其父节点在 V' 中), 从 V' 中删除该节点及其关联的边。

重复与 $L(h_{\max} - 1)$ 层相同的过程, 直到所有节点层 $L(h)$ 都处理完, 此时集合 Q 中的节点即为可休眠节点, 而 $V - Q$ 中的节点就构成了区域 T 的一个关于sink点查询的能耗平衡连通覆盖。

如果一个区域中部署的传感器节点的数量为 n , 节点的平均度为 m , 在图2给出的算法中, 步骤(2)的时间复杂性为 $O(n)$; 步骤(3)中Delaunay三角剖分的时间复杂性在最坏的情况下为 $O(n \log n)$, 平均为 $O(n)$ ^[10], 识别冗余节点的时间复杂性为 $O(n^2 \log n)$ ^[9]; 步骤(5)的对每一层节点的处理循环中, 由于各节点在该层中只被处理一次, 就从 V' 中移除了, 其时间复杂性为 $O(mn)$, 最坏情况下不超过 $O(n^2)$ 。因此, 算法的时间复杂性为 $O(n^2 \log n)$ 。

4 分析与仿真结果

从上述寻找关于sink点查询的能耗平衡连通覆盖的过程可以看出: (1)由于保留了一些冗余节点作为路由节点, 所得到的覆盖集 $V - Q$ 是非最小覆盖集; (2)在选定一个可以休眠的冗余节点时, 其Voronoi邻居节点将不再被归入可休眠节点集合, 因此得到的WSN不存在覆盖漏洞, 对目标区域是完全覆盖的; (3)不能休眠的冗余节点的父节点也不能休眠, 保证了节点关于sink点查询的连通性; (4)优先选择剩余能量较小的节点进行休眠, 有利于节点能耗的平衡; (5)在建立覆盖集的同时保持了网络的初始路由, 减弱了路由由关键点的影响; (6)由于没有对路由进行重建, 网络的初始路由对覆盖集的大

小有很强的影响,优化初始路由可以有效减小覆盖集的规模。

本文在GloMoSim和Matlab的联合环境上对前述模型进行了仿真。仿真的目标区域为一个 $100\text{m} \times 100\text{m}$ 的矩形区域,随机均匀部署100个传感器节点,节点能量从 0.1J 到 0.5J 的范围内随机选取,节点的最大通信半径 $R_c = 30\text{m}$,感知半径 R_s 可变,sink点位于 $(0,50)$ 的位置上。

图3的仿真结果显示了传感器节点的感知范围对模型性能的影响。当节点的感知半径较小时,初始部署的网络不能覆盖整个目标区域,显然网络中不存在冗余节点。随着感知半径增大,网络中开始出现冗余节点,模型计算得到的休眠节点数量增加,激活节点开始减少。数据显示,当 $R_s \geq 7\text{m}$ 时,出现2个冗余节点,模型得到的休眠节点数量也为2,目标区域被完全覆盖,且对于sink点的查询是连通的。当感知半径继续增大,冗余节点数量增加迅速,但模型得到的激活节点集合逐渐处于平稳状态,最终稳定在41。特别是当 $R_s > 15\text{m}$,即 $R_c < 2R_s$ 时,休眠节点的数量平稳,WSN仍为目标区域的连通覆盖集。对数据的分析表明,各激活节点到sink点的平均通信路径长度为2.45,接近全部节点的平均路径长度2.58;激活节点的平均能量为0.295,高于全部节点的平均值0.291。

图4是在增加网络中节点数量条件下的仿真结果。数据说明,随着目标区域中节点数量的增多,冗余节点数量呈线性增长,激活节点数量也有一定幅度的增加。对数据的分析显示,激活节点数量增加,主要是由于节点数量增多导致到sink点的路由过于分散所致。说明初始路由对覆盖集的大小有明显影响。

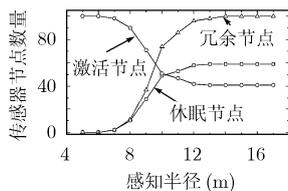


图3 节点感知半径对模型性能的影响

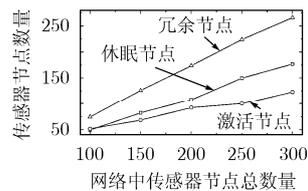


图4 模型性能随节点数量的变化

把上述仿真结果与文献[9]的结果进行对比可以看出:文献[9]的算法获得的是最小连通覆盖集,当 $R_c/R_s \geq 2$ 时,激活节点的数量仅取决于节点的感知半径,而不随网络节点数量变换;而在本文给出的方法中,当网络节点数量增加时,激活节点的数量有一定幅度的增加,所获得的覆盖集是非最小连通覆盖集。但从获得连通覆盖集的过程来看,本文中给出的方法可以在计算覆盖集的同时,获得激活节点间的连通路由,而文献[9]中的方法则需要再借助最小生成树计算辅助节点,来保证所获得的最小覆盖集的连通性。此外,从前述

分析还可看出,由于不要求解最小覆盖集,同时又在计算覆盖集的过程中保障了连通性,本文给出的方法在计算复杂性和节省通信开销方面,都具有较好的性能。

5 结束语

本文提出了一种WSN的能耗平衡覆盖模型。该模型使用Voronoi划分对网络中的冗余节点进行判别,并以节点到sink点的跳数对节点分层,进而给出综合考虑覆盖、连通、能耗平衡和路由优化的休眠节点选择方法。仿真结果表明模型能够建立WSN的能耗平衡连通覆盖,性能较好。

致谢 感谢张振江老师参与讨论。

参考文献

- [1] Akyildiz I, Su W, Sankarasubramanian Y and Cayirci E A. Survey on sensor networks [J]. *IEEE Communications Magazine*, 2002, 40(8): 102-114.
- [2] 任丰源, 黄海宁, 林闯. 无线传感器网络[J]. *软件学报*, 2003, 14(7): 1282-1291.
- [3] 唐勇, 周明天, 张欣. 无线传感器网络路由协议研究进展[J]. *软件学报*, 2006, 17(3): 410-421.
- [4] 沈波, 张世永, 钟亦平. 无线传感器网络分簇路由协议[J]. *软件学报*, 2006, 17(7): 1588-1600.
- [5] 任彦, 张思东, 张宏科. 无线传感器网络中覆盖控制理论与算法[J]. *软件学报*, 2006, 17(3): 422-433.
- [6] Megerian S, Koushanfar F, Potkonjak M, and Srivastava M B. Worst and best-case coverage in sensor networks [J]. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2005, 4(1): 84-92.
- [7] Tian D and Georganas N D. A node scheduling scheme for energy conservation in large wireless sensor networks [J]. *Wireless Commu. Mobile Computing*, 2003, 3(2): 271-290.
- [8] Gupta H, Das S R, and Gu Q. Connected sensor cover: selforganization of sensor networks for efficient query execution [A]. In: Proc. of the ACM Int'l Symp. On Mobile Ad Hoc Networking and Computing[C]. New York: ACM Press, 2003: 189-200.
- [9] 蒋杰, 方力, 张鹤颖, 窦文华. 无线传感器网络最小连通覆盖集问题求解算法[J]. *软件学报*, 2006, 17(2): 175-184.
- [10] 周培德. 计算几何——算法设计与分析(第2版)[M]. 北京: 清华大学出版社, 2005.

马震: 男, 1981年生, 博士生, 研究方向为无线传感器网络路由、覆盖控制与拓扑控制等。

刘云: 女, 1955年生, 教授, 博士生导师, 研究方向为系统仿真、通信网理论、信息安全理论、智能交通理论等。

沈波: 男, 1971年生, 博士后, 研究方向为复杂系统与复杂网络、网络交通流预测与控制、IP网络的路由理论与移动IP组播。