

与位置无关的无线传感器网络连通性覆盖协议*

毛莺池^{1,2+}, 冯国富¹, 陈力军¹, 陈道蓄¹

¹(计算机软件新技术国家重点实验室(南京大学),江苏 南京 210093)

²(河海大学 计算机及信息工程学院,江苏 南京 210098)

A Location-Independent Connected Coverage Protocol for Wireless Sensor Networks

MAO Ying-Chi^{1,2+}, FENG Guo-Fu¹, CHEN Li-Jun¹, CHEN Dao-Xu¹

¹(State Key Laboratory for Novel Software Technology (Nanjing University), Nanjing 210093, China)

²(School of Computer and Information Engineering, Hohai University, Nanjing 210098, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-25-83436996, E-mail: maoyc@dislab.nju.edu.cn

Mao YC, Feng GF, Chen LJ, Chen DX. A location-independent connected coverage protocol for wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2007,18(7):1672-1684. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/1672.htm>

Abstract: This paper solves the problem of how to energy-efficiently schedule sensor nodes and meet both constraints of the connected connectivity without accurate location information. Based on the theoretical analysis of the sensing coverage property of the minimal dominating set, the relationship between point coverage and area coverage in geometric graph is established. Based on the analytical results and Rule K algorithm which constructs the connected dominating set, a location-independent connected coverage protocol (LICCP) is proposed. Every sensor node adjusts the appropriate communication range. LICCP can provide the high quality of connected coverage using Rule K algorithm. Extensive simulation results show that the proposed connected coverage protocol can effectively maintain both high quality sensing coverage and connectivity in a long time.

Key words: wireless sensor networks; coverage; connectivity; dominating set

摘要: 解决在没有节点位置信息的情况下,如何能量有效地保证网络连通性覆盖的问题.分析了节点覆盖与区域覆盖之间的关系,并给出了节点覆盖等于区域覆盖的充分必要条件.根据分析结果,基于构建连通支配集 CDS(connected dominating set)的 Rule K 算法,提出了一种与节点位置无关网络连通性覆盖协议 LICCP(location-independent connected coverage protocol).在 LICCP 协议中,每个节点根据本地节点密度选择合适的通信范围,利用 Rule K 算法选出的工作节点提供高质量的网络连通性覆盖.模拟实验结果表明,LICCP 协议能够在较长时间内能量有效地提供高质量的网络覆盖,并保证网络的连通性.

关键词: 无线传感器网络;覆盖;连通;支配集

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant Nos.60573132, 60573106 (国家自然科学基金); the National High-Tech Research and Development Plan of China under Grant No.2004AA112090 (国家高技术研究发展计划(863)); the National Basic Research Program of China under Grant No.2006CB303000 (国家重点基础研究发展计划(973))

Received 2006-04-24; Accepted 2006-07-10

由大量的微型传感器节点组成的无线传感器网络(wireless sensor networks,简称 WSNs),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.无线传感器网络具有广泛的应用背景,如军事、安全监视、生态环境监测、医疗健康等领域^[1,2].WSNs 最主要的任务就是监测物理环境,并将节点感知的信息转发到基站.连通性覆盖是无线传感器网络中的一个重要问题.其所解决的是如何保证监测区域中所有节点形成的监测范围可以满足应用需求,同时,任何一个节点都可以将其感知的数据转发到基站,而不会产生网络分隔.目前,网络连通性覆盖研究的工作大多依赖于外部基础设施(如 GPS、有向天线)或者一些定位机制等,使每个传感器节点获得其物理位置.然而,Stojmenovic 通过实验表明,在传感器节点中嵌入 GPS 或有向天线等,不仅成本相对较高,而且需要消耗大量的能量,同时存在一些准确定位的问题^[3].因此,需要解决在没有节点位置信息的情况下,如何能量有效地保证网络连通性覆盖的问题.

我们的研究是基于图论中的支配集(dominating set,简称 DS).目前,在无线网络的研究中提出了许多构建连通支配集(connected DS,简称 CDS)算法^[4-10],用于选择骨干节点进行数据通信.当节点感知范围等于通信范围时,CDS 中的节点可以覆盖网络中所有节点,即节点覆盖,同时也保证网络的连通性.虽然文献[11]认为在节点部署密度很大时,通过构建 CDS 得到的节点覆盖可以近似于区域覆盖,但是,节点覆盖并不等于区域覆盖.本文分析了两者的关系,给出节点覆盖等于区域覆盖的充分必要条件.根据分析结果,基于已有的构建 CDS 算法,提出了一种与节点位置无关网络连通性覆盖协议 LICCP(location-independent connected coverage protocol).在 LICCP 协议中,每个节点无须知道自己的物理位置,根据本地节点密度选择合适的通信范围,利用 CDS 算法选出的工作节点可以提供高质量的网络连通性覆盖.实验表明,LICCP 协议在较长时间内可以能量有效地提供高质量的网络覆盖率并保证网络的连通性.与依赖节点位置信息的协议相比,LICCP 协议可以有效地延长网络寿命.

本文第 1 节回顾相关工作.第 2 节给出网络模型及相关符号说明.第 3 节详细分析节点覆盖与区域覆盖之间的关系.第 4 节描述 LICCP 协议.第 5 节对 LICCP 协议作性能分析,并且与其他算法加以比较.最后总结全文.

1 相关工作

对于网络覆盖问题的研究,Slijepcevic 等人提出了集中式的算法计算最大覆盖集^[12],不具有良好的可扩展性,而且算法依赖节点的位置信息.Charkrabarty 等人利用线性规划方法在监测区域中优化节点部署,以达到完全覆盖的目标^[13].Tian 等人提出了免职合格规则(off-duty eligibility rule),根据节点的位置或信号达到角度计算节点间的覆盖关系^[14].由于算法没有考虑节点覆盖区域可能出现过多的重叠,导致工作节点数量过多,造成额外的能耗.基于探测(probing)的密度控制算法 PEAS(probing environment and adaptive sleeping)^[15]要求每个睡眠节点定期地在其探测范围内探测邻居的状态,若在其探测范围内没有工作节点,则进入工作状态;否则,仍处于睡眠状态.PEAS 算法不需要节点的位置信息.RIS^[16]算法将时间划分为固定的周期,在每个周期的开始,每个节点以某一概率独立地决定是否进入睡眠状态.显然,RIS(randomized independent sleeping)不能保证网络完全覆盖.MSNL(maximization of sensor network life)^[17]算法需要精确的位置信息,并且多个相邻的节点有可能同时进入睡眠状态.LDAS(lightweight deployment-aware scheduling)算法^[18]不需要位置信息,采用基于部分冗余进行节点状态调度,提供对覆盖度的统计保证.但是,LDAS 只适用于节点均匀分布的情况.上述工作并没有考虑到网络的连通性.

对于网络连通性问题的研究,主要有两种机制:一方面是功率控制,即在保证网络连通的前提下,动态调整每个节点的发射功率,减少节点能量消耗,实现节点之间以多跳方式进行数据转发.Kirousis 等人将此问题简化为发射范围分配问题并详细讨论了其计算复杂性^[19].COWPOW^[20]的基本思想是所有节点使用一致的发射功率,在保证网络连通的前提下,节点使其功率最小化.LINT(local information no topology)和 LILT(local information link-state topology)^[21]是基于节点度数的算法.Li 和 Hou 提出了基于邻近图理论的算法 DRNG(directed relative neighborhood graph)和 DLMST(directed local minimum spanning tree)^[22];另一方面是通过节点状态调度,选取骨干节点构建 CDS^[4-10],保证网络连通性,进行数据路由.上述工作并没有考虑监测区域覆盖的问题.

近年来,研究人员开始讨论如何保证网络连通性覆盖问题.Zhang 等人讨论在不可靠的传感器网络中,提供高质量网络覆盖与连通的充分必要条件,并在证明了当节点的通信范围 R_t 至少 2 倍于节点感知范围 R_s ($R_t \geq 2R_s$) 时,若选出的工作节点能够完全覆盖整个监测区域,则该节点集合也是连通覆盖集^[23].另外,还提出了 OGDC(optimal geographic density control)算法,在保证网络覆盖的前提下,尽可能地减小节点监测范围之间的重叠面积,最小化工作节点数量.若 $R_t < 2R_s$,则 OGDC 算法不能保证网络连通性覆盖.Wang 等人证明了当 $R_t \geq 2R_s$ 时, K 重覆盖的网络一定是 K 度连通的网络,并提出了 CCP(coverage configuration protocol)算法^[24].当 $R_t < 2R_s$ 时,Wang 等人将 CCP 与 SPAN 算法^[25]结合,保证网络连通性覆盖.SCR-CADS(surface coverage relay connected dominating set)^[26]利用 MPR-DS(multipoint relay dominating set)算法^[6],根据节点位置信息,在 $R_t = R_s$ 的情况下,通过状态调度实现网络连通性覆盖.Gupta 等人在文献[27]中通过选择节点连通的路径来得到最大的网络覆盖效果.当基站向网络发送一个监测区域查询消息时,分别提出了集中与分布式两种贪婪算法,选择最小的连通节点集合并充分覆盖监测区域.Zhou 等人提出了在 R_s 和 R_t 可变的条件下,保证网络 K 重覆盖和 K 度连通的算法 VRKCKC(variable radii k_1 -connected k_2 -cover problem)算法^[28].VRKCKC 算法是基于 Voronoi 图和 RNG 图而提出来的.每个节点根据本地的 K 阶 Voronoi Cell 设定其 R_s ;每个节点根据 K 阶 RNG 图设定其 R_t ,实现网络 K 重覆盖与 K 度连通.上述传感器网络覆盖与连通协议都依赖于节点的物理位置信息进行状态调度,维持网络连通性覆盖.本文讨论在节点不知道自己的物理位置的情况下,如何通过节点状态调度保证网络连通性覆盖.

2 网络模型与符号说明

2.1 网络模型

所有传感器节点随机均匀地部署在监测区域 M 内,节点密度足够大,若所有节点都处于工作状态,则可以覆盖整个区域并保证网络的连通.现假设该无线传感器网络具有以下性质:

- (1) 相对于节点感知范围而言,监测区域 M 足够大,边界因素可以忽略.
- (2) 所有传感器节点部署后不再移动,并且部署后的网络无须人为进行维护.
- (3) 节点采用布尔感知模型,即每个节点都具有一个固定的传感半径 R_s ,其感知范围是以节点为圆心、 R_s 为半径的圆,在感知范围内的信息都能被节点监测,而在感知范围之外的信息都不能被节点监测到.
- (4) 所有节点具有相似的能力(数据处理和传输)并且地位平等.
- (5) 网络中节点要求达到秒级的时间同步.
- (6) 节点的通信设备可以通过调整其发射功率,获得多个不同的通信范围,即节点通信半径是可调的.
- (7) 每个节点无须装备 GPS,且不能通过测量或定位方法获得其具体的物理位置.现有网络连通性覆盖算法不适合本文给出的网络模型.

2.2 相关定义

定义 1(支配集 dominating set,简称 DS). 对于图 $G=(V,E)$,若顶点集 $C \subseteq V$,并且对任意顶点 $u \in V-D$,存在 $v \in D$,使得 $(u,v) \in E$,则称 D 是图 G 的支配集.若 D 的任何真子集都不是支配集,则称 D 是最小支配集(minimal dominating set,简称 MDS).若 D 的任何两个顶点之间是连通的,则称 D 是连通支配集(connected dominating set,简称 CDS).

2.3 符号说明

- (1) $B_i(r_i): B_i(r_i) = \{x \in \mathbf{R}^2 \mid \|x - z_i\| \leq r_i\}$ ($i=1,2,\dots,n$),表示平面 \mathbf{R}^2 中以 $z_i \in \mathbf{R}^2$ 为圆心、 r_i 为半径的圆面,简称为 B_i .
- (2) $B_i^j: B_i^j = \{x \in \mathbf{R}^2 \mid \pi_{z_i}(x) \leq \pi_{z_j}(x) \leq 0\}$,表示以圆心 z_i 和 z_j 的垂直平分线为界,在圆面 B_j 一方,但属于圆面 B_i 内的部分,如图 1 所示.
- (3) P_i^j 表示构成 B_i^j 区域圆弧的长度, P_i 表示 B_i 圆周的长度, P_j^{ik} 表示构成 $B_j^i \cap B_j^k$ 区域圆弧的长度,如图 1 所示.

- (4) A_i^j 表示构成 B_i^j 区域面积,即 $A_i^j = Area(B_i^j)$. A_j^{ik} 表示构成 $B_j^i \cap B_j^k$ 区域的面积,即 $A_j^{ik} = Area(B_j^i \cap B_j^k)$.
- (5) $\pi_i(x): \pi_i(x) = \|x - z_i\|^2 - r_i^2$, 表示平面 R 中任意一点 x 到 B_i 的距离,称为幂距离(power distance).那么, B_i 圆周上任意一点到 B_i 的幂距离 $\pi_i(x) = 0$, B_i 圆周内的任一点到 B_i 的幂距离 $\pi_i(x) < 0$, B_i 圆周外的任一点到 B_i 的幂距离 $\pi_i(x) > 0$. 而且点 x 与圆心 z_i 距离越近,其幂距离就越小.在圆心 z_i 和 z_j 的垂直平分线上所有的点到圆 B_i 和 B_j 的幂距离相等.
- (6) $r = [r_1, r_2, \dots, r_n]: r$ 表示平面 R 中 n 个圆的半径构成的半径向量,即监测区域中 n 个节点的感知半径构成的向量.
- (7) $z = [z_1, z_2, \dots, z_n]: z$ 表示平面 R 中 n 个圆的圆心构成的圆心位置向量,即监测区域中 n 个节点的位置构成的向量.
- (8) Ar : 一个以圆心位置、圆的半径为参数的函数,即 $Ar = f(r, z)$, 表示平面 R 中分布 n 个圆面,形成区域 A 的面积.所以, Ar 的导数与圆心位置变化、圆的半径变化有关.

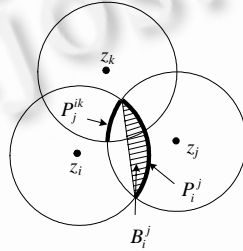


Fig.1 Illustration of B_i^j, P_i^j, P_j^{ik} in union of disks

图 1 多圆并集中 B_i^j, P_i^j, P_j^{ik} 的示意图

2.4 问题定义

假设在监测区域 M 中随机均匀地部署 n 个节点,我们要解决的连通性覆盖问题就是在不依赖节点位置信息的前提下,如何能量有效地从 n 个节点中选取尽可能少的工作节点来构成集合 S ,使得集合 S 中的节点可以监测整个区域 M ,同时保证网络的连通性.

3 问题分析

根据模型,网络中所有节点都处于工作状态,则可以覆盖整个监测区域,满足区域覆盖要求.另一方面,MDS 节点可以控制所有非 MDS 节点,当 $R_t = R_s$ 时,MDS 满足节点覆盖要求.由于 $MDS \subseteq CDS$,当 $R_t = R_s$ 时,CDS 不仅满足节点覆盖要求,而且可以保证网络的连通性.然而,节点覆盖并不等于区域覆盖,下面讨论区域覆盖和节点覆盖之间的关系,以及节点如何选取合适的通信半径 R_t ,使得节点覆盖得到的覆盖率接近于区域覆盖.

定理 1. 在监测区域 M 中, R_t 和 R_s 分别表示节点的通信半径和感知半径, $Area(MDS)$ 表示 MDS 节点所形成的覆盖区域的面积, $Area(V)$ 表示网络中所有节点 V 所形成的覆盖区域的面积,则 $Area(MDS)$ 与 $Area(V)$ 的关系为

$$\frac{R_s^2}{(R_s + R_t)^2} \leq \frac{Area(MDS)}{Area(V)} \leq 1.$$

为了证明定理 1,现给出以下引理.

引理 1(面积导数定理 area derivative). 设平面 R 分布 n 个圆面,形成的区域为 A ,面积 Ar 对半径向量 r 的导数 $DAr = \frac{\partial f(r, z)}{\partial r} = 2\pi \sum_{i=1}^n r_i \sigma_i$, $\sigma_i = 1 - \left(\sum_j P_i^j - \sum_{j,k} P_j^{ik} \right) / 2\pi r_i$, $i = 1, 2, \dots, n$. 其中, σ_i 表示圆面 B_i 与区域 A 共享边界的长度占区域 A 周长的比值.特别是,当圆面 B_i 完全包含在区域 R 中时,圆面 B_i 没有与区域 A 共享边界,则 $\sigma_i = 0$.

其具体证明见文献[29].

引理 2. 设平面 R 分布 n 个半径均为 r 的圆面,形成区域为 A ,其面积函数 $A(r)$ 对半径 r 求导数 $\frac{dA(r)}{dr} = \sum_{i=1}^n 2\pi r \sigma_i$,其中, $\sigma_i = 1 - \left(\sum_j P_i^j - \sum_{j,k} P_i^{jk} \right) / 2\pi r_i, i=1,2,\dots,n$.

引理 3. 对于可微函数 $g:R^+ \rightarrow R^+$,如果 $\forall x \in R^+, g'(x) \leq \frac{2g(x)}{x}$,则有 $\frac{g(x_1)}{g(x_2)} \leq \frac{x_1^2}{x_2^2}$,其中, $0 < x_2 \leq x_1 \in R^+$.

引理 4. 假定有两个圆面 B_i 和 B_j ,圆心位置分别为 z_i 和 z_j ,半径分别为 r_i 和 r_j , S_i 定义为圆弧($P_i - P_i^j$)两端与圆心 z_i 连接所形成的区域, S_j 定义为圆弧($P_j - P_j^i$)两端与圆心 z_j 连接所形成的区域,则有 $Area(S_i \cap S_j) = 0$.

由于文章篇幅有限,引理证明略.

下面证明定理 1: $\frac{Rs^2}{(Rs + Rt)^2} \leq \frac{Area(MDS)}{Area(V)} \leq 1$.

证明:上界: $\frac{Area(MDS)}{Area(V)} \leq 1$.根据 MDS 定义,MDS 节点可以控制所有非 MDS 节点,那么 $|MDS| \leq |V|$,

$\bigcup_{i=1}^m B_i(Rs) \subseteq \bigcup_{i=1}^n B_i(Rs)$,其中, $m = |MDS|, n = |V|$,所以, $\frac{Area(MDS)}{Area(V)} \leq 1$.

下界: $\frac{Rs^2}{(Rs + Rt)^2} \leq \frac{Area(MDS)}{Area(V)}$.考虑某个支配节点 u ,其控制集 D_u 定义为 $D_u = \{v \in V | d(u,v) \leq Rt\}$,表示节点 u

可以控制的节点集合.若监测区域 M 中任意一点 p 被 D_u 覆盖,则点 p 一定在以节点 u 为圆心、 $(Rs + Rt)$ 为半径的范围内, D_u 可以最大覆盖区域的面积是 $Area(D_u) = \pi(Rs + Rt)^2$ (如图 2 所示).支配节点 u 的覆盖面积为 $Area(u) = \pi Rs^2$,因此,节点 u 和控制集 D_u 所形成的覆盖面积之比为 $\frac{Area(u)}{Area(D_u)} \geq \frac{Rs^2}{(Rs + Rt)^2}$.由于 MDS 节点可以控

制监测区域 M 中所有节点,故 $\bigcup_{i=1}^m D_i = V$.下面讨论两种情况:

(1) 若 MDS 节点的覆盖区域之间不存在重叠.

将 MDS 中所有节点共同形成的覆盖区域设为 $Area(MDS) = Area\left(\bigcup_{i=1}^m B_i(Rs)\right) = m \cdot \pi Rs^2$.另一方面,支配节点的控制集 $D_i (i=1,2,\dots,m)$ 的覆盖区域之间可能存在相互重叠,因此有:

$$Area(V) \leq Area\left(\bigcup_{i=1}^m B_i(Rs + Rt)\right) = m \cdot \pi(Rs + Rt)^2.$$

综合后,得到 $\frac{Area(MDS)}{Area(V)} \geq \frac{Rs^2}{(Rs + Rt)^2}$.

(2) 若 MDS 节点的覆盖区域之间存在重叠.

设平面 R 分布 n 个半径均为 r 的圆面,其形成的区域为 A ,其面积函数 $A(r) = \left| \bigcup_{i=1}^n B_i(r) \right|$.

令 $A(Rs) = Area(MDS(Rs)), A(Rs + Rt) = Area(MDS(Rs + Rt))$,

因为 $Area(V) \leq Area\left(\bigcup_{i=1}^m B_i(Rs + Rt)\right)$,有 $Area(V) \leq A(Rs + Rt)$,即 $\frac{Area(MDS)}{Area(V)} \geq \frac{A(Rs)}{A(Rs + Rt)}$.

所以只需证明 $\frac{A(Rs)}{A(Rs + Rt)} \geq \frac{Rs^2}{(Rs + Rt)^2}$,即 $\forall 0 < r_2 \leq r_1 \in R^+$,有 $\frac{A(r_1)}{A(r_2)} \geq \frac{r_1^2}{r_2^2}$.

根据引理 3,只要 $A(r)$ 的导数满足 $A'(r) \leq \frac{2A(r)}{r}, r > 0$,即可证明定理 1.

又根据引理 2,可以得到:

$$\frac{dA(r)}{dr} = \sum_{i=1}^n 2\pi r \sigma_i = 2\pi r \sum_{i=1}^n \sigma_i = 2\pi r \sum_{i=1}^n \left(1 - \left(\sum_j P_i^j - \sum_{j,k} P_i^{jk} \right) \right) / 2\pi r \quad (1)$$

其中, σ_i 表示圆面 B_i 与区域 A 共享的边界长度占区域 A 周长的比例.

又令 S_{i,m_i} 表示由圆面 B_i 与区域 A 边界共享的圆弧, 与连接圆心 z_i 和圆弧两端的线段组成的区域, 其中, m_i 表示与圆面 B_i 相交的圆的个数, 故得到:

$$\pi r^2 \sigma_i = Area \left(\bigcap_{l=1}^{m_i} S_{i,l} \right) = Area(S_{i,m_i}) \quad (2)$$

同理, $\pi r^2 \sigma_j = Area(S_{j,m_j})$, m_j 表示与圆面 B_j 相交的圆的个数.

由于 $S_{i,m_i} \subseteq S_i, S_{j,m_j} \subseteq S_j$, 根据引理 4, $\forall i, j, Area(S_i \cap S_j) = 0$, 所以, $\forall i, j, Area(S_{i,m_i} \cap S_{j,m_j}) = 0$, 即

$$Area(S_{i,m_i}) + Area(S_{j,m_j}) = Area(S_{i,m_i} \cup S_{j,m_j}).$$

因为 $S_{i,m_i} \subseteq S_i \subseteq B_i$, 根据式(1)和式(2)得到:

$$A'(r) \times r / 2 = \left(2\pi r \sum_{i=1}^n \sigma_i \right) \times r / 2 = \sum_{i=1}^n \pi r^2 \sigma_i = \sum_{i=1}^n Area(S_{i,m_i}) = Area \left(\bigcup_{i=1}^n S_{i,m_i} \right) \leq Area \left(\bigcup_{i=1}^n S_i \right) \leq Area \left(\bigcup_{i=1}^n B_i \right) = A(r),$$

即 $\forall r > 0, A'(r) \leq \frac{2A(r)}{r}$. 所以, $\frac{Area(MDS)}{Area(V)} \geq \frac{A(Rs)}{A(Rs + Rt)} \geq \frac{Rs^2}{(Rs + Rt)^2}$.

综上所述, 定理 1 得证.

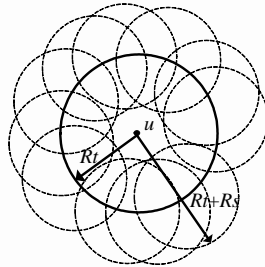


Fig.2 Relationship between dominator and dominator set

图 2 支配节点与支配集之间关系的示意图

当在监测区域 M 中节点部署密度很大时, 若 $R_t = R_s$, 则 MDS 节点几乎可以覆盖整个区域. 即节点部署密度越大, MDS 节点提供的区域覆盖质量就越高. 另一方面, 从定理 1 可以看出, 当节点的通信半径 R_t 比较小时, MDS 节点也可以提供高质量的区域覆盖. 但是, 当节点的通信半径 R_t 过小时, 则导致得到的 MDS 节点数量过多, 造成网络能耗过多. 下面讨论节点如何选取合适的通信半径 R_t , 使得 MDS 的节点可以提供高质量的区域覆盖.

定理 2. 假定在平面 R 中, 节点服从密度为 λ 的泊松分布, $\forall \varepsilon > 0, \forall p \in R$, 则存在 r , 使得

$$P(\exists u \in MDS \wedge d(u, p) \leq r + Rt) \geq 1 - \varepsilon.$$

证明: 对于任意一点 $p \in R$, 点 p 在以任一支配节点 v 为圆心、 $(r + Rt)$ 为半径的圆内的充分条件是以点 p 为圆心、 r 为半径的圆内存在一个节点 u .

因为, 如果以点 p 为圆心、 r 为半径的圆内存在一个节点 u , 即 $d(u, p) \leq r$. 若 $u \in MDS$, 则点 p 一定存在于以 u 为圆心、 $(r + Rt)$ 为半径的圆内, 即 $d(u, p) \leq r + Rt$. 若 $u \notin MDS$, 则根据 MDS 定义, 必须存在一个支配节点 v 可以控制节点 u , 即 $d(u, p) \leq Rt$, 因此 $d(v, p) \leq d(u, v) + d(u, p) \leq Rt + r$, 即点 p 在以支配节点 v 为圆心、 $(r + Rt)$ 为半径的圆内 (如图 3 所示) 充分条件成立. 所以, $P(\exists v \in MDS, s.t. d(v, p) \leq r + Rt) \geq P(\exists u \in V, s.t. d(u, p) < r)$ 成立.

根据网络模型, $\forall p \in R$, 至少存在一个节点 u , 使得 $d(u, p) \leq R_s$. 当 $r \geq R_s$ 时, 有 $P(\exists u \in V, s.t. d(u, p) < r) = 1$. 另一方面, 在监测区域中, 节点服从密度为 λ 的泊松分布, 若节点感知半径为 R_s , 则节点所形成的网络覆盖率为^[30]

$$f_a = 1 - e^{-\pi \lambda R_s^2}.$$

因此,当 $d(u,p) < r < R_s$ 时,有 $P(\exists u \in V, \text{s.t. } d(u,p) < r) = \frac{1 - e^{-\pi\lambda r^2}}{1 - e^{-\pi\lambda R_s^2}}$.

所以, $P(\exists v \in MDS, \text{s.t. } d(v,p) \leq r + Rt) \geq P(\exists u \in V, \text{s.t. } d(u,p) < r) = \begin{cases} 1, & r \geq R_s \\ \frac{1 - e^{-\pi\lambda r^2}}{1 - e^{-\pi\lambda R_s^2}}, & r < R_s \end{cases}$.

令 $\frac{1 - e^{-\pi\lambda r^2}}{1 - e^{-\pi\lambda R_s^2}} \geq 1 - \varepsilon$, 得到 $r \leq \sqrt{\frac{-\ln(\varepsilon + (1 - \varepsilon)e^{-\pi\lambda R_s^2})}{\pi\lambda}}$.

因此, $\forall \varepsilon > 0, \forall p \in R$, 存在 $r = \min\left(R_s, \sqrt{\frac{-\ln(\varepsilon + (1 - \varepsilon)e^{-\pi\lambda R_s^2})}{\pi\lambda}}\right)$, 使得 $P(\exists u \in MDS \wedge d(u,p) \leq r + Rt) \geq 1 - \varepsilon$.

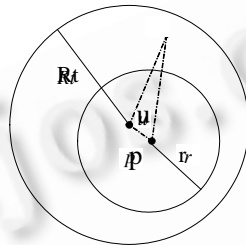


Fig.3 Illustration of the sufficient condition

图 3 充分条件示意图

根据定理 2, 得到

$$Rt = R_s - \min\left(R_s, \sqrt{\frac{-\ln(\varepsilon + (1 - \varepsilon)e^{-\pi\lambda R_s^2})}{\pi\lambda}}\right) \tag{3}$$

定理 3. 若网络中所有节点可以覆盖整个监测区域 R , 当 $Rt > 2R_s$ 时, 在 R 中至少存在一点 p 没有被 MDS 节点覆盖.

证明: 采用反证法, 若 $Rt > 2R_s$, 则 MDS 节点可以覆盖整个监测区域 R .

考虑任一支配节点 $v \in MDS$, 令 $S_v = \{u | d(u,v) \leq Rt \wedge u \in MDS\} - \{v\}$. 若 $Rt > 2R_s$, 则 $S_v \neq \emptyset$. 如果 $S_v = \emptyset$, 则在以节点 v 为圆心、 Rt 为半径的圆内没有其他 MDS 节点, 则在以节点 v 为圆心、半径为 R_s 至 $Rt/2$ 的区域 $B_v(Rt/2) - B_v(R_s)$ (如图 4 阴影部分所示) 既没有被节点 v 覆盖, 也没有被其他 MDS 节点覆盖, 显然与假设矛盾.

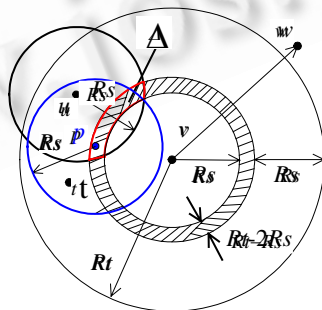


Fig.4 Illustration of the theorem 3

图 4 定理 3 的示意图

因此, S_v 可以控制节点 v , 下面分两种情况讨论 S_v 与节点 v 的控制集 D_v 的关系.

(1) $D_v - \{v\} \subseteq S_v$, 即 $(V - S_v \cup \{v\}) \cap D_v = \emptyset$, 那么, 如果将节点 v 从 MDS 节点集中删除, 则 S_v 仍可以控制 D_v 中的节点, 即集合 $MDS - \{v\}$ 中的节点仍然可以控制所有节点, 这与 MDS 的定义矛盾.

(2) $D_v - \{v\} \not\subset S_v$, 即 $\exists u \in V$, 使得 $u \in (V - S_v \cup \{v\}) \cap D_v$.

设 $\delta = R_t - 2R_s$, Δ 表示节点 u 的覆盖区域 $B_u(R_s)$ 与以节点 v 为圆心、半径为 R_s 至 $R_s + \delta$ 的区域 $B_v(R_s + \delta) - B_v(R_s)$ 的相交部分, 即 $\Delta = B_u(R_s) \cap (B_v(R_s + \delta) - B_v(R_s))$, 如图 4 所示. 显然, $\Delta \neq \emptyset$.

对于 $\forall p \in \Delta$, 由于 $d(v, p) > R_s$, 支配节点 v 不能覆盖点 p . 另一方面, $\forall w \in MDS - S_v$, 因为 $d(w, v) > R_t, R_s < d(v, p) < R_t + (R_s - 2R_s) = R_t - R_s$, 有 $d(w, p) > d(w, v) - d(v, p) > R_t - (R_t - R_s) = R_s$, 故节点 w 也不能覆盖点 p . 因此, 根据假设, 一定 $\exists t \in S_v$, 使得 $d(t, p) \leq R_s$. 所以, 有 $d(u, t) \leq d(u, p) + d(p, t) \leq R_s + R_s < R_t$, 即支配节点 t 可以控制节点 u . 这也意味着 $\forall u \in D_v, \exists t \in S_v$, 使得 $d(u, t) < R_t$. 那么, 如果将节点 v 从 MDS 节点集中删除, 则 S_v 中的节点仍可以控制 D_v 中的节点, 这与 MDS 的定义矛盾. 综上, 定理 3 得证.

4 LICCP 协议

由于 $MDS \subseteq CDS$, 当节点选择相同的通信半径 R_t 分别构建 CDS 和 MDS 时, CDS 节点得到的网络覆盖率不低于 MDS 节点得到的覆盖率. 定理 2 和定理 3 分别给出了节点通信半径 R_t 的上下限, 根据定理 2, 节点可以选择合适的通信半径 R_t 构建 CDS, 使其得到的网络覆盖率不低于 $1 - \varepsilon$, 同时保证网络的连通性. 目前, 在无线网络研究中提出了许多构建 CDS 的算法^[4-10], LICCP 协议利用 Wu 等人提出的 Rule K 算法^[10], 根据定理 2 选择合适的通信半径, 构建 CDS, 满足网络连通性覆盖的要求.

LICCP 协议包括两部分: 一是节点选择合适的通信半径, 二是利用 Rule K 算法构建 CDS, 使其满足连通性覆盖的要求. 为了达到能耗负载均衡的目标, 与大部分的覆盖协议类似, LICCP 协议按轮运行. 每一轮中, 节点首先选择合适的通信半径, 然后根据 Rule K 算法构建 CDS, 得到的 CDS 节点作为工作节点, 执行区域环境监测与数据转发的任务.

4.1 选择通信半径

根据式(3), $R_t = R_s - \min \left(R_s, \sqrt{\frac{-\ln(\varepsilon + (1 - \varepsilon)e^{-\pi\lambda R_s^2})}{\pi\lambda}} \right)$, 其中, λ 表示节点部署密度, 随着网络的运行, 节点出现

失效, λ 也不断变化. 对于单个节点而言, 很难获知 λ 变化的情况. 根据每个节点 k 跳最大通信半径 $R_{t_{\max}}$ 范围的邻居数量估算本地节点密度 λ_{local} , 作为网络节点密度 λ 的近似值, 同时 λ_{local} 能够自适应节点失效的变化.

λ_{local} 计算如下:

$$\lambda_{local} = \frac{|c| + 1}{\pi R_{t_{\max}}^2 k^2} \quad (4)$$

其中, $|c|$ 表示节点 k 跳邻居节点的数量. k 值越大, λ_{local} 的估算越准确. 但是, 节点之间消息交换的次数增加, 能耗开销增大, 所以, LICCP 采用 1 跳 $R_{t_{\max}}$ 范围内邻居节点的数量估算 λ_{local} . 令 $\varepsilon_0 = \varepsilon + (1 - \varepsilon)e^{-\pi\lambda R_s^2}$, 显然有 $\varepsilon_0 \in (0, 1)$, 综合公式(3)和公式(4), 得到

$$R_t = R_s - \min \left(R_s, \sqrt{\frac{-\ln \varepsilon_0}{\pi\lambda}} \right) = R_s - \min \left(R_s, R_{t_{\max}} \sqrt{\frac{-\ln \varepsilon_0}{|c| + 1}} \right) \quad (5)$$

所以, 每个节点 $i (i=1, \dots, n)$ 根据 1 跳 $R_{t_{\max}}$ 范围内邻居节点的数量及公式(5), 计算其合适的通信半径 R_{t_i} .

4.2 Rule K 算法

LICCP 协议利用 Rule K 算法^[10] 构建连通支配集 CDS, Rule K 算法包括两部分: 标记过程 (marking process) 和剪枝规则 (pruning rule). 具体算法见文献[10]. Wu 等人已证明 Rule K 算法得到的支配集一定是连通的^[10], 所以, 网络运行 LICCP 协议得到的工作节点集合可以实现网络连通性覆盖的目标. LICCP 协议的具体描述如图 5 所示.

Input: Sensing range R_s , maximum transmission range $R_{t_{\max}}$, sensor nodes set V , and ε_0 ;

Output: Working nodes set S .

```

I. Choose the transmission range for each node
1. for  $u \in V$  do
2.   BroadcastMsg(id(u),  $R_{t_{\max}}$ );
3.    $C_u = \text{CountNeighbors}(u)$ ; //compute 1-hop neighbor number with range  $R_{t_{\max}}$ 
4.    $R_{t_u} = R_s - \min\left(R_s, R_{t_{\max}} \sqrt{\frac{-\ln \varepsilon_0}{C_u + 1}}\right)$ ;
5.   marker(u)=false;
6. end
II. Marking process
7.  $S = \emptyset$ 
8. for  $u \in V$  do
9.   BroadcastMsg(id(u),  $N(u)$ ,  $R_{t_u}$ );
10.  if receiving  $N(v)$  from node  $v$  then  $N(u) = N(u) \cup N(v)$ ;
11. end //construct 2-hop neighbor list
12. for  $u \in V$  do
13.   if ( $w \in N(u) \wedge v \in N(u) \wedge w \notin N(v)$ ) then
14.     marker(u)=true;  $S = S \cup \{u\}$ ;
15.   end
III. Pruning process
16. for  $u \in V$  and marker(u)=true
17.   BroadcastMsg(id(u), marker(u),  $R_{t_u}$ );
18.   if ( $w \in N(u) \wedge (\text{marker}(w)=\text{true}) \wedge \text{id}(u) < \text{id}(w)$ ) then
19.      $V'_u = V'_u \cup \{w\}$ 
20.   if ( $(N(u) - V'_u) \subseteq N(V'_u)$ ) then
21.     marker(u)=false;  $S = S - \{u\}$ ;
22.   end;
23. return working nodes set  $S$ ;

```

Fig.5 LICCP protocol pseudo-code

图 5 LICCP 协议伪代码描述

5 性能评价

5.1 模拟实验环境设置和参数

利用 Glomsim 作为模拟实验平台对 LICCP 协议进行分析,并根据以下指标来评价,即: 协议有效性; 网络寿命; 通信控制开销.模拟实验环境是节点随机分布在大小为 $100 \times 100(\text{m}^2)$ 的监测区域内,部署节点总数为 400~800,节点感知半径为 10m,最大通信半径为 20m,能量模型与参数与文献[31]相同,见表 1.

Table 1 Simulation parameters

表 1 模拟实验参数列表

Parameter	Value
Network size (m^2)	100×100
The number of deployed nodes	400~800
Sensing range (R_s) (m)	10
Maximum transmission range ($R_{t_{\max}}$) (m)	20
E_{elec} (nJ/bit)	50
ε_{fs} (pJ/bit/ m^2)	10
ε_{amp} (pJ/bit/ m^4)	0.0013
E_{fusion} (nJ/bit/signal)	5
Data packet size (byte)	500
Broadcast packet size (byte)	25
Packet header size (byte)	25
Round (TDMA frames)	10
Initial energy (J/battery)	2
E_{\min} (J/battery)	0.02

5.2 实验结果

(1) 协议有效性

图 6 和图 7 分别给出了部署节点总数为 400,600 和 800 情况下,LICCP,OGDC 和 GAF(geographical adaptive fidelity)可以提供的区域覆盖率和在工作节点数量随ε₀变化的曲线.对于 LICCP 而言,ε₀ 是一个可调参数,在实验中,ε₀取值范围为[0.1,0.9].从图 6 和图 7 中可以看出,ε₀的取值大小对 LICCP 协议提供的覆盖质量和选出的工作节点数量影响不大.总体上看,当ε₀=0.5 时,在不同的节点密度下,LICCP 协议提供的网络覆盖率高,而工作节点数量相对较少,因此,在考察 LICCP 协议的网络寿命和控制开销时,选择ε₀=0.5 进行讨论.但是,可调参数ε₀的变化与 OGDC 和 GAF 协议无关,因此,其网络覆盖率曲线和工作节点数量曲线都平行于 x 轴.

另一方面,从图 6、图 7 可以看出,对于不同的节点密度,在大多数情况下,LICCP 都可以提供高达 99.5% 以上的网络覆盖率,与依赖节点位置信息的 OGDC 和 GAF 协议相差无几.同时,由于 LICCP 协议是在没有节点位置信息的情况下选择工作节点,保证网络连通性覆盖,因此,LICCP 只能通过 2 跳邻居信息作出状态决策,造成选出的工作节点数量比 OGDC 多 13%~30%,比 GAF 多 7%~26%.然而相对于部署的节点总数而言,LICCP 选出的工作节点数量是合理的,而且随着部署节点数量的增加,工作节点数量增加有限.图 6、图 7 表明,LICCP 协议可以有效地提供高质量的网络覆盖.

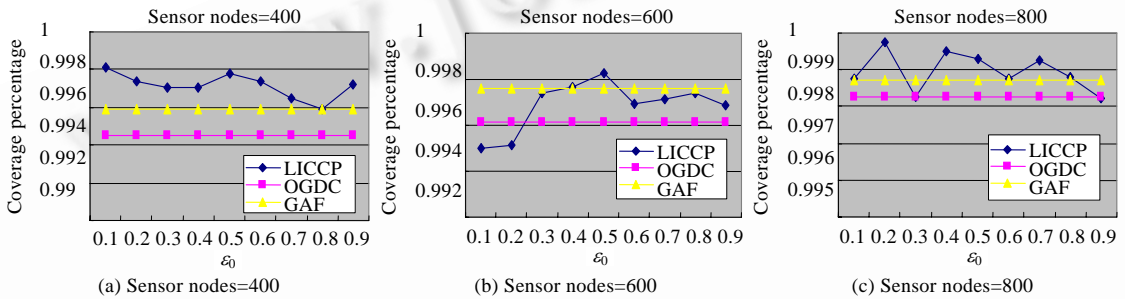


Fig.6 Coverage percentage vs. ϵ_0 in the different densities

图 6 在不同节点密度下区域覆盖率与 ϵ_0 的关系曲线

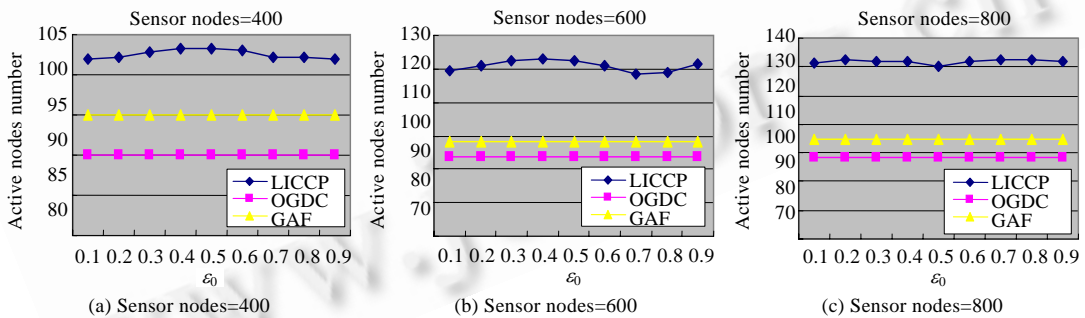


Fig.7 The number of active nodes vs. ϵ_0 in the different densities

图 7 在不同节点密度下工作节点数量与 ϵ_0 的关系曲线

(2) 网络寿命

网络连通性覆盖要求在提供高质量的网络覆盖的同时保证网络连通,因此,当网络的覆盖率低于某个阈值或网络出现分割时,WSNs 就不能正常地完成区域监测任务,可以认为网络寿命结束.当实验选取覆盖率低于 70% 或网络不连通时,判定网络寿命结束.图 8 反映了在不同节点密度下,LICCP 和 OGDC 协议的网络寿命曲线.从图 8 可以看出,在给定的网路配置环境下,LICCP 和 OGDC 协议在覆盖率没有下降到 70% 之前,网络出现了分割,网络寿命结束.此外,从图 8 还可以看出,LICCP 的网络覆盖率曲线下降比 OGDC 略缓慢,网络寿命比 OGDC 延长了约 35% 左右.这是由于在 LICCP 协议中,节点选择合适的通信范围,根据 Rule K 算法选取工作节点,保证

网络连通并提供高质量的网络覆盖.

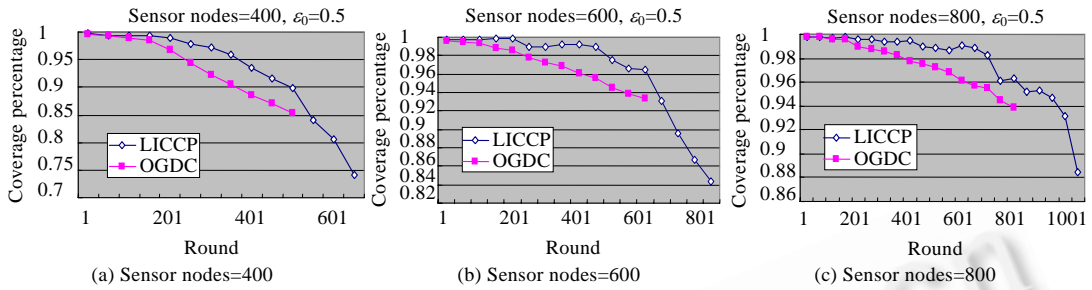


Fig.8 Network lifetime vs. time in the different density

图 8 在不同的节点密度下网络寿命随时间变化曲线

(3) 控制开销

在 LICCP 协议中,每个节点需要获取 1 跳最大通信范围内的邻居数量,以计算其合适的通信半径.因此,节点要耗能以用于接发控制消息.同时,在构建 CDS 时,每个节点要获得 2 跳邻居信息进行状态决策,节点也要耗能以用于接发控制消息.另外,LICCP 协议中,每轮时间间隔越短,接发控制消息的次数就越多,通信开销就越大.所以,LICCP 协议每轮运行时间长短对整体网络能耗产生影响.

图 9 反映了部署节点总数、每轮时间间隔和控制开销之间的关系.每轮时间间隔用工作节点发送 TDMA(time division multiple access)帧帧数表示,控制开销表示为用于接发控制消息能耗占整个网络能耗的比例值.从图 9 可以看出,节点总数为 800,每轮时间间隔从 5 变化到 20 个 TDMA 帧,其控制开销从 15%减少到 7%,说明当节点密度比较大时,控制开销对每轮时间间隔的大小是比较敏感的.另一方面,对于相同时间间隔,节点密度越大,其控制开销越大.但是,当每轮时间间隔较大时,其控制开销并不是很大.

与 Rule K 算法相比,LICCP 增加了节点选择合适的通信半径的过程,图 10 比较了在不同节点密度下,LICCP 协议和 Rule K 算法提供的网络覆盖率和在工作节点数量的差别.从图 10 可以看出,由于节点选择了合适的通信半径,LICCP 可以提供 99.5% 以上的网络覆盖率,而 Rule K 算法只能提供 75%~80% 的网络覆盖率.另一方面,LICCP 协议选出的工作节点数量远远大于 Rule K 算法.这是由于 Rule K 算法只考虑了节点覆盖,并没有考虑网络区域覆盖.同时也说明,通过调整节点的通信半径,虽然增加了工作节点的数量,但却可以显著提高网络覆盖的质量.

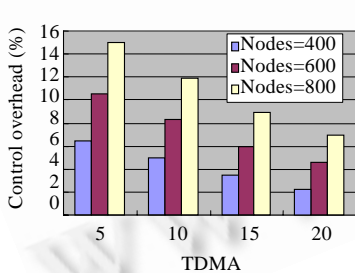


Fig.9 Control overhead vs. round interval

图 9 控制开销与每轮时间间隔关系

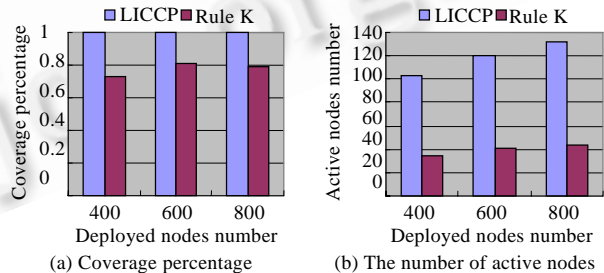


Fig.10 Comparison of LICCP and Rule K

图 10 LICCP 与 Rule K 比较

6 结束语

为了解决无线传感器网络中,在没有节点位置信息的情况下如何能量有效地保证网络连通性覆盖的问题,我们分析了节点覆盖与区域覆盖之间的关系,并给出了节点覆盖等于区域覆盖的充分必要条件.根据分析结果,利用构建 CDS 的 Rule K 算法,提出了一种与节点位置无关的网络连通性覆盖协议 LICCP.在 LICCP 协议中,每个节点无须知道自己的物理位置,根据本地节点密度选择合适的通信范围,利用 Rule K 算法确保选出的活动节

点可以提供高质量的网络连通性覆盖.模拟实验结果表明,LICCP 协议在较长时间内能量有效地提供高质量的网络覆盖率并保证网络的连通性.与 OGDC 的实验比较表明,LICCP 协议可以有效地延长网络寿命.

References:

- [1] Akyildiz IF, Su W, Sankarasubramaniam Y, Cayirci E. Wireless sensor networks: A survey. *Computer Networks*, 2002,38(4): 393–422.
- [2] Ren FY, Huang HN, Lin C. Wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2003,14(7):1282–1291 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/14/1282.htm>
- [3] Stojmenovic I. Position based routing in ad hoc networks. *IEEE Communications Magazine*, 2002,40(7):128–134.
- [4] Wan PJ, Alzoubi KM, Frieder O. Distributed construction of connected dominating set in wireless ad hoc networks. In: Kermani P, ed. *Proc. of the IEEE Infocom*. New York: IEEE Press, 2002. 1597–1604.
- [5] Das B, Sivakumar R, Bhargavan V. Routing in ad hoc networks using a spine. In: Makki K, ed. *Proc. of the Int'l Conf. on Computer Communications and Networks (ICCCN)*. Los Alamitos: IEEE Press, 1997. 34–41.
- [6] Qayyum A, Viennot L, Laouiti L. Multipoint relaying: An efficient technique for flooding in mobile wireless networks. Technical Report, 3898, INRIA-Rapport de Recherche, 2000.
- [7] Alzoubi KM, Wan PJ, Frieder O. Message-Optimal connected dominating sets in mobile ad hoc networks. In: Hubaux JP, ed. *Proc. of the ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc)*. New York: ACM Press, 2002. 157–164.
- [8] Chen Y, Liestman A. Approximating minimum size weakly-connected dominating sets for clustering mobile ad hoc networks. In: Hubaux JP, ed. *Proc. of the ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc)*. New York: ACM Press, 2002. 165–172.
- [9] Wu J, Dai F. Broadcasting in ad hoc networks based on self-pruning. In: Bauer F, ed. *Proc. of the IEEE Infocom*. San Francisco: IEEE Press, 2003. 2240–2250.
- [10] Dai F, Wu J. An extended localized algorithm for connected dominating set formation in ad hoc wireless networks. *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, 2004,15(10):908–920.
- [11] Cardei M, Wu J. Energy-Efficient coverage problems in wireless ad-hoc sensor networks. *Computer Communication*, 2006,29: 413–420.
- [12] Slijepcevic S, Potkonjak M. Power efficient organization of wireless sensor networks. In: Glisic S, ed. *Proc. of the IEEE Int'l Conf. on Communications (ICC)*. Helsinki: IEEE Press, 2001. 472–476.
- [13] Chakrabarty K, Lyengar SS, Qi H, Cho E. Grid coverage for surveillance and target location in distributed sensor networks. *IEEE Trans. on Computers*, 2002,51(12):1448–1453.
- [14] Tian D, Georganas ND. A node scheduling scheme for energy conservation in large wireless sensor networks. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 2003,3(2):271–290.
- [15] Ye F, Zhong G, Cheng J, Lu SW, Zhang LX. PEAS: A robust energy conserving protocol for long-lived sensor networks. In: Stankovic J, Zhao W, eds. *Proc. of the Int'l Conf. on Distributed Computing Systems (ICDCS)*. Providence: IEEE Press, 2003. 28–37.
- [16] Kumar S, Lai TH, Balogh J. On k -coverage in a mostly sleeping sensor network. In: Haas ZJ, Das SR, Jain R, eds. *Proc. of the 10th Annual Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*. New York: ACM Press, 2004. 144–158.
- [17] Berman P, Calinescu G, Shah C, Zelikovsly A. Efficient energy management in sensor networks. In: Xiao Y, Pan Y, eds. *Ad Hoc and Sensor Networks*, Vol. 2. New York: Nova Science Publisher, 2005.
- [18] Gao Y, Wu K, Li F. Analysis on the redundancy of wireless sensor networks. In: Johnson DB, Joseph AD, Vaidya NH, eds. *Proc. of the 2nd ACM Int'l Conf. on Wireless Sensor Networks and Applications (WSNA)*. New York: ACM Press, 2003. 108–114.
- [19] Kubisch M, Karl H, Wolisz A, Zhong LC, Rabaey J. Distributed algorithms for transmission power control in wireless sensor networks. In: Taga T, ed. *Proc. of the IEEE Wireless Communications and Networking Conf. (WCNC)*. New Orleans: IEEE Press, 2003. 558–563.

- [20] Narayanswamy S, Kawadia V, Sreenivas RS, Kumar PR. Power control in ad-hoc networks: Theory, architecture, algorithm and implementation of the COMPOW protocol. In: Lenzini L, ed. Proc. of the European Wireless Conf.—Next Generation Wireless Networks: Technologies, Protocols, Services and Applications. Pisa: IEEE Press, 2002. 156–162.
- [21] Ramanathan R, Rosales-Hain R. Topology control of multihop wireless networks using transmit power adjustments. In: Sidi M, ed. Proc. of the IEEE INFOCOM. Tel Aviv: IEEE Press, 2000. 404–413.
- [22] Li N, Hou JC. Topology control in heterogeneous wireless networks: Problems and solutions. In: Li VOK, ed. Proc. of the IEEE INFOCOM. Hong Kong: IEEE Press, 2004. 232–243.
- [23] Zhang H, Hou JC. Maintaining sensing coverage and connectivity in large sensor networks. Ad Hoc & Wireless Networks, 2005, 1(1):89–124.
- [24] Wang X, Xing G, Zhang Y, Lu C, Pless R, Gill C. Integrated coverage and connectivity configuration in wireless sensor networks. In: Akyildiz IF, Estion D, eds. Proc. of the ACM Int'l Conf. on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys). New York: ACM Press, 2003. 28–39.
- [25] Chen B, Jamieson K, Balakrishnan H, Morris R. SPAN: An energy-efficient coordination algorithm for topology maintenance in ad hoc wireless networks. In: Rose C, ed. Proc. of the 7th ACM Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom). New York: ACM Press, 2001. 85–96.
- [26] Carle J, Gallais A, Simplot-Ryl D. Preserving area coverage in wireless sensor networks by using surface coverage relay dominating sets. In: Ammar R, Saracco R, eds. Proc. of the 10th IEEE Symp. on Computers and Communications (ISCC). Cartagena: IEEE Press, 2005. 347–352.
- [27] Gupta H, Das SR, Gu Q. Connected sensor cover: Self-Organization of sensor networks for efficient query execution. In: Gerla M, ed. Proc. of the ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc). New York: ACM Press, 2003. 189–200.
- [28] Zhou Z, Das SR, Gupta H. Fault tolerant connected sensor cover with variable sensing and transmission ranges. In: Garcia-Luna-Aceves J, ed. Proc. of the 2nd Annual IEEE Communications Society Conf. on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks (SECON). Santa Clara: IEEE Press, 2005. 594–604.
- [29] Cheng HL, Edelsbrunner H. Area and perimeter derivatives of a union of disks. In: Computer Science in Perspective. LNCS 2598, Springer-Verlag, 2003. 88–97.
- [30] Liu B, Towsley D. A study of the coverage of large-scale sensor networks. In: Agrawal DP, ed. Proc. of the 1st IEEE Int'l Conf. on Mobile Ad hoc and Sensor Systems (MASS). Fort Lauderdale: IEEE Press, 2004. 475–483.
- [31] Heinzelman W, Chandrakasan AP, Balakrishnan H. An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks. IEEE Trans. on Wireless Communications, 2002,1(4):660–670.

附中文参考文献:

- [2] 任丰原,黄海宁,林闯.无线传感器网络.软件学报,2003,14(7):1282–1291. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/14/1282.htm>



毛莺池(1976 -),女,上海人,博士生,主要研究领域为传感器网络,分布式计算.



陈力军(1961 -),男,教授,主要研究领域为无线网络,QoS 技术.



冯国富(1977 -),男,博士,讲师,主要研究领域为 P2P 计算.



陈道蔷(1947 -),男,教授,博士生导师,CCF 高级会员,主要研究领域为分布式计算,软件工程.