

无线传感器网络中的分布式 Voronoi 覆盖控制算法

徐鹏飞^{1,2}, 陈志刚¹, 邓晓衡¹

(1. 中南大学 信息科学与工程学院, 湖南 长沙 410083; 2. 湖南师范大学 数学与计算机科学学院, 湖南 长沙 410081)

摘 要: 以覆盖部分目标区域的传感器网络为研究背景, 在通信半径不小于 2 倍传感半径的条件下, 提出了一种维持网络原有覆盖范围、连通性的分布式 Voronoi 覆盖控制算法。首先, 提出了一种基于局部 Voronoi 区域的冗余识别规则, 其计算复杂度与节点密度无关; 然后, 提出了一种能量优先的 Voronoi 调度规则, 通信相邻、局部 Voronoi 不相邻的节点可以同步执行冗余识别, 提高分布式调度的收敛性。仿真实验表明, 所提算法求解活跃节点的数量、平均覆盖度与集中式算法接近, 优于一般的分布式算法, 而在活跃节点的平均能量、算法性能等方面更加具有优势。

关键词: 无线传感器网络; 部分覆盖; Voronoi 划分; 覆盖盲点

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2010)08-0016-10

Distributed Voronoi coverage algorithm in wireless sensor networks

XU Peng-fei^{1,2}, CHEN Zhi-gang¹, DENG Xiao-heng¹

(1. College of Information Science and Engineering, Central South University, Changsha 410083, China;

2. College of Mathematics and Computer Science, Hunan Normal University, Changsha 410081, China)

Abstract: On the hypothesis conditions that wireless sensor networks only covered partial target region and the communication radius was no less than twice of the sensing radius, a coverage-preserved and connected distributed Voronoi coverage algorithm was presented. Firstly, a method of detecting coverage redundancy sensors based on the local Voronoi regions was proposed, whose computational complexity was unconcerned with the density of sensors. Then, an energy-prior self-scheduling strategy based on local Voronoi neighbors was proposed, where those sensors that were communication neighbors but not local Voronoi neighbors could synchronously execute self-scheduling, which improved the astringency of distributed scheduling. The simulation results show that the average number and coverage-degree of active sensors produced by the proposed algorithm are close to the centralized algorithm and smaller than the general distributed algorithm, while the proposed algorithm has more advantages in terms of active sensors' average energy, scheduling astringency and runtime.

Key words: wireless sensor networks; partial coverage; Voronoi tessellation; coverage blind-point

收稿日期: 2008-09-26; 修回日期: 2010-05-05

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(60873082, 60903058, 60973129); 教育部博士点新教师基金资助项目(200805331109); 湖南师范大学青年基金资助项目(60901)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (60873082, 60903058, 60973129); The Research Fund for the Youth Scholars of the Doctoral Program of Ministry of Education of China (200805331109); The Youth Scientific Research Fund of Hunan Normal University (60901)

1 引言

传感器网络是由部署在目标区域内的大量廉价、微型传感器节点, 通过自组织构成一个无中心控制、无基础设施的无线网络系统, 广泛运用于军事、环境监测等领域^[1]; 传感器节点通过能量有限的电池供电, 节能成为传感器网络的重要研究内容^[1,2]。覆盖控制是选择部分节点活跃工作(即活跃节点), 将其余节点(即冗余节点)转入能耗较低的睡眠状态, 是一种提高网络能量效率、延长网络生存时间的有效策略^[2,3]。

为了保证传感器网络的感知、通信等服务质量, 活跃节点应维持网络原有覆盖范围与连通性, 综合考虑节点能量、控制方式等因素^[3]。在传感器网络覆盖部分目标区域的假设条件下, 本文提出一种维持网络原有覆盖范围、连通性的分布式 Voronoi 覆盖控制算法(DVC, distributed voronoi coverage algorithm)。仿真实验表明, DVC 活跃节点的数量与覆盖度接近集中式算法, 优于一般的分布式算法; 而活跃节点的平均能量和算法性能更加具有优势。

本文组织如下: 第 2 节介绍相关研究工作; 第 3 节定义网络覆盖模型; 第 4 节详细描述算法与有关结论; 第 5 节为仿真实验; 第 6 节是结束语。

2 相关研究

分布式覆盖控制包括冗余识别与冗余调度 2 个基本问题^[4]; 其中冗余识别判断节点是否为冗余节点, 冗余调度确定将哪些冗余节点转入睡眠状态。文献[4]使用扇区并集近似描述节点间重叠的覆盖范围, 提出随机时间退避的冗余调度规则。文献[5]将节点覆盖范围划分为虚拟网格, 每个网格至少被一个邻居覆盖时为冗余节点, 提出令牌驱动的冗余调度规则。文献[6]将节点覆盖范围简化为覆盖圆盘的边界, 提出圆周覆盖的概念。文献[7]通过实例说明圆周覆盖可能将节点误识为冗余节点, 提出相应规则降低误识率, 运用支配集进行冗余调度。上述文献只能近似维持网络原有覆盖范围, 冗余识别复杂度、冗余调度收敛性与节点密度相关, 目标区域边界附近的活跃节点过多。

实际上, 每个节点原则上只要覆盖目标区域内与自己最近的点, 为此国内外学者提出使用计算几何的 Voronoi 划分研究冗余识别^[8-11]。文献[8]使用 Voronoi 区域的面积阈值识别冗余节点, 很难有效维持网络原

有覆盖范围。文献[9]通过重构剔除节点后的 Voronoi 划分来识别冗余节点, 计算复杂度为 $O(n^2 \lg n)$; 文献[8]与文献[9]通过集中方式实现。文献[10]与文献[11]基于 Voronoi 划分的冗余识别规则相对比较简单, 可以使用随机时间退避、支配集等方式进行分布式冗余调度。但是上述基于 Voronoi 划分的冗余识别要求网络覆盖整个目标区域; 事实上, 随机部署网络覆盖整个目标区域时将导致高冗余度^[12], 节点能量耗尽也可能导致网络不能覆盖整个目标区域^[13]。

本文主要工作: 1) 在网络覆盖部分目标区域的假设条件下, 提出一种基于局部 Voronoi 区域的冗余识别规则, 其计算复杂度与节点密度无关, 完善已有的 Voronoi 覆盖理论; 2) 提出一种能量优先的 Voronoi 调度规则, 通信相邻、局部 Voronoi 不相邻的节点可以同步执行冗余识别, 提高分布式调度的收敛性。3) 通过仿真实验, 分析随机均匀部署网络的覆盖质量以及本文算法的有效性。

3 问题描述

定义 1 (假设条件) 给定目标区域 R^2 内 $n(\geq 3)$ 个互不重叠的传感器节点集 S 。

1) 假设节点具有相同传感半径 R_s , 节点 $u \in S$ 的覆盖范围是以节点 u 为圆心、 R_s 为半径的圆盘, 记为覆盖圆 C_u ; 当且仅当点 $p \in R^2$ 满足 $\|up\| \leq R_s$ (即 $p \in C_u$) 时, 节点 u 覆盖点 p 或点 p 被节点 u 覆盖; 其中 $\|\cdot\|$ 表示 2 个点之间的欧氏距离。

2) 如果存在点 $p \in R^2$ 与任意节点 $u \in S$ 满足 $\|up\| > R_s$, 则传感器节点集 S 仅覆盖部分目标区域, 即部分覆盖网络; 否则, 传感器节点集 S 可以覆盖整个目标区域, 即完全覆盖网络。在部分覆盖网络中, 不能被任意节点覆盖的点简称覆盖盲点, 覆盖盲点的集合简称覆盖盲区。

3) 将目标区域 R^2 简化为整个平面, 任意覆盖圆在目标区域 R^2 内, 所有覆盖圆的并集构成网络的原有覆盖范围 C ; 本文研究部分覆盖网络下的覆盖控制, 这种简化不影响问题的分析, 即将目标区域 R^2 内除覆盖范围 C 外的子区域作为网络的覆盖盲区; 若无特别说明, 本文区域 R^2 是指整个平面。

4) 假设节点具有相同通信半径 R_c , 且 $R_c \geq 2R_s$ (注意, 本文的实例分析假设 $R_c = 2R_s$); 相互位于通信半径范围的节点互为通信邻居或通信相邻。

定义 2 (Voronoi 划分^[14]) 给定平面 R^2 内 $n(\geq 3)$ 个互不重叠的节点集 S 。

1) 点 $p \in R^2$ 与节点集 S 中的节点 u 最近, 当且仅当点 p 与任意节点 $x \in S(x \neq u)$ 满足 $\|up\| \leq \|px\|$ 。

2) 平面 R^2 内所有与节点 $u \in S$ 最近点的集合构成节点 u 的 Voronoi 区域 $V(R^2, S, u)$,

$$V(R^2, S, u) = \{p \in R^2 \mid \|up\| \leq \|px\|, \forall x \in (S - \{u\})\} \quad (1)$$

3) 节点 $u, x \in S$ 之间的垂直平分线记为 $L(u, x)$, 以垂直平分线 $L(u, x)$ 为界、包含节点 u 的半平面记为 $H(u, x)$; 任意点 $p \in R^2$, 当且仅当满足 $\|up\| \leq \|px\|$ 与 $u \neq x$ 时有 $p \in H(u, x)$, 则

$$V(R^2, S, u) = \bigcap_{x \in (S - u)} H(u, x) \quad (2)$$

4) 将平面 R^2 内每个点划分到节点集 S 中最近的节点, 即所有 Voronoi 区域的并集, 构成节点集 S 在平面 R^2 内唯一的 Voronoi 划分 $V(R^2, S)$ 。

定义 3 (Voronoi 覆盖) 对目标区域 R^2 内的传感器节点集 S 求解 Voronoi 划分 $V(R^2, S)$ 。

1) 当且仅当任意点 $p \in V(R^2, S, u)$ 满足 $\|up\| \leq R_s$ 时, $V(R^2, S, u)$ 或节点 u 满足 Voronoi 覆盖; 换言之, $V(R^2, S, u)$ 满足 Voronoi 覆盖, 当且仅当节点 $u \in S$ 覆盖目标区域 R^2 内所有与自己最近的点。

2) 当且仅当节点集 S 中每个节点满足 Voronoi 覆盖时, $V(R^2, S)$ 满足 Voronoi 覆盖; 换言之, $V(R^2, S)$ 满足 Voronoi 覆盖, 当且仅当目标区域 R^2 内任意点被节点集 S 中的最近节点覆盖。

定义 4 (局部 Voronoi 覆盖) 给定目标区域 R^2 内的传感器节点集 S 与传感半径 R_s 。

1) 设节点 $u \in S$ 与其 $2R_s$ 范围内的邻居为 $N(u)$, 则 $V(R^2, N(u), u)$ 为节点 u 的局部 Voronoi 区域。

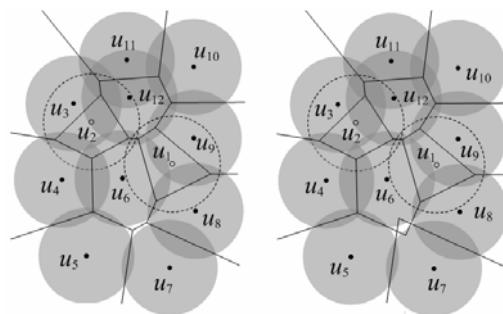
2) 当且仅当任意点 $p \in V(R^2, N(u), u)$ 满足 $\|up\| \leq R_s$ (即 $V(R^2, N(u), u)$ 位于覆盖圆 C_u 内) 时, $V(R^2, N(u), u)$ 或节点 u 满足局部 Voronoi 覆盖。

例如, 图 1(a) 给出节点集 $S = \{u_1, \dots, u_{12}\}$ 的 Voronoi 划分 $V(R^2, S)$, 图 1(b) 给出每个节点的局部 Voronoi 区域, 其中实线围成包含一个节点的凸区域即为该节点的(局部)Voronoi 区域。

定义 5 (Voronoi 性质^[14]) 给定 Voronoi 划分 $V(R^2, S)$ 。

1) Voronoi 区域的边界简称 Voronoi 边; 如果 $V(R^2, S, u)$ 与 $V(R^2, S, k)$ 存在公共的 Voronoi 边, 则节点 $u, k \in S(u \neq k)$ 共享 Voronoi 边或互为 Voronoi 邻居 (即 Voronoi 相邻)。

2) 节点 $u \in S$ 满足 $u \in V(R^2, S, u)$ 、且不在 Voronoi 边上; 任意节点 $k \in S(u \neq k)$ 满足 $k \notin V(R^2, S, u)$ 。



(a) 全局 (b) 局部

图 1 Voronoi 划分与 Voronoi 覆盖

3) 如果点 $p \in V(R^2, S, u)$ 不在 Voronoi 边上, 则任意节点 $k \in S(k \neq u)$ 满足 $\|kp\| > \|pu\|$ 。

4) 设节点 u 的所有 Voronoi 邻居为 $V_n(R^2, S, u)$, 当且仅当 $k \in V_n(R^2, S, u)$ 时有 $u \in V_n(R^2, S, k)$ 。

5) 当且仅当 $V(R^2, S, u) \cap L(u, k) \neq \emptyset$, 节点 $u, k \in S(u \neq k)$ 共享 Voronoi 边 ($V(R^2, S, u) \cap L(u, k)$)。

6) Voronoi 区域是由 Voronoi 边围成的凸多边形区域, 即 $V(R^2, S, u) = \bigcap_{x \in V_n(R^2, S, u)} H(u, x)$ 。

定义 6 给定局部 Voronoi 区域 $V(R^2, N(u), u)$ 与局部 Voronoi 邻居 $V_n(R^2, N(u), u)$, 将区域 $V(R^2, N(u), u)$ 内每个点划分到节点集 $V_n(R^2, N(u), u)$ 中, 最近节点后的 Voronoi 划分为 $V(V(R^2, N(u), u), V_n(R^2, N(u), u))$ 。

定义 7 (冗余) 当且仅当任意点 $p \in C_u$ 存在节点 $k \in (S - u)$ 满足 $\|kp\| \leq R_s$ 时, 节点 u 为冗余节点或节点 u 满足冗余^[9]; 换言之, 节点 u 满足冗余, 当且仅当任意点 $p \in C_u$ 被节点集 $S - u$ 中最近的节点覆盖。

4 部分覆盖网络下的分布式 Voronoi 覆盖控制

4.1 基于局部 Voronoi 区域的冗余识别规则

当网络覆盖部分目标区域时, 任意节点根据其 $2R_s$ 范围的邻居求解局部 Voronoi 区域后, 至少有一个节点不满足局部 Voronoi 覆盖^[15]。

4.1.1 节点不满足局部 Voronoi 覆盖

通过分析 Voronoi 区域 $V(R^2, S, u)$ 与局部 Voronoi 区域 $V(R^2, N(u), u)$ 的关系, 然后给出节点 u 在不满足局部 Voronoi 覆盖时的冗余识别规则。

引理 1 任意 Voronoi 区域 $V(R^2, S, u)$ 与局部 Voronoi 区域 $V(R^2, N(u), u)$ 满足 $V(R^2, S, u) \subseteq V(R^2, N(u), u)$ ^[15]。

证明 依据式(2)将 $V(R^2, S, u)$ 改写为

$$V(R^2, S, u) = (\bigcap_{x \in (N(u) - u)} H(u, x)) \cap (\bigcap_{x \in (S - N(u))} H(u, x)) \quad (3)$$

依据式(2)有 $V(R^2, N(u), u) = \bigcap_{x \in (N(u) - u)} H(u, x)$, 将其代入式(3)后有

$$V(R^2, S, u) = V(R^2, N(u), u) \cap (\bigcap_{x \in (S-N(u))} H(u, x)) \quad (4)$$

式(4)表明 $V(R^2, S, u) \subseteq V(R^2, N(u), u)$ 。证毕。

推论 1 如果 $V(R^2, N(u), u)$ 不满足局部 Voronoi 覆盖, 则 $V(R^2, S, u)$ 不满足 Voronoi 覆盖。

证明 依据引理 1, $V(R^2, S, u)$ 与 $V(R^2, N(u), u)$ 满足下列情况之一。1) $V(R^2, S, u) = V(R^2, N(u), u)$: 则 $V(R^2, S, u)$ 不满足 Voronoi 覆盖; 2) $V(R^2, S, u) \subset V(R^2, N(u), u)$: $V(R^2, S, u)$ 位于区域 $V(R^2, N(u), u)$ 内, $V(R^2, S, u)$ 至少有一条 Voronoi 边 e 与 $V(R^2, N(u), u)$ 的任意 Voronoi 边不重叠(否则, 将有 $V(R^2, S, u) = V(R^2, N(u), u)$), 依据 Voronoi 性质 5) 设 $e = V(R^2, S, u) \cap L(u, k)$, 则 $e \neq \emptyset$; 设 $V(R^2, N(u), u) \cap L(u, k) = \lambda$, 已知 $V(R^2, S, u) \subset V(R^2, N(u), u)$, 则有 $e \subset \lambda$ 与 $\lambda \neq \emptyset$; 如果 $k \in N(u)$, $V(R^2, N(u), u)$ 依据 Voronoi 性质 5) 将有 Voronoi 边 λ , 这样 Voronoi 边 e 与 $V(R^2, N(u), u)$ 的 Voronoi 边 λ 重叠, 与假设“Voronoi 边 e 与 $V(R^2, N(u), u)$ 的任意 Voronoi 边不重叠”矛盾, 即只能有 $k \notin N(u)$ 与 $\|uk\| > 2R_s$; 点 $p \in e$ 满足 $p \in V(R^2, S, u)$ 、 $p \in L(u, k)$, 垂直平分线 $L(u, k)$ 上的点 p 满足 $\|up\| \geq \|uk\|/2 > R_s$, 即存在点 $p \in V(R^2, S, u)$ 满足 $\|up\| > R_s$, $V(R^2, S, u)$ 不满足 Voronoi 覆盖。综合上述, 当 $V(R^2, N(u), u)$ 不满足局部 Voronoi 覆盖时, 必有 $V(R^2, S, u)$ 不满足 Voronoi 覆盖。证毕。

推论 2 如果 $V(R^2, S, u)$ 不满足 Voronoi 覆盖, 则节点 u 必定不满足冗余。

证明 $V(R^2, S, u)$ 不满足 Voronoi 覆盖时, 将存在点 $q \in V(R^2, S, u)$ 满足 $q \notin C_u$; 节点 u 为覆盖圆 C_u 的圆心, 线段 uq 与覆盖圆 C_u 的边界交于一点 p , 则有 $\|pu\| = R_s$ (即 $p \in C_u$) 与 $p \in uq$ ($p \neq q$, $p \neq u$); 依据 Voronoi 性质 2), 节点 $u \in V(R^2, S, u)$ 不在 Voronoi 边上, 则线段 uq 在区域 $V(R^2, S, u)$ 内、与 $V(R^2, S, u)$ 的任意 Voronoi 边不重叠, 也就是点 $p \in V(R^2, S, u)$ 不在 Voronoi 边上; 依据 Voronoi 性质 3), 任意节点 $k \in S(k \neq u)$ 满足 $\|kp\| > \|pu\|$ 与 $\|kp\| > R_s$ 。综合上述, $V(R^2, S, u)$ 不满足 Voronoi 覆盖时, 存在点 $p \in C_u$ 与任意节点 $k \in (S-u)$ 满足 $\|kp\| > R_s$, 节点 u 不满足冗余。证毕。

定理 1 如果 $V(R^2, N(u), u)$ 不满足局部 Voronoi 覆盖, 则节点 u 必定不满足冗余。

证明 依据推论 1 与推论 2 可知。

4.1.2 节点满足局部 Voronoi 覆盖

当 $V(R^2, N(u), u)$ 满足局部 Voronoi 覆盖时, 区域 $V(R^2, N(u), u)$ 位于覆盖圆 C_u 内, 覆盖圆 C_u 划分为不相交的子集: $V(R^2, N(u), u)$ 与 $C_u - V(R^2, N(u), u)$; 依据定义 7, 当且仅当这 2 个区域内任意点都能被节点

集 $S-u$ 中最近的节点覆盖时, 节点 u 满足冗余。

推论 3 任意点 $q \in (C_u - V(R^2, N(u), u))$ 存在节点 $m \in S(m \neq u)$ 满足 $\|mq\| \leq R_s$ 与 $q \in V(R^2, N(m), m)$ 。

证明 已知 $q \notin V(R^2, N(u), u)$ 与 $q \in C_u$, 则有 $\|uq\| \leq R_s$ 与 $q \in R^2$; 若 $q \in R^2$, 依据式(1)存在节点 $m \in S$ 满足 $q \in V(R^2, S, m)$; 若 $q \notin V(R^2, N(u), u)$, 依据引理 1 有 $q \notin V(R^2, S, u)$, 则有 $m \neq u$; 若 $q \in V(R^2, S, m)$, 依据式(1)有 $\|mq\| \leq \|uq\|$, 则有 $\|mq\| \leq R_s$; 依据引理 1 有 $V(R^2, S, m) \subseteq V(R^2, N(m), m)$, 则有 $q \in V(R^2, N(m), m)$ 。证毕。

推论 4 如果 $V(R^2, N(u), u)$ 满足局部 Voronoi 覆盖, 则 $V(R^2, S, u) = V(R^2, N(u), u)$ 、 $V_n(R^2, S, u) = V_n(R^2, N(u), u)$ 。

证明 $V(R^2, N(u), u)$ 满足 Voronoi 覆盖时, 任意点 $p \in V(R^2, N(u), u)$ 满足 $\|up\| \leq R_s$; 任意节点 $x \in (S-N(u))$ 满足 $u \neq x$ 与 $\|ux\| > 2R_s$, 也就有 $\|up\| < \|ux\|/2$ 与 $p \in H(u, x)$, 则有 $p \in (\bigcap_{x \in (S-N(u))} H(u, x))$; 综合上述, 有 $V(R^2, N(u), u) \subseteq (\bigcap_{x \in (S-N(u))} H(u, x))$, 依据式(4)有 $V(R^2, S, u) = V(R^2, N(u), u)$, 根据 Voronoi 邻居定义又有 $V_n(R^2, S, u) = V_n(R^2, N(u), u)$ 。证毕。

引理 2 如果点 $p \in V(R^2, S, u)$ 与节点集 $V_n(R^2, S, u)$ 中最近的节点为 k , 则点 p 与节点集 $S-u$ 中最近的节点仍是 k 。

证明 详细见文献[11]的引理 5.3 证明。

推论 5 当 $V(R^2, N(u), u)$ 满足局部 Voronoi 覆盖时, 如果任意点 $p \in V(R^2, N(u), u)$ 被节点集 $V_n(R^2, N(u), u)$ 中最近的节点覆盖, 则节点 u 满足冗余; 否则, 节点 u 不满足冗余。

证明 依据推论 3, 区域 $(C_u - V(R^2, N(u), u))$ 内任意点必被节点集 $S-u$ 中最近的节点覆盖, 节点 u 是否冗余取决于, 区域 $V(R^2, N(u), u)$ 内任意点是否被节点集 $S-u$ 中最近的节点覆盖; 设点 $p \in V(R^2, N(u), u)$ 与节点集 $V_n(R^2, N(u), u)$ 中最近的节点为 k 。已知 $V(R^2, N(u), u)$ 满足 Voronoi 覆盖, 依据推论 4 有 $V(R^2, S, u) = V(R^2, N(u), u)$ 与 $V_n(R^2, S, u) = V_n(R^2, N(u), u)$, 则点 $p \in V(R^2, S, u)$ 与节点集 $V_n(R^2, S, u)$ 中最近的节点为 k ; 依据引理 2, 点 p 与节点集 $S-u$ 中最近的节点为 k ; 换言之, 任意点 $p \in V(R^2, N(u), u)$ 被节点集 $V_n(R^2, N(u), u)$ 中最近的节点 k 覆盖, 点 p 必被节点集 $S-u$ 中最近的节点 k 覆盖, 节点 u 满足冗余; 否则, 存在点 $p \in V(R^2, N(u), u)$ 不能被节点集 $V_n(R^2, N(u), u)$ 中最近的节点 k 覆盖, 点 p 也不能被节点集 $S-u$ 中最近的节点 k 覆盖, 节点 u 不满足冗余。证毕。

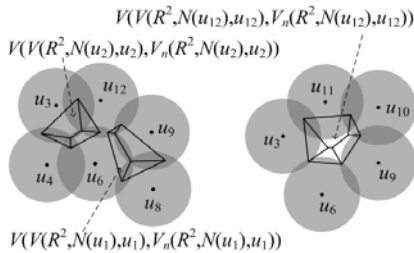
定理 2 (Voronoi 冗余) 当 $V(R^2, N(u), u)$ 满足 Voronoi 覆盖时, 如果 $V(V(R^2, N(u), u)$ 、 $V_n(R^2, N(u), u)$)

满足 Voronoi 覆盖, 则节点 u 满足冗余, 简称 Voronoi 冗余; 否则, 节点 u 不满足冗余。

证明 如果 $V(V(R^2, N(u), u), V_n(R^2, N(u), u))$ 满足 Voronoi 覆盖, 则任意点 $p \in V(R^2, N(u), u)$ 被节点集 $V_n(R^2, N(u), u)$ 中最近的节点覆盖, 依据推论 5 有节点 u 满足冗余; 否则, 存在点 $p \in V(R^2, N(u), u)$ 不能被节点集 $V_n(R^2, N(u), u)$ 中最近的节点覆盖, 依据推论 5 将有节点 u 不满足冗余。证毕。

定理 2 与文献[11]的区别是, 任意满足局部 Voronoi 覆盖的节点可以进行 Voronoi 冗余识别, 不管其他节点是否满足局部 Voronoi 覆盖, 即定理 2 允许网络覆盖部分目标区域; 文献[11]要求网络覆盖整个目标区域, 此时所有节点满足局部 Voronoi 覆盖^[15]; 因此, 文献[9]与文献[11]是定理 2 的特例情况, 定理 1 与定理 2 将进一步完善文献[9]与文献[11]的 Voronoi 覆盖理论。

例如图 1(b), 节点 $u_i (i=3, \dots, 11)$ 不满足局部 Voronoi 覆盖, 节点 u_1, u_2 满足局部 Voronoi 覆盖, 依据定理 2 可知节点 u_1, u_2 满足 Voronoi 冗余, 如图 2(a) 所示; 从图 1 可以发现节点 u_1, u_2 确实为冗余节点。



(a) 节点 u_1, u_2 满足 Voronoi 冗余 (b) 节点 u_{12} 不满足 Voronoi 冗余

图 2 Voronoi 冗余实例

4.2 能量优先的 Voronoi 调度规则

任意节点根据 $2R_s$ 范围的邻居, 定理 1 与定理 2 可以独自确定是否冗余。为了维持网络原有覆盖范围, 不满足冗余的节点只能为活跃(Active)状态, 不能转入睡眠(Sleep)状态^[9]; 一个冗余节点能否转入 Sleep 状态, 应根据其他节点的状态来确定。为此, 本文提出一种能量优先的 Voronoi 调度策略。

4.2.1 调度算法描述

假设节点通过消息交互维护 $2R_s$ 范围内的邻居位置、能量与状态等信息。首先, 将 $N(u)$ 中所有节点标记为 Unset 状态; 然后, 节点 u 通过调度策略确定最终状态(Active 或 Sleep)后, 向 $N(u)$ 中所有邻居广播最终状态消息; 最后, 如果节点 u 为 Active

状态, 则继续接收邻居的状态消息, 直到 $N(u)$ 中所有邻居确定最终状态, 以维护活跃邻居信息。

其调度策略如下: 1) $V(R^2, N(u), u)$ 不满足局部 Voronoi 覆盖: 节点 u 依据定理 1 将不满足冗余, 设置为 Active 状态。2) $V(R^2, N(u), u)$ 满足局部 Voronoi 覆盖: 节点 u 先接收 $N(u)$ 中邻居的状态消息, 标记 $N(u)$ 中的 Active 节点、剔除 $N(u)$ 中的 Sleep 节点; 当 $V_n(R^2, N(u), u)$ 中包含 Sleep 节点时, 重构剔除 Sleep 节点后的 $V(R^2, N(u), u)$; 当 $V_n(R^2, N(u), u)$ 中所有能量较低(若能量相同, 则节点 ID 值较小)节点确定为 Active 状态后, 节点 u 使用定理 2 进行冗余识别; 如果节点 u 满足 Voronoi 冗余, 则为 Sleep 状态; 否则为 Active 状态。

其算法详细步骤如图 3 所示, 节点的任务/状态转换如图 4 所示(注意: 为了简化问题描述, 下文假设任意 2 个节点的能量不同)。

```

符号描述:
u.State: 节点u的状态, 其值为Active、Sleep、Unset
u.E: 节点u的能量值
u.Broadcast(State): 广播状态消息
u.Receive(AS,SS): 接受状态消息, 其中AS为Active节点、SS为Sleep节点
I. Initialize
维护邻居信息N(u), 求解V(R^2, N(u), u);
for (forall h in N(u)) h.State ← Unset;
if (V(R^2, N(u), u)不满足局部Voronoi覆盖){
    u.State ← Active; u.Broadcast (Active);
    GoTo Finalize;
}
End Initialize
II. While (exists k in V_n(R^2, N(u), u) => (k.State = Unset) ^ (k.E < u.E))
u.Receive(AS,SS); N(u) ← N(u) - SS;
for (forall h in (AS ∩ N(u))) h.State ← Active;
if ((V_n(R^2, N(u), u) ∩ SS) ≠ ∅) 重构V(R^2, N(u), u);
End While //Unset状态
III. Finalize
if (u.State = Unset){ //Voronoi冗余识别
    if (V(V(R^2, N(u), u), V_n(R^2, N(u), u)))满足Voronoi覆盖)
        u.State ← Sleep;
    else u.State ← Active;
    u.Broadcast(u.State);
    if (u.State = Sleep) return;
}
while (exists k in N(u) => k.State = Unset){ //消息接受
    u.Receive(AS,SS); N(u) ← N(u) - SS;
    for (forall h in (AS ∩ N(u))) h.State ← Active;
} //Active状态
End Finalize
    
```

图 3 DVC 算法



图 4 调度的任务/状态转换

4.2.2 调度实例分析

1) 设图 1(b)所示网络的目标区域为整个平面, 节点能量为其编号。初始化时, 不满足局部 Voronoi 覆盖的节点 $u_i(i=3, \dots, 11)$ 设置为 *Active* 状态, 满足局部 Voronoi 覆盖的节点 u_1 、 u_2 、 u_{12} 进入 *While/Unset* 循环; 第 1 轮, 节点 u_1 、 u_2 退出 *While/Unset* 循环, 执行 Voronoi 冗余识别后为 *Sleep* 状态, 如图 2(a) 所示; 第 2 轮, 节点 u_{12} 收到节点 u_1 、 u_2 的睡眠消息, 重构局部 Voronoi 区域、退出 *While/Unset* 循环, 执行 Voronoi 冗余识别后为 *Active* 状态, 如图 2(b) 所示。每轮调度的节点状态变化如表 1 所示。

第 i 轮	<i>Unset</i>	<i>Active</i>	<i>Sleep</i>
初始化	u_1, u_2, u_{12}	$u_3, u_4, u_5, u_6, u_7, u_8, u_9, u_{10}, u_{11}$	—
1	u_{12}	—	u_1, u_2
2	—	u_{12}	—

2) 如果目标区域为整个平面, 则不满足局部 Voronoi 覆盖的节点称为边界节点^[15]; 当目标区域为有界区域时, 应将有限目标区域与节点的局部 Voronoi 区域进行交集操作^[9], 这样一些边界节点有可能满足局部 Voronoi 冗余。例如图 5 (a)所示, 目标区域为整个平面时, 边界节点 u_1 、 u_2 、 u_3 不是冗余节点; 如果目标区域的边界为图 5(a)的实线方框, 则节点 u_1 满足 Voronoi 冗余, 如图 5(b)所示。

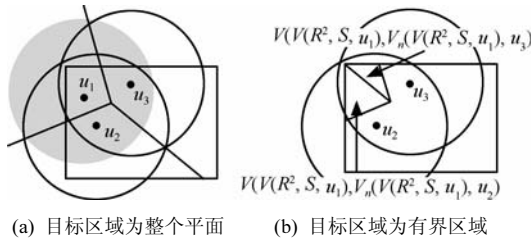


图 5 有界目标区域调度实例

4.2.3 算法正确性分析

结论 1 通信相邻、局部 Voronoi 不相邻的节点可以同步执行 Voronoi 冗余识别。

证明 设 $V(R^2, N(u), u)$ 满足局部 Voronoi 覆盖, 任意局部 Voronoi 邻居 $k \in V_n(R^2, N(u), u)$ 满足 $k \in V_n(R^2, S, u)$ (推论 4), 则有 $u \in V_n(R^2, S, k)$ (Voronoi 性质 4); 节点 u 执行 Voronoi 冗余识别时, $V(R^2, N(k), k)$ 有下列情况之一。

1) 不满足局部 Voronoi 覆盖: 节点 k 在初始化时已经设置为 *Active* 状态。

2) 满足局部 Voronoi 覆盖: 依据推论 4 有 $V_n(R^2, N(k), k) = V_n(R^2, S, k)$, 则有 $u \in V_n(R^2, N(k), k)$; 若 $k.E > u.E$, 节点 k 至少要收到节点 u 的状态消息后执行 Voronoi 冗余识别, 即节点 k 处于 *While/Unset* 循环; 否则, 节点 u 至少要收到节点 k 的状态消息后执行 Voronoi 冗余识别, 即节点 k 为 *Active* 状态 (若为 *Sleep* 状态, 则已从 $N(u)$ 剔除了节点 k , 有 $k \notin V_n(R^2, N(u), u)$)。

综合上述, 节点 u 执行 Voronoi 冗余识别时, 其任意局部 Voronoi 邻居 k 或处于 *While/Unset* 循环或为 *Active* 状态, 不会转入睡眠状态; 换言之, 局部 Voronoi 相邻节点异步执行 Voronoi 冗余识别, 局部 Voronoi 邻居为通信邻居的子集, 即通信相邻、局部 Voronoi 不相邻的节点可以同步执行 Voronoi 冗余识别。证毕。

例如, 根据图 1(b)可知节点 u_1 、 u_2 满足通信相邻、局部 Voronoi 不相邻; 根据表 1, 节点 u_1 、 u_2 同步执行 Voronoi 冗余识别后转入睡眠状态。

推论 6 如果 $V(R^2, N(u), u)$ 满足局部 Voronoi 覆盖, 点 $p \in V(R^2, N(u), u)$ 与节点集 $V_n(R^2, N(u), u)$ 中最近的节点为 k , 则有 $p \in V(R^2, (N(k)-u), k)$ 。

证明 依据推论 5 的证明, 点 p 与节点集 $S-u$ 中最近的节点仍是 k , 依据式(1)有 $p \in V(R^2, (S-u), k)$; 显然, $(N(k)-u)$ 为 $(S-u)$ 的子集, 依据引理 1 有 $V(R^2, (S-u), k) \subseteq V(R^2, (N(k)-u), k)$, 则有 $p \in V(R^2, (N(k)-u), k)$ 。证毕。

结论 2 DVC 可以维持网络原有的覆盖范围。

证明 设 $V(R^2, N(u), u)$ 满足局部 Voronoi 覆盖, 节点 u 执行 Voronoi 冗余识别后转入睡眠状态。

1) 任意点 $p \in V(R^2, N(u), u)$: 节点集 $V_n(R^2, N(u), u)$ 中与点 p 最近的节点 k 可以覆盖点 p (推论 5)。若节点 k 为活跃状态, 则节点 k 在任何时刻都可以覆盖点 p ; 否则, 处于 *While/Unset* 循环的节点 k (结论 1 的证明) 在收到节点 u 的睡眠消息后, 重构剔除节点 u 后的局部 Voronoi 区域将包含点 p (推论 6); 节点 k 在后继调度过程中, 只有其局部 Voronoi 邻居覆盖点 p 的情况下, 才有可能转入睡眠状态。

2) 任意点 $q \in (C_u - V(R^2, N(u), u))$: 存在节点 $m \in S(m \neq u)$ 满足 $q \in V(R^2, N(m), m)$ 与 $\|mq\| \leq R_s$ (推论 3); 若节点 m 为活跃状态, 节点 m 在任何时刻都可以覆盖点 q ; 否则, 将有 $V(R^2, N(m), m)$ 满足局部 Voronoi 覆盖, 节点 m 只有在其局部 Voronoi 邻居覆盖点 $q \in V(R^2, N(m), m)$ 的情况下, 才有可能转入睡眠状态。

综上所述, Voronoi 冗余节点转入睡眠状态后, 其覆盖圆内任意点可以被其他节点覆盖, 不会转变为覆盖盲点, 即可以维持网络原有覆盖范围。证毕。

推论 7 如果 $R_c \geq 2R_s$ 、 $V(R^2, S)$ 满足 Voronoi 覆盖, 则节点集 S 构成连通网络。

证明 $V(R^2, S)$ 的直线对偶图 $D(S)$ 为连通图, 图 $D(S)$ 中任意边关联的节点 u, k 共享 Voronoi 边 $e^{[14]}$; 依据 Voronoi 性质 5) 设 $e = V(R^2, S, u) \cap L(u, k)$, 点 $p \in e$ 满足 $p \in V(R^2, S, u)$ 、 $p \in L(u, k)$; 若 $V(R^2, S)$ 满足 Voronoi 覆盖, 有 $V(R^2, S, u)$ 满足 Voronoi 覆盖, 则有 $\|up\| \leq R_s$; 垂直平分线 $L(u, k)$ 上的点 p 满足 $\|uk\| \leq 2\|up\|$, 则有 $\|uk\| \leq R_c$; 因此, 连通图 $D(S)$ 的任意边即为一条通信链路, 节点集 S 构成连通网络。证毕。

推论 8 任意节点 $u, k \in S (k \neq u)$ 存在节点 $m \in V_n(R^2, S, u)$ ($m \neq u$) 满足 $\|km\| < \|ku\|$ 。

证明 根据 Voronoi 性质 2) 有 $k \notin V(R^2, S, u)$; 设 $k = p$, 则有 $p \notin V(R^2, S, u)$; 如果任意节点 $x \in V_n(R^2, S, u)$ 满足 $p \in H(u, x)$, 根据 Voronoi 性质 6) 有 $p \in V(R^2, S, u)$, 与 “ $p \notin V(R^2, S, u)$ ” 矛盾; 即存在节点 $m \in V_n(R^2, S, u)$ 满足 $m \neq u$ 与 $p \in H(u, m)$, 则有 $\|up\| > \|pm\|$, 即 $\|km\| < \|ku\|$ 。证毕。

结论 3 如果 $R_c \geq 2R_s$, 则 DVC 可以保持网络原有连通性。

证明 设 $V(R^2, N(u, u))$ 满足局部 Voronoi 覆盖, 节点 u 执行 Voronoi 冗余识别后转入睡眠状态; 依据定理 2 有 $V(V(R^2, N(u, u)), V_n(R^2, N(u, u), u))$ 满足 Voronoi 覆盖, 不会转入睡眠状态的节点集 $V_n(R^2, N(u, u))$ (结论 1 的证明) 构成连通子网 (推论 7); 节点 u 的任意通信邻居 k (即 $\|ku\| \leq R_c$) 存在节点 $m \in V_n(R^2, S, u)$ 满足 $\|km\| < \|ku\|$ 与 $\|km\| \leq R_c$ (推论 8); 根据推论 5 有 $V_n(R^2, S, u) = V_n(R^2, N(u, u))$; 综上所述, 节点 u 的任意 2 个通信邻居可以通过节点集 $V_n(R^2, N(u, u))$ 连通, 即 Voronoi 冗余节点转入睡眠状态后不影响网络原有连通性。证毕。

引理 3 给定 n 个节点, 求解任意 Voronoi 区域的计算复杂度为 $O(n)^{[15]}$ 。

结论 4 Voronoi 冗余识别的计算复杂度为 $O(1)$, 与节点密度无关。

证明 Voronoi 边的交点简称 Voronoi 顶点, 节点满足 Voronoi 覆盖等价于其所有 Voronoi 顶点在覆盖圆内^[9, 11, 15]; $V(R^2, N(u, u))$ 的局部 Voronoi 邻居与局部 Voronoi 顶点的平均值为 6, 与节点数量无关^[14]。分别求解 $V(R^2, N(u, u))$ 满足局部 Voronoi 覆盖与 $V(V(R^2, N(u, u)), V_n(R^2, N(u, u)))$ 满足 Voronoi 覆盖的计

算复杂度均为 $O(1)$ 。综合上述, Voronoi 冗余识别的计算复杂度为 $O(1)$, 与节点密度无关。证毕。

结论 5 DVC 的计算复杂度为 $O(m^2)$, 其中 m 为 $2R_s$ 范围内的邻居数。

证明 根据引理 3, 初始化求解 $V_n(R^2, N(u, u))$ 、*While/Unset* 循环重构 $V(R^2, N(u, u))$ 的计算复杂度均为 $O(m)$; $V_n(R^2, N(u, u))$ 中能量较低节点确定为 *Active* 状态后退出 *While/Unset* 循环, $V_n(R^2, N(u, u))$ 为 $N(u)$ 的子集, 循环次数不会超过 m , 即 *While/Unset* 循环的计算复杂度为 $O(m^2)$; *Finalize* 过程中 Voronoi 冗余识别的计算复杂度为 $O(1)$ 。综上所述, DVC 的计算复杂度为 $O(m^2)$ 。

结论 6 DVC 的消息复杂度为 $O(1)$, 整个网络的消息复杂度为 $O(n)$, 其中 n 为网络节点数。

证明 每个节点初始化时通过 1 个消息维护 $2R_s$ 范围内的邻居信息, 确定最终状态后向 $2R_s$ 范围内的邻居广播 1 个状态消息; 即 DVC 的消息复杂度为 $O(1)$, 整个网络的消息复杂度为 $O(n)$ 。证毕。

5 仿真实验分析

本文利用 C++ 进行算法实现与仿真, 与 CVT 算法^[9]、ECC 算法^[7] 进行比较。实验环境为 P4 2.4GHz CPU 与 512MB 内存; 实验场景如下: 在目标区域 1000×1000 内随机均匀部署 n 个互不重叠的节点, 分析节点数量 n (即部署密度)、传感半径 R_s (设 $R_c = 2R_s$) 对活跃节点与算法性能的影响; 其中每个 n 值随机产生 500 个网络拓扑, 每个网络拓扑随机分配 50 个能量方案 (节点能量 ≤ 10)。

5.1 随机均匀部署网络的覆盖质量

为了分析随机均匀部署网络的覆盖质量, 统计 500 个网络拓扑中完全覆盖网络的比率 (PCC)、覆盖目标区域的面积比率 (RCT) 以及网络覆盖度; 当 PCC、RCT 小于 100% 时, 网络覆盖部分目标区域。

1) 随机均匀部署 500~2 000 个节点后: ① 当 $R_s = 50$ 时, 不能保证每个网络拓扑覆盖整个目标区域, 但是网络覆盖目标区域的面积比率 RCT 已经超过 97%, 覆盖盲区的面积不到 3%; 特别是 $n < 1000$ 时, 完全覆盖网络的比率 PCC 接近 0, 如图 6(a) 所示; ② 当 $R_s = 100$ 时, 网络覆盖目标区域的面积比率 RCT 已经超过 99%; 直到 $n > 1000$, 完全覆盖网络的比率 PCC 才收敛于 100%; 如图 6(b) 所示。

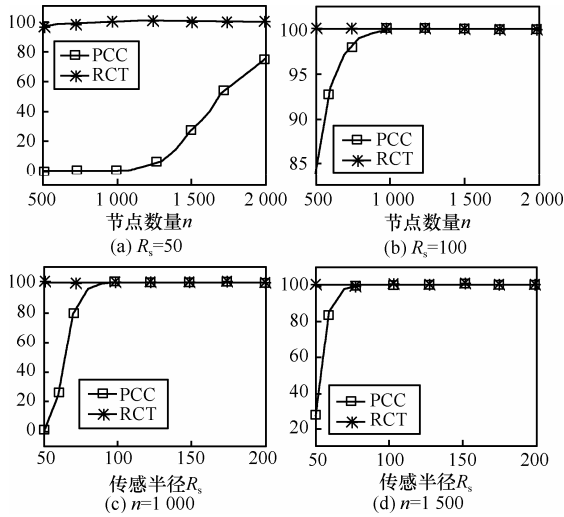


图 6 覆盖质量分析

2) 随机均匀部署 n 个节点, 随着传感半径 R_s 的增大, 覆盖整个目标区域的概率增大。当 $n=1\ 000$ 、 $R_s \geq 100$ 时, 完全覆盖网络的比率 PCC 收敛于 100%, 如图 6(c)所示; 当 $n=1\ 500$ 、 $R_s \geq 80$ 时, 完全覆盖网络的比率 PCC 收敛于 100%, 如图 6(d)所示; 当 $n \geq 1\ 000$ 、 $R_s \geq 50$ 时, 网络覆盖目标区域的面积比率 RCT 已经超过 99.8%。

3) 设覆盖点 $p \in R^2$ 的节点数为 $K(p)$, 覆盖度 $\left(\sum_{p \in R^2} K(p) \right) / R^2$ 是衡量网络能量效率、覆盖冗余程度的一个指标^[9]。随机均匀部署网络的覆盖度, 随着节点数量 n 近似线性增长, 随着传感半径 R_s 近似指数增长, 如图 7 所示; 当网络覆盖目标区域的面积比率 RCT 接近 99.99% 时, 覆盖度大约为 13, 如图 7 的圆圈所示; 当网络覆盖整个目标区域时, 覆盖度已经达到 30 以上, 如图 7 的方框所示。

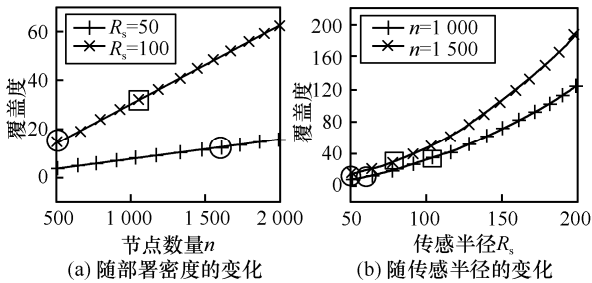


图 7 网络平均覆盖度

5.2 活跃节点的数量

当 $R_s=50$ 时, DVC 活跃节点将随着节点数量 n 近似收敛于 282, 如图 8(a)所示; 当 $R_s=100$ 时, DVC 活跃节点将随着节点数量 n 近似收敛于 75, 如图

8(b)所示; 随机均匀部署 n 个节点后, 随着传感半径 R_s 的增大, DVC 活跃节点将逐渐减少, 如 $R_s=200$ 时的活跃节点大约减至 20 个, 如图 8(c)、图 8(d)所示。综合上述实验数据发现, DVC 活跃节点数量基本上与部署密度无关, 主要由传感半径 R_s 确定; 总的来说, 随着节点数量 n 或传感半径 R_s 的增大, DVC 活跃节点相对减少, 冗余节点相对增多。

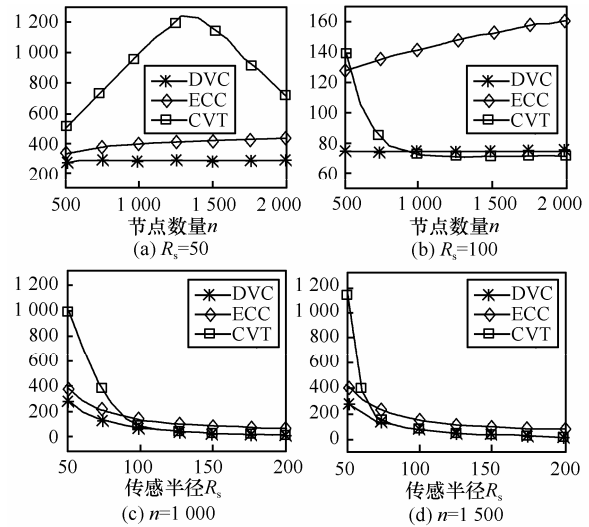


图 8 活跃节点的数量

ECC 算法不考虑目标区域边界, 简单地将所有边界节点设置为活跃状态, 使得 ECC 活跃节点大约维持在 DVC 的 1.1~3.5 倍; 因此, 合理使用目标区域的边界可以有效地降低边界附近的活跃节点。网络覆盖整个目标区域时, CVT 活跃节点稍微优于 DVC, 其差值不超过 DVC 活跃节点的 4.5%; 网络覆盖部分目标区域时, 尽管存在冗余节点, 但是 CVT 将所有节点设置为活跃状态, 使得 CVT 活跃节点大于 DVC 与 ECC。

5.3 睡眠节点的比率

初始网络节点中睡眠节点的比率(RoS)如图 9 所示, DVC 将 40% 以上的节点转入睡眠状态; 当 RCT 收敛到 99% 时, DVC 将 60% 的节点转入睡眠状态, 如图 9 的方框所示; 当 RCT 收敛到 99.99% 时, DVC 将 80% 的节点转入到睡眠状态, 如图 9 的圆圈所示。总的来说, 随机均匀部署网络覆盖部分目标区域时, 在维持原有覆盖质量的前提下, 仍存在大量的冗余节点, 因此研究部分覆盖网络环境下的 Voronoi 覆盖控制具有重要的意义。

5.4 活跃节点的平均覆盖度

活跃节点的平均覆盖度与节点数量 n 、传感半径 R_s 的关系如图 10 所示。DVC 活跃节点的平均覆盖

度大约维持在 2.5，基本上与节点数量 n 、传感半径 R_s 无关。网络覆盖整个目标区域时，CVT 活跃节点的平均覆盖度稍微优于 DVC，其差值小于 0.1；网络覆盖部分目标区域时，CVT 活跃节点的平均覆盖度明显大于 DVC。ECC 将边界节点设置为活跃状态，随着节点数量 n 或传感半径 R_s 的增大，ECC 活跃节点的平均覆盖度呈上扬趋势，大于 DVC。

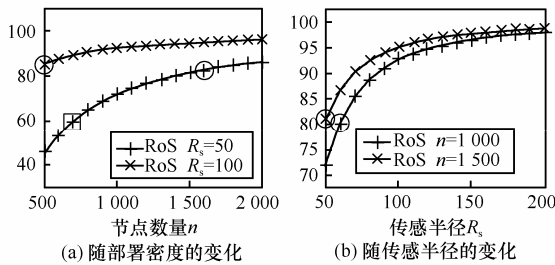


图 9 睡眠节点的比率

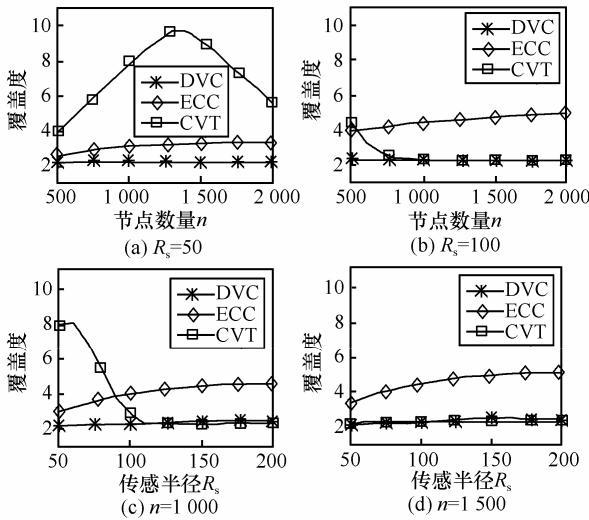


图 10 活跃节点的平均覆盖度

5.5 活跃节点的平均能量

设 DVC 活跃节点数量为 x ，选择 x 个能量最大节点的平均值作为活跃节点的最佳能量；图 11 给出实验场景 $R_s=100$ 与 $n=1000$ 中活跃节点的平均能量、最佳能量以及初始网络的节点平均能量。

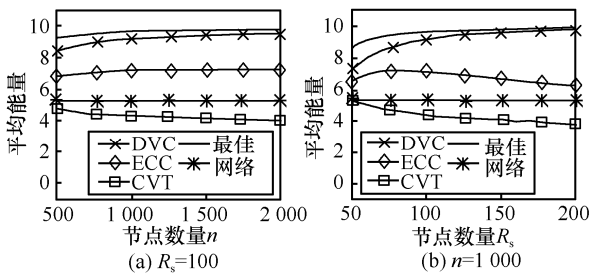


图 11 活跃节点的平均能量

随着节点数量 n 或传感半径 R_s 的增大，DVC 活跃节点相对减少，使得最佳能量逐渐增大；DVC 将能量较低节点转入睡眠状态，使得活跃节点的平均能量逐渐接近最佳能量，优于 ECC、CVT 活跃节点的平均能量。ECC 活跃节点相对减少，但是边界节点比率相对增多，边界节点的能量不一定最优，使得 ECC 活跃节点的平均能量先逐步增大、后呈下降趋势，但优于初始网络的节点平均能量。CVT 以最小活跃节点数量为目标，没有考虑节点能量因素，CVT 活跃节点的平均能量稍低于初始网络的节点平均能量。

5.6 算法性能分析

5.6.1 分布式调度收敛性

通信相邻、局部 Voronoi 不相邻的节点可以同步执行 Voronoi 冗余识别，通信相邻的节点异步执行 ECC 的冗余识别，使得 DVC 调度收敛性(即节点确定最终状态的循环迭代次数)优于 ECC；例如，图 12(a)、图 12(b)给出实验场景 $R_s=100$ 、 $n=1000$ 中 DVC 与 ECC 的循环迭代次数；随着节点数量 n 或传感半径 R_s 的增加，通信邻居数量将显著增加，DVC 与 ECC 的迭代次数分别增多；其中，DVC 的最大、平均迭代次数分别不超过 42、9，而 ECC 的最大、平均迭代次数分别大于、接近通信邻居数量。

5.6.2 时间性能

假设不考虑消息交互、等待时间，使用所有节点的计算时间总和分析算法时间性能；随着节点数量 n 或传感半径 R_s 的增大，通信邻居数量显著增加，延长了 DVC、ECC 的计算时间；但是 Voronoi 冗余识别与节点密度无关，使得 DVC 计算时间略优于 ECC，如图 12(c)、图 12(d)所示。CVT 基于

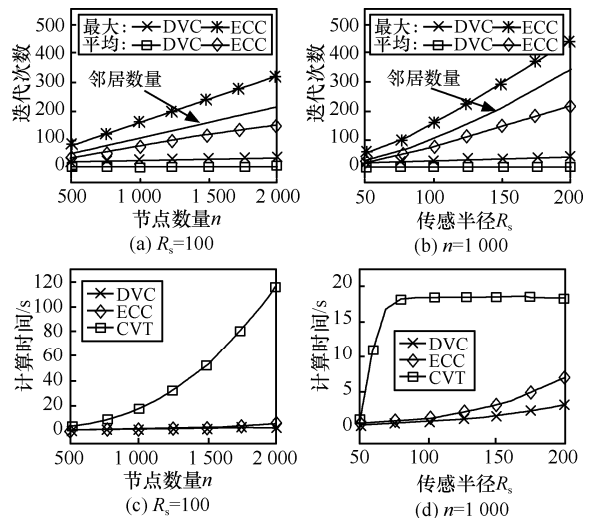


图 12 算法性能分析

Voronoi 划分的冗余识别时间与节点数量相关、与传感半径 R_s 无关, CVT 计算时间随着节点数量 n 近似指数增长, 如图 12 (c)所示; 网络覆盖整个目标区域后, 传感半径 R_s 基本上不影响 CVT 计算时间, 如图 12 (d)所示; 总的来说, CVT 计算时间要大于 DVC 与 ECC。

6 结束语

在传感器网络覆盖部分目标区域的假设条件下, 提出一种基于局部 Voronoi 区域的冗余识别规则, 其计算时间复杂度与节点密度无关; 在维持网络原有覆盖质量的情况下, 提出一种能量优先的 Voronoi 调度规则, 对算法正确性进行了理论分析。仿真实验表明, 本文算法求解活跃节点的数量、平均覆盖度, 接近集中式 CVT 算法、优于分布式 ECC 算法; 而活跃节点的平均能量、调度收敛性以及算法时间性能优于 CVT 算法与 ECC 算法。下一步将重点考虑 $R_c < 2R_s$ 、 k 度覆盖 ($k \geq 2$) 以及三维环境下的 Voronoi 覆盖控制问题。

参考文献:

- [1] 孙利民, 李建中, 陈渝. 无线传感器网络[M]. 北京: 清华大学出版社, 2005.
SUN L M, LI J Z, CHEN Y. Wireless Sensor Networks[M]. Beijing: Tsinghua University Press, 2005.
- [2] YICK J, MUKHERJEE B. Wireless sensor network survey[J]. Computer Networks, 2008, 52:2292-2330.
- [3] 任彦, 张思东. 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.
REN Y, ZHANG S D. Theories and algorithms of coverage control for wireless sensor networks[J]. Journal of Software, 2006, 17(3):422-433.
- [4] TIAN D, GEORGANAS N D. A coverage-preserved node scheduling scheme for large wireless sensor networks[A]. Proc of First International Workshop on Wireless Sensor Networks and Applications[C]. 2002. 32-41.
- [5] YI Z, KRISHNENDU C. A distributed coverage and connectivity-centric technique for selecting active nodes in wireless sensor networks[J]. IEEE Transactions on Computer, 2005, 54(8):978-991.
- [6] HUANG C F, TSENG Y C. The coverage problem in a wireless sensor networks[A]. Proc of the ACM Int'l Workshop on Wireless Sensor Networks and Applications[C]. 2003.115-121.
- [7] NURCAN T, WANG W Y. Effective coverage and connectivity preserving in wireless sensor networks[A]. Proc of IEEE Conf on Communication and Networks[C]. 2007. 3388-3393.
- [8] VIERA M A M, VIERA L F M. Scheduling nodes in wireless sensor networks: a voronoi approach[A]. Proc of 28th Annual IEEE International Conf on Local Computer Networks[C]. 2003.423-429.
- [9] 蒋杰, 方力. 无线传感器网络最小连通覆盖问题求解算法[J]. 软件学报, 2006, 17(2):175-184.
JIANG J, FANG L. An algorithm for minimal connected cover set problem in wireless sensor networks[J]. Journal of Software, 2006, 17(2):175-184.
- [10] CARBUNAR B, GRAMA A. Coverage preserving redundancy elimination in sensor networks[A]. Proc of First Annual IEEE Communications Society Conf on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks[C]. 2004.377-386.
- [11] 陆克中. 无线传感器网络中的数据收集问题研究[D]. 中国科学技术大学, 2007.70-76.
LU K Z. Research on Data Collection in Wireless Sensor Networks[D]. University of Science and Technology of China, 2007.70-76.
- [12] BALISTER P, ZHENG Z. Allowing coverage holes of bounded diameter in wireless sensor networks[A]. Proc of IEEE INFOCOM[C]. 2009.136-144.
- [13] 苏瀚, 汪芸. 传感器网络中无需地理信息的空洞填补算法[J]. 计算机学报, 2009, 32(10):1957-1970.
SU H, WANG Y. A self-healing algorithm without location information in sensor networks[J]. Chinese Journal of Computer, 2009, 32(10):1957-1970.
- [14] OKABE A, BOOTS B. Spatial Tessellations: Concepts and Applications of Voronoi Diagram[M]. New York: John Wiley & Sons, 1999.
- [15] ZHANG C, ZHANG Y C. Localized algorithms for coverage boundary detection in wireless sensor networks[J]. Wireless Networks, 2009, 15(1):3-20.

作者简介:



徐鹏飞 (1976-), 男, 湖南华容人, 中南大学博士生, 主要研究方向为无线网络。



陈志刚 (1964-), 男, 湖南益阳人, 博士, 中南大学教授、博士生导师, 主要研究方向为网络计算与分布式处理。



邓晓衡 (1974-), 男, 湖南衡阳人, 博士, 中南大学副教授, 主要研究方向为流量管理和网络拥塞控制。