

异构无线传感器网络的转发连通覆盖方法^{*}

温俊⁺, 蒋杰, 方力, 班冬松, 窦文华

(国防科学技术大学 计算机学院, 湖南 长沙 410073)

Maintaining Relay-Connectivity and Coverage in Heterogeneous Wireless Sensor Networks

WEN Jun⁺, JIANG Jie, FANG Li, BAN Dong-Song, DOU Wen-Hua

(School of Computer, National University of Defense Technology, Changsha 410073, China)

+ Corresponding author: E-mail: wenjun@nudt.edu.cn

Wen J, Jiang J, Fang L, Ban DS, Dou WH. Maintaining relay-connectivity and coverage in heterogeneous wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2010,21(9):2304–2319. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3623.htm>

Abstract: This paper proposes a relay-connecting coverage problem in heterogeneous wireless sensor networks. The aim is to find a minimum relay-connecting set cover (MRCSC) that satisfies the following: 1) Active nodes in a set cover fully sense the task area. Motivated by triangular lattice placement with asymptotic priority, a rule is designed to restrict abnormal spreading and to form an approximate triangular lattice; 2) Active nodes are relay-connecting, which means any active node connects at least one super node with a given success data forwarding rate. Relay-connecting prevents the interference of nodes that have low success data forwarding rates that are caused by the long path nodes take to the sink and radio channel. Theoretical analysis simulations show that the coverage of MRCSC nearly reaches that of OGCD, but relay-connectivity of active nodes is strongly reinforced with a limited number of additional nodes.

Key words: heterogeneous wireless sensor networks; minimum set cover; relay-connectivity

摘要: 提出了异构无线传感器网络的最小转发连通覆盖问题,其目标是寻找一个满足以下要求的最小转发连通覆盖集(minimum relay-connecting set cover,简称 MRCSC):1) 活跃节点完全覆盖任务区域.从三角点阵排列可以获得节点数量近似最优的结论出发,给出了节点随机部署策略下的位置点优化选取原则,该原则着重考虑了当出现相邻节点间距离偏离 $\sqrt{3}r_s$ 的情形时,能够限制不规则性的传播,最终构成近似规则的三角点阵排列.2) 所有活跃节点与转发骨干网连通.由于节点到达 sink 的路径可能较长,导致路径的数据成功转发率较低,因而不要求节点与 sink 的连通,而是至少存在一条到达骨干节点、较高数据转发率的路径,因此提出了转发连通验证和增强算法.理论分析和仿真实验表明,最小转发连通覆盖集的覆盖质量与 OGDC 算法接近,但在提高了转发连通率的同时也有效地控制了覆盖集的规模.

关键词: 异构无线传感器网络;最小覆盖集;转发连通

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.60603061, 60603064 (国家自然科学基金)

Received 2008-11-28; Accepted 2009-04-13

无线传感器网络正被广泛地研究,它可以应用于多个领域,例如环境保护、生物观测、灾难救援和军事监视等^[1-3]。由大量廉价、功能受限和易于失效的传感器节点组成的无线传感器网络,随着网络规模的扩大,数据转发的跳步数增加,通信可靠性快速降低,导致大量的数据重传,加速了能量消耗,限制了网络的可扩展性,降低了网络生存期。目前,可以采用的解决方法有:1) 使用数据骡子^[4-6]。数据骡子可以自主移动,具有足够大的存储空间。当数据骡子在网络中移动时,可以下载、缓存节点上的感知数据。这种方法虽然使得节点收集的数据不再长距离转发,避免了长距离转发时的能量开销,但是存在较大的数据传输延迟。此外,数据骡子的移动控制策略复杂;2) 使用骨干节点^[7,8]。骨干节点与普通的传感器节点不同,它具有充足的能量、强大的通信和计算能力,但是价格较高,限制了部署的数量。若将有限数量的骨干节点部署在由普通传感器构成的网络中,由骨干节点组成基础通信骨干网,普通节点只需与骨干节点连接就可以有效地将数据汇集到 sink 了,从而增强了网络的扩展性。异构传感器网络中的骨干节点主要功能是组成通信骨干网,负责数据的聚合和转发,传感器节点主要承担感知和转发数据的任务。本文即是针对上述异构无线传感器网络,讨论和研究了其中的覆盖和转发连通问题。

覆盖是网络获取物理环境信息的能力^[9,10]。为了有效地获取整个任务区域的信息,所有传感器节点应能够覆盖整个任务区域,本文将采用二元感知模型讨论异构传感器网络的覆盖问题。网络连通性是拓扑控制的度量^[11,12],是数据高效、可靠转发的基础。在 ad hoc 网络中,通常要求任意两个节点间都存在一条路径。但是,这样的连通性要求对于无线传感器网络是严格的,因为在大多数情况下,无线传感器网络中的节点若能将收集的信息汇集到 sink 或接收 sink 的控制指令以及能够与周围邻居节点交换信息就满足要求了,而任意两节点间的数据交换却比较少,因而不需要任意两节点间都存在一条可靠的路径。在异构网络环境下,骨干节点通过骨干网与 sink 可靠地通信,因而希望每个传感器节点至少存在一条到达其中一个骨干节点的路径。但是,无线通信链路具有不稳定性、时变性和较高的误码率,使得每个链路的数据成功发送率^[1-15]都不大于 1,即接收节点以概率正确接收数据,而路径的数据成功转发率则是组成路径的各个链路数据成功发送率累积后的结果,当路径的成功转发率小于设定值时则认为路径不可达,因而传感器节点与骨干节点间仅存在一条图连通的路径是不够的,还需要路径的成功转发率大于设定值,即路径是转发连通的。综上所述,异构网络的转发连通性要求每个活跃节点至少存在一条连接任意一个骨干节点的可达路径。

若假设所有节点(传感器节点和骨干节点)活跃时,网络是完全覆盖和转发连通的,本文考虑的是异构传感器网络的最小转发连通覆盖集问题,目标是在保持网络覆盖和转发连通时让更多的节点进入低能耗的睡眠状态,以提高网络的能量效率。本文的主要研究工作有:1) 提出了异构传感器网络的最小转发连通覆盖问题;2) 从三角点阵排列可以获得节点数量渐近最少的理论结果出发,讨论了在随机部署时选取覆盖节点的原则以及判定覆盖集是否转发连通的依据;3) 分别给出了覆盖节点选取、转发连通验证和增强的分布式近似算法。

本文第 1 节是异构无线传感器网络、连通覆盖等问题的研究现状。第 2 节给出网络模型和问题描述。第 3 节讨论求解异构传感器网络的最小转发连通覆盖集问题的理论依据。第 4 节详细描述求解最小转发连通覆盖集问题的分布式近似算法,并且讨论了算法性质。第 5 节是仿真实验。最后是全文的总结。

1 相关工作

由于骨干节点资源充足、功能强大,因而被用来提高无线传感器网络的性能。Yarvis^[16]从能量异构性和通信异构性两个角度分析了对网络生存期和数据传输率的影响,并且指出合理的部署方式使得数据传输率提高 3 倍,而网络生存期达到 5 倍。由于节点能力不同,两种节点的价格也不同。Mhatre^[17]讨论了在保证网络生存期、网络连通性和覆盖质量时,如何确定两种不同类型节点的最优部署密度和初始能量的问题,以达到最小化开销的目的,而文献^[18]则以 LEACH 分簇协议为代表,比较了单跳和多跳同构以及异构网络的费用开销效率。Lee^[19]通过理论和模拟的方法研究了异构网络中覆盖质量随着节点失效而降低的问题,并针对单跳通信模型和多跳通信模型分别给出了详细的讨论。超节点具有较强的无线通信能力,可以构造通信骨干网,而普通节点与超节点相连,形成叠加的网络结构。在此网络模型下,文献^[20]讨论了异构网络的点目标覆盖问题,文献^[21]则考虑了具有容错性能的 k anycast 的拓扑控制问题,目标是通过优化普通节点的发送功率,使得每个节点至少存在 k 条到达

骨干网络的不相交路径.Li^[22]讨论了通信半径异构下的拓扑控制问题,描述了两种局部化的拓扑控制算法:DRNG 和 DLMST,两种算法都可确保网络的连通性.Su^[23]考虑了节点感知半径的异构性,讨论和计算了确保网络覆盖度的条件,提出了分布式的优化算法.Han^[24]描述了在通信半径异构的网络中如何部署中继节点以获得较高的网络连通性,文中把这个问题分为两种情况讨论:完全容错的中继节点放置和部分容错的中继节点放置问题.

连通覆盖是无线传感器网络研究领域的热点问题,研究人员从节点部署和节点调度两个角度讨论了无线传感器网络的连通覆盖问题.Bai^[25]从理论上给出了对于任意的 r_c/r_s 比值下,网络完全覆盖时 1-连通和 2-连通的渐近和近似最优的部署方法,还讨论了几种常见的规则部署策略(如正六边形、正正方形、菱形和三角点阵)下的节点效率,而 Bai 在文献[26]里则提出了钻石形的部署策略,使得网络保持 4-连通覆盖.Zhang^[27]首先证明了当 r_c/r_s 的比值至少为 2 时,任务区域被覆盖则意味着也是连通的.以此结论为依据,提出了优化的地理密度控制算法(optimal geographical density control,简称 OGDC).Gupta^[28]从能量高效查询执行的角度讨论了无线传感器网络的连通覆盖问题(connected sensor cover,简称 CSC),构造最小连通覆盖集是一个 NP-难的问题.为此,分别设计了集中式和分布式的贪婪算法.Jiang^[29]为解决连通覆盖集问题,设计了一种基于目标区域 Voronoi 划分的集中式近似算法(centralized voronoi tessellation,简称 CVT),当节点通信半径大于等于 2 倍的感知半径时,CVT 算法构造的节点集是连通的;当节点通信半径小于 2 倍感知半径时,设计了一种基于最小生成树的连通算法.本文则是解决异构传感器网络的转发连通覆盖问题.

2 问题与假设

在任务区域 D 内随机部署了 N 个传感器节点和 M 个骨干节点.传感器节点携带能量少、计算能力和存储空间有限,主要承担感知、报告和转发数据的任务,节点感知半径为 r_s ,通信半径为 r_c , D_i 为节点 a_i 的感知区域.骨干节点也称为数据转发节点,数据转发节点的能量不受限制,具有较大的存储空间、较强的计算能力和通信能力,主要承担数据转发任务.由于通信能力强,转发节点间构成了一个可靠的转发骨干网,而传感器节点则通过多跳路径与转发骨干网相连,如图 1 所示.由于传感器节点通信能力有限以及无线信道的不稳定、时变和高误码率的特性,使得传感器节点间链路的数据成功发送概率小于 1.当数据被逐跳转发时,随着路径长度的增加,数据成功转发概率下降,当累积成功转发概率小于给定值 α 时,则认为路径不可达.

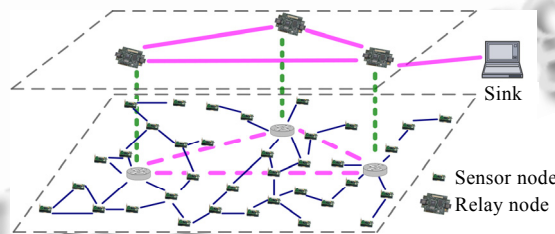


Fig.1 Heterogeneous wireless sensor networks

图 1 异构的无线传感器网络

图 $G(V,E)$ 中, $V=A \cup S$, 其中, $A=\{a_1, a_2, \dots, a_N\}$ 为传感器节点集合, $S=\{s_1, s_2, \dots, s_M\}$ 为转发节点集合. E 为传感器节点间的链路和传感器节点与转发节点间链路的集合, 由于转发节点之间的通信总是可靠的, 因而不考虑它们间的链路.

定义 1(覆盖). 任务区域内任意一点至少被一个活跃节点感知.

定义 2(图连通). 给定图 $G(V,E)$, 若对于 V 中的任意两个顶点, 至少存在一条连接它们的路径, 则称图 $G(V,E)$ 是连通的.

当两个传感器节点间的距离不大于 r_c 时则存在一条通信链路, 即对应于图中的一条边, $b(e_{ij})$ 为边 e_{ij} 的成功发送概率, 用于度量链路的通信质量, 简记为 b_{ij} , 矩阵 $[b_{ij}]$ 则为图 $G(V,E)$ 中所有链路的数据成功发送概率, 其中

0<i,j≤(N+M).若 P_{ij}=a_i,a_h,...,a_j 为节点 a_i 至 a_j 的一条路径,b_{i(i+1)},b_{h(h+1)},...,b_{(j-1)j} 为对应于边 e_{i(i+1)},e_{h(h+1)},...,e_{(j-1)j} 的数据成功发送概率,那么路径 P_{ij} 的累积成功转发概率为 b(P_{ij})=b_{i(i+1)}b_{h(h+1)}...b_{(j-1)j}.当 b(P_{ij})>α时,称路径 P_{ij} 可达.在多数情况下,网络里的数据传输主要包括传感器节点将收集的信息发送到 sink,或接收 sink 发出的控制指令以及与周围邻居节点交换信息,任意两传感器节点间的通信却比较少,因而不要求任意两节点间都存在一条可达路径,下面给出了转发连通的定义.

定义 3(转发连通). 给定图 G(V,E),对于∀a∈A,∃s∈S,若至少存在一条连接 a 和 s 的可达路径,则称 a 是转发连通的;若 A 中每个节点都是转发连通的,那么图 G(V,E)是转发连通的.

图连通和转发连通含义不同.图连通认为,若两个节点间距离不超过通信半径,则它们之间存在一条边,当任意两个节点间存在一组由头尾相连的边构成的路径时,就称为图连通的.转发连通只考虑传感器节点与转发节点间是否存在路径,而且要求路径是可达的.与图连通相比,转发连通时节点需维护的通信链路信息更少.

定义 4(转发连通覆盖集,relay-connecting set cover,简称 RCSC). 给定一个异构无线传感器网络,即图 G(V,E),若节点子集 A_s = {a_i, a₂, ..., a_k} ⊂ A 满足下面两个条件:

1. D ⊂ (D_i ∪ D₂ ∪ ... ∪ D_k);
2. A_s 中任意一个节点 a_k 都是转发连通的,而且构成转发连通路经上的边满足:

$$e_{ik} \in \{(a_{i-1}, a_{ik}) \mid a_{i-1}, a_{ik} \in A_s\},$$

则称 A_s 为转发连通覆盖集.

异构传感器网络的最小转发连通覆盖集(minimum relay-connecting set cover,简称 MRCSC)问题.在一个给定的异构传感器网络里,如何唤醒尽量少的节点使得任务区域中的每个点都被覆盖,而且活跃节点都是转发连通的.

当异构传感器网络中只有一个转发节点,而且链路是可靠的(数据成功发送概率为 1),异构传感器网络的最小转发连通覆盖集问题简化为同构传感器网络的最小连通覆盖集问题.同构传感器网络的最小连通覆盖集问题已被证明是 NP-难的^[28],因而异构传感器网络的最小转发连通覆盖集问题是 NP-难的.

3 理论基础

3.1 完全覆盖

三角点阵的节点排列是获取节点数量渐近最优的部署方式^[25],点阵中任意两个直接相邻位置点的距离满足 √3r_s,如图 2 所示,其中,圆点是传感器节点,天线标志是数据转发节点.若以任一传感器节点为起始位置点,节点选取算法应从节点集合中寻找最接近点阵中位置点的对应节点,最终构建任务区域的覆盖网.

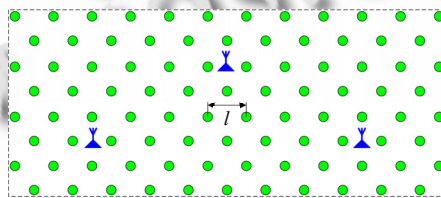


Fig.2 Triangular lattice placement, l=√3r_s

图 2 三角点阵排列,l=√3r_s

从文献[27]中的定理 2 可以直接得出下面的引理.

引理 1. 已知两固定位置点,距离为 √3r_s,理想的新位置点则与已知的两个位置构成等边三角形.

考虑随机部署策略下,节点位置是随机分布的(如空间 Poisson 点过程),不能保证被选取的两节点间的距离恰为 √3r_s,那么构成的覆盖网也不是规则的三角点阵.但是节点选取算法应能够限制不规则性的传播,以获得近似规则的三角点阵覆盖网.假设已知的两个位置点距离不等于 √3r_s,那么理想的新位置点应与已知的位置点距

离等于或接近于 $\sqrt{3}r_s$,而且为了保证区域的完全覆盖,新位置点的感知圆盘必覆盖已知感知圆盘的交点,故而有下面的定理成立.

定理 1. 已知两固定位置点,若两位置点距离 l 满足 $0 < l \leq \sqrt{3}r_s$ 时,理想新位置点到达两个已知位置点距离分别为 $\sqrt{3}r_s$; 当 $\sqrt{3}r_s < l < 2r_s$ 时,理想新位置点到达两个已知位置点的距离为 $\sqrt{2}r_s(1+(1-(l/(2r_s))^2)^{1/2})^{1/2}$.

证明:如图 3 所示, A, B 为已知位置点,距离为 l ,图 3(a)中 $0 < l \leq \sqrt{3}r_s$,图 3(b)中 $\sqrt{3}r_s < l < 2r_s$, C 为理想位置点.根据选取理想位置点的两个条件:1) 新位置点到达已知位置点的距离同时接近于 $\sqrt{3}r_s$;2) 新位置点的感知圆盘必须覆盖已知位置点感知圆盘的一个交点,令 x 为理想位置点到达已知位置点的距离,上述条件可以用下面的表达式描述:

$$\text{Minimize } (|x - \sqrt{3}r_s|) \tag{1}$$

$$\text{subject to } |AC|=|BC|=x \tag{2}$$

$$|OC| \leq r_s \tag{3}$$

通过几何约束关系和求极值则可得到上述定理中描述的结果. □

下面以图 3 为例,讨论定理 1 的结果.图 3(a)中 $|AC|=|BC|=\sqrt{3}r_s$ (A 与 B 的距离小于 $\sqrt{3}r_s$, C 与 A 和 B 的距离分别为 $\sqrt{3}r_s$),而 $|OC| < r_s$,若适当延长 OC ,新位置点的感知圆盘仍可以覆盖交点 O ,同时可以减少感知圆盘重叠面积,但是将导致 $|AC|=|BC| > \sqrt{3}r_s$,因而在下一次选取新位置点时,受到必须覆盖感知圆盘交点的限制,使得新位置点与已知位置点的距离总小于 $\sqrt{3}r_s$,增加了节点间的感知重叠面积,引起位置点排列的不规则性.图 3(b)中虽然 $|AC'|=|BC'|=\sqrt{3}r_s$ (A 与 B 的距离大于 $\sqrt{3}r_s$, C' 与 A 和 B 的距离都小于 $\sqrt{3}r_s$),但是由于 $|OC'| > r_s$,不能覆盖 O ,因而理想的位置点位于 C 处,即恰使得 $|OC|=r_s$.

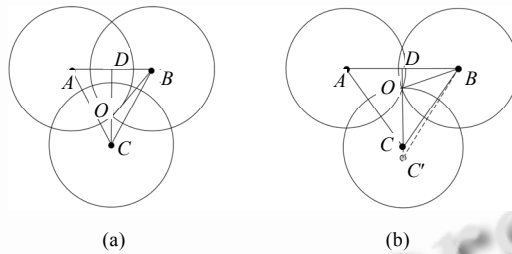


Fig.3 Expected location

图 3 理想位置点

在忽略边界效应时,通过文献[27]中的引理 2 可知,定理 1 选取的节点感知圆盘交点都将被其他节点的感知圆盘所覆盖,因而构建的覆盖网完全覆盖任务区域.节点随机分布,不能确保在理想位置点上至少存在一个节点,因而应以节点偏移理想位置点的程度设定选取节点的优先级:偏移越大,优先级越低,反之越高.覆盖节点选取算法每次总是选取优先级最高的节点加入到覆盖网络中.图 4 中, A 和 B 为已知位置点,阴影区域是以 O 为圆心、 r_s 为半径的圆减去 A 和 B 圆的余下区域, C 是理想的位置点,节点选取算法首先考虑位于阴影区域内优先级最高的节点,而位于阴影区域下方的节点不能够覆盖 A 和 B 感知圆盘的交点 O ,会产生覆盖漏洞.

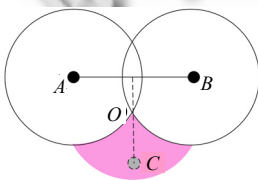


Fig.4 Alternative placement region

图 4 候选的位置点区域

推论 1. 在节点密集部署的网络里,当出现一对距离为 $0 < l \leq \sqrt{3}r_s$ 的节点时,定理 1 可以立即找到最优的新位置点(与两已知位置点距离都为 $\sqrt{3}r_s$);当出现一对距离为 $\sqrt{3}r_s < l < 2r_s$ 的节点时,定理 1 只能找到次优位置点(与两已知位置点距离小于 $\sqrt{3}r_s$).

由推论 1 可知,当已知位置点的距离小于 $\sqrt{3}r_s$ 时,可以立刻找到最优的新位置点.即使已知位置点的距离大于 $\sqrt{3}r_s$,在经过 2 次位置点选取后,也能够找到最优的新位置点.因而定理 1 可有效限制位置点不规则性的传播.

3.2 转发连通

若在图 $G(V,E)$ 中的顶点集合 V 中加入一个虚拟转发节点 s_v , 设 $V_E = V \cup \{s_v\}$, 而每个转发节点与虚拟转发节点间都存在一条直连链路, 且链路的成功发送概率等于 1, 将上述链路加入边集 E 中, 令 $E_E = E \cup (R \times \{s_v\})$, 则图 $G(V_E, E_E)$ 称为 $G(V,E)$ 的扩展图. 如果 V_E 中任意一个顶点都存在连接虚拟转发节点 s_v 的可达路径, 则图 $G(V_E, E_E)$ 是转发连通的. 由扩展图的构造过程, 易知下面的引理成立.

引理 2. 若图 $G(V,E)$ 连通, 则扩展图 $G(V_E, E_E)$ 连通.

每个转发节点与虚拟转发节点间存在链路且数据成功发送概率为 1, 因而若节点在图 $G(V,E)$ 是转发连通的, 那么在图 $G(V_E, E_E)$ 也是转发连通的. 此外, 扩展图 $G(V_E, E_E)$ 是转发连通时也是图连通的.

引理 3. 图 $G(V,E)$ 是转发连通的, 当且仅当扩展图 $G(V_E, E_E)$ 是转发连通的.

若对于 E_E 里的每条边, 取 $w(e_{ij}) = -\log b_{ij}$ 作为权重, 简记 $w(e_{ij})$ 为 w_{ij} , $[w_{ij}]$ 为对应于 $[b_{ij}]$ 的权重矩阵, 那么路径的权为 $w(P_{ij}) = w_{i(i+1)} + w_{i(i+1)+1} + \dots + w_{(j-1)j}$, 对应于路径的累积成功发送概率, 路径可达则等价于 $w(P_{ij}) < -\log \alpha = c$, 称 c 为本地临界承受权重, 图 $G(V_E, E_E, [w_{ij}])$ 为 $G(V,E)$ 的扩展加权图.

假设图 $G(V,E)$ 是转发连通的, 则 $G(V_E, E_E)$ 中的每个节点都存在连接 s_v 的可达路径, 且可能不止一条, 若每个节点选取其中一条可达路径, 那么可以构建出一棵以 s_v 为根节点的转发通信树, 则此转发通信树是转发连通的.

定理 2. 图 $G(V_E, E_E)$ 转发连通, 当且仅当至少存在一个生成的转发连通树.

证明: 必要性. 设 $T(V_E, E_0)$ 是由 V_E 里的每个节点到达 s_v 的一条最短路径构成的图, 则 $T(V_E, E_0)$ 是一个转发连通树: 1) 转发连通. 图 $G(V_E, E_E)$ 是转发连通的, 因而 $T(V_E, E_0)$ 中的每个节点都存在连接 s_v 的可达路径, 因此 $T(V_E, E_0)$ 是转发连通的; 2) 不含圈. 假设 $T(V_E, E_0)$ 含有圈, 则至少有一个节点存在两条到达 s_v 的最短路径, 则与 $T(V_E, E_0)$ 的假设矛盾;

充分性. 设 $T(V_E, E_1)$ 是 $G(V_E, E_E)$ 的生成树且转发连通, 由于 $E_1 \subset E_E$, 则 $G(V_E, E_E)$ 转发连通. □

若 $T(V_E, E_T)$ 是 $G(V_E, E_E)$ 的生成树, 其中 $E_T \subset E_E$, 则有

定理 3. $T(V_E, E_T)$ 是转发连通的, 当且仅当 $T(V_E, E_T)$ 的叶节点是转发连通的.

证明: 必要性. $T(V_E, E_T)$ 转发连通, 则 V_E 中的任意节点都是转发连通的;

充分性. $T(V_E, E_T)$ 中的节点分为两类: 1) 叶节点, 则转发连通; 2) 分枝点, 那么此分枝点则位于一叶节点与 s_v 的路径上. 由叶节点是转发连通得知, 此路径是可达的, 因而分枝点通往 s_v 的路径也是可达的, 因而 $T(V_E, E_T)$ 转发连通. □

设 A_c 是 A 的子集且任务区域 D 被 A_c 的感知区域覆盖, 则称 A_c 为 V 的覆盖子集. 记 $V_c = A_c \cup S$, 由 V_c 中的节点构成的到达转发节点的最短路径称为极短路径. 设 P_{is} 是节点 a_i 到达转发节点集合的一条路径, 整数 $q = |P_{is} \cap (V/V_c)|$ 称为 P_{is} 关于 V_c 的分离度. 分离度表明了该路径与集合 (V/V_c) 的关联程度, 极短路径的分离度为 0.

4 分布式近似算法

异构传感器网络的最小转发连通覆盖集问题是找出尽量少的节点既能够覆盖任务区域且又是转发连通的, 分布式近似算法分 2 个步骤寻找近似解: 1) 唤醒近似最小的覆盖集. 根据定理 1 的原则选取覆盖节点以组成覆盖集; 2) 构建转发连通的覆盖集. 由于覆盖集节点不一定是转发连通的, 需要加入一些节点以优化覆盖节点的转发路径, 最终构成转发连通的覆盖集. 算法运行时节点可能是处于下面 3 种状态: 候选节点、覆盖节点和转发增强节点. 算法运行前, 所有传感器节点被初始化为候选节点, 候选节点监听周围邻居节点的消息, 当算法运行结束后, 覆盖节点和转发增强节点保持活跃, 剩余的候选节点被关闭.

4.1 最小覆盖集 MSC (minimum set cover)

三角点阵的排列可以获得节点数量渐近最优的完全覆盖, 但是在随机部署下不是总能找到规则的三角点阵排列. 为使获得的覆盖集近似最优, 近似最小覆盖集方法依据下面两个原则选取覆盖点: 1) 当覆盖节点的感知圆盘不交时, 则选取与其中一个覆盖节点距离最接近 $\sqrt{3}r_c$ 的节点. 2) 当两个覆盖节点的感知圆盘相交时, 使

用定理 1 选取覆盖节点.第 1 个原则的目的是获得更多数量的距离等于 $\sqrt{3}r_s$ 的节点对,第 2 个原则使得选取的覆盖集接近规则的三角点阵,下面详细讨论如何分布式地构建覆盖集.

1. 由转发节点周围的传感器节点向转发节点发送剩余能量信息,转发节点依据公平性原则选取剩余能量最多的节点,并向其回复消息.被选取的初始节点则广播加入覆盖集的消息;

2. 节点收到邻居加入覆盖集消息后,根据下面几种情形设置延时定时器:

2.1. 邻居列表中只有一个覆盖节点,或多个覆盖节点的感知圆盘没有交点时,设置等待定时器 T_w, T_w 的值由式(4)给出:

$$T_w = \delta T_0 (\sqrt{3}r_s - d_a)^2 \tag{4}$$

其中, T_0 为发送消息的时间开销, δ 为确定的常数, d_a 为节点到达覆盖节点的距离.等待定时器的取值使得与已知覆盖节点距离最接近 $\sqrt{3}r_s$ 的节点优先加入覆盖集;

2.2. 邻居列表中至少有一对相交的覆盖节点,且存在未被覆盖的交点时,节点取消等待定时器 T_w ,计算理想位置点与自身位置的距离,根据距离设置覆盖延迟定时器,覆盖延迟 T_{cl} 由下式给出:

$$T_{cl} = \begin{cases} \beta T_0 (d_c^2 + (d_o - r_s)^2 + \phi), & d_o > r_s \\ \beta T_0 d_c^2, & \text{otherwise} \end{cases} \tag{5}$$

其中, β 系数, d_c 为节点到达理想位置点的距离, d_o 是节点到达感知圆盘交点(图 4 中的 O 点)的距离.由 T_{cl} 的表达式可以看出,节点距离理想位置点越近,覆盖延迟时间越短,但不是与理想位置点距离相同的节点也具有相同的机会加入覆盖集:如图 4 中,阴影区域中的节点可以覆盖感知圆盘的交点 O ,而阴影下方区域中的节点不能覆盖 O ,会留下覆盖孔洞,因而当节点与理想位置点的距离相同时,阴影区域的节点优先加入到覆盖集中.因此在公式(5)中,当节点与交点 O 的距离超过 r_s 时,覆盖延迟时间更长;

2.3 当邻居列表中存在多对相交的覆盖邻居节点时:1) 感知圆盘的交点都被覆盖时则取消所有定时器,忽略所有接收到的宣告消息;2) 节点自身的感知圆盘里存在多对未被覆盖的感知圆盘交点,此情形通常是多个节点从不同方向构建覆盖网即将合拢的时刻,因而出现了破碎和零散的空白区域,则节点设置覆盖延迟 T_{cc} 为

$$T_{cc} = \gamma T_0 / f \tag{6}$$

其中, γ 是常系数, f 是节点覆盖的交点数.例如图 5 所示,实心圆表示已加入覆盖集的节点,空心圆是依据步骤 2.3 选取的位置点;

3. 当定时器超时,节点则宣告加入覆盖集的消息.若在超时前收到邻居节点加入覆盖集的消息则取消当前的定时器,重新依据上述步骤修改定时器.

步骤 2.1 可以产生次始节点.另外,在选取算法参数时,考虑到步骤 2.3 会破坏点阵的规则性,因而设置的延迟较大.

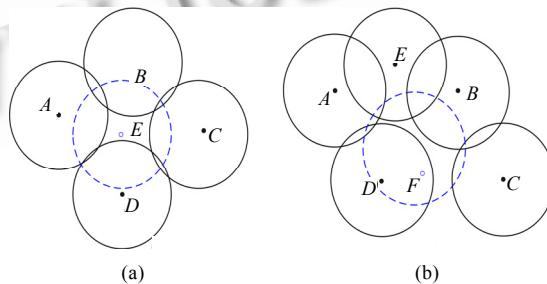


Fig.5 More couples of sensing disk overlap

图 5 多组节点的感知圆盘重叠情况

下面是伪码描述的近似最小覆盖集构造算法.

算法 1. Construct Minimum Set Cover (a_i).

```

1  if  $a_i$  is the starting node then
2    broadcast a cover node advertising message
3  else
4    if receive an advertising message then
5      compute the waiting timer  $T=T_w$ 
6    end if
7    while  $T$  not expires do
8      if receive an adverting message then
9        compute and find all possible uncovered sensing disk crossings
10       if no crossing exists then
11         update  $T$  with the distance closest to  $\sqrt{3}r_s$  from a cover node
12       end if
13       if crossings are covered then
14         return
15       end if
16       if exist more uncovered crossings then
17         compute or update the covering timer  $T=T_{cl}$ 
18       end if
19       if cover more uncovered crossing exists then
20         compute or update the covering timer  $T=\min(T_{cc}, T_{cl})$ 
21       end if
22     end if
23   end while
24   broadcast a cover node advertising message
25 end if
26 return

```

当覆盖集选取算法运行时,节点根据上述 3 项规则决定是否加入覆盖集.对于任意节点 a_i ,分布式算法的计算复杂性是多项式时间的.若 Δ 是网络的最大顶点度,那么节点最多接收到 Δ 个加入覆盖集的消息,第 9 行计算感知圆盘交点的时间复杂度为 $O(\Delta^2)$,找出未被覆盖的交点需时间 $O(\Delta^2)$,因而算法的时间复杂性为 $O(\Delta^2)$.对于全网,节点加入覆盖集的消息是指数级传播的,且网络中包含了 M 个转发节点,因此存在 M 个初始节点,即节点集被分为 M 组同时运行,因而算法的收敛时间为 $O((\Delta^2 \log N)/M)$.下面简要讨论算法中所使用的节点定位和时间同步技术.

节点定位.为了计算理想位置点和判断是否能够覆盖感知圆盘的交点,节点需要获取邻居节点的坐标,因而需要节点定位技术支持.节点定位是无线传感器网络中的支撑技术,当前已提出了多种的定位方法,但若若要获取精确的坐标,通常需要增加额外的定位设备(如 GPS)作为信标.当信标数有限时,定位算法计算出的节点坐标仍存在累积误差.但是通过分析发现,覆盖集选取算法运行时,节点需要的是节点与邻居的相对位置关系(例如计算是否存在交点、判定交点是否被覆盖等),而节点的绝对坐标并不是必需的,因而节点若具有获取相对坐标的能力就满足要求了.下面简述一种获取相对坐标的方法:首先,节点测量到达邻居节点的距离;其次,节点交换测得的距离;最后,节点以自身位置点为坐标原点,根据节点对间的距离关系,通过几何运算得出邻居节点的相对坐标.

时间同步.节点通过竞争方式加入覆盖集,竞争过程中需要设定定时器,为了让参与竞争的节点有相同的时间参考点,节点需要时间同步.若获取精确的全局时间同步则需要增加硬件开支和资源开销,但是竞争通常是由邻近节点加入覆盖集的消息引发,因而只需在最新加入覆盖集节点的周围空间内保持时间同步,从而放宽了对时间同步的要求:在节点广播了加入覆盖集的消息后等待一个同步时延 T_s ,同步时延结束后新加入覆盖集的节点广播同步消息.邻居节点在接收到加入覆盖集的消息后计算各自的 T_w, T_{cl} 和 T_{cc} ,当收到同步消息后则开始倒计时,同步时延 T_s 应能满足节点计算时延的开销.

4.2 转发连通

节点集合现已被划分为两个子集:覆盖子集 A_c 及其补集(A/A_c).从覆盖子集构造过程可以看出,没有接收到邻居加入覆盖集消息的节点不在 A_c 中,因此覆盖集的扩展图是图连通的,但不一定转发连通,因而(A/A_c)中的节点不能立即进入睡眠,而是执行转发连通验证和增强算法以优化覆盖节点的转发路径.由定理 2 知,判定覆盖集是否转发连通即判定对应于覆盖子集 A_c 的扩展图是否存在一个转发连通的生成树.若覆盖子集扩展图中由极短路径构成的生成树是转发连通的,则覆盖集是转发连通的;若不是,则使用叶节点转发增强过程保证覆盖集的转发连通性.

转发连通的验证过程为:首先,转发节点向周围节点广播路径探测消息;接着,覆盖节点接收到路径探测消息后计算极短路径的权重,并将权重搭载于探测消息中再次广播,覆盖集以外的节点则忽略探测消息;最后,每个覆盖节点通过比较 c 与极短路径权重的大小即可判定自身是否转发连通.

验证转发连通的目的是判断是否需要增强覆盖节点的转发连通性,因而将验证过程改进为验证和增强过程,探测消息结构也需要改进.转发连通验证和增强的思路是:首先,以转发节点为根建立由极短路径组成的转发树;接着,判定哪些节点需要增强转发连通性;最后,根据定理 3,使用叶节点请求回溯的方法增强转发路径,通过迭代使得叶节点都是转发连通的,最终覆盖集是转发连通的.新的探测消息中包含了极短路径权重、最短路径权重和路径分离度的信息.覆盖节点的转发连通验证和增强的过程如下:

1. 转发节点向周围广播路径探测消息,探测消息中的最短/极短路径权重和分离度分别为 0;
2. 节点接收和转发路径探测消息:

2.1. 候选节点接收到探测消息后,通过计算和比较路径权重判别是否来自于最短路径的消息,若不是,则忽略,否则保存最短路径的权重和分离度,广播包含最短路径权重和分离度(增加 1)的探测消息;

2.2. 覆盖节点接收到探测消息后,通过计算和比较路径权重判别是否来自于极短路径(分离度总为 0 的最短路径)或最短路径的消息,若不是则忽略,否则计算和保存路径的权重和分离度.若是来自于极短路径的探测消息,节点向极短路径的父节点回复路径确认消息.最后,广播包含最短/极短路径权重和分离度的探测消息;

- 2.3. 覆盖节点收到路径确认消息后,则将自身设置为转发树上的分枝节点,否则为叶节点.

3. 叶节点判断转发连通和增强路径:

3.1. 叶节点判断自身是否转发连通的,若不是,则广播增强请求消息.路径增强请求消息里包含了临界承受权重(所有节点的本地临界承受权重为 c),而成功发送了增强请求消息的节点取消叶节点标志,其极短路径上的父节点则判断是否将自身设置为叶节点;

3.2. 节点收到增强请求消息后,将接收到的临界承受权重减去链路权重得到外部临界承受权重 c_f .若外部临界承受权重小于最短路径权重,则忽略请求消息,当外部临界承受权重 c_f 不小于覆盖节点的极短路径权重时,立即回复确认消息;否则竞争转发增强节点,即等待一个延迟 T ,后回复确认消息,等待的延迟与路径分离度成增函数关系.

下面给出上述过程的一些讨论和解释.在算法第 2 步中可以看出,候选节点只需转发最短路径的探测消息,而覆盖节点需要转发两种路径探测消息:1) 极短路径的探测消息,用于判定是否转发连通;2) 由于可能位于子节点的最短路径上,所以还需转发最短路径的探测消息.路径增强请求消息总是由叶节点发起,在算法第 3.1 步里,叶节点在成功发送了请求消息后,叶节点将可能位于一条新的可达路径上,因而取消了自身的叶节点标志.而其极短路径上的父节点在收到所有子节点的请求消息后或子节点都是转发连通后,将自己设置为叶节点,新


```

10  end if
11  broadcast a probing message with new path weight and path separation
12  if  $a_i \in A_c$  and not receive an acknowledgment then
13    mark self a leaf node
14  end if
15 end while
16 return

```

下面是伪码描述的转发连通增强过程,其中 $flag$ 变量表示节点是否成功竞争为转发增强节点,0 表示失败,1 为成功, c_f 为外部临界承受权重.

Procedure 2. Reinforce relay-connectivity (a_i).

```

1  if  $a_i$  is a leaf node and  $w_e > c$  then
2    broadcast a path reinforcement request, remove leaf node mark
3  else
4     $flag := 0$ ;
5    while receive a message from neighbor do
6      if message is a path reinforcement request then
7        compute  $c_f$ 
8        if  $c_f \geq w_e$  then
9          reply an acknowledgment to the request
10         return
11        end if
12        if  $c_f > w_s$  then
13          update or compute  $T_r$ 
14        end if
15      end if
16      if message is an acknowledgment to neighbor's request then
17        cancel  $T_r$ 
18        if  $a_i \in A_c$  and all child nodes are relay-connecting then
19          mark self a leaf
20        end if
21      end if
22      if  $T_r$  expires then
23         $flag := 1$ , reply an acknowledgment to the request
24      end if
25      if ( $a_i$  is a leaf node and  $w_e > c$ ) or ( $flag = 1$  and  $c_f > w_e$ ) then
26        broadcast a path reinforcement request, remove leaf node mark
27      return
28    end if
29  end while
30 end if
31 return

```

若 Δ 是网络的最大顶点度,那么每个节点都将在 $O(\Delta)$ 时间内完成转发连通的增强算法.由于节点集 V 中存

在着 M 个转发节点,因此覆盖集节点将生成 M 棵转发树,每棵转发树上的节点独立运行转发连通验证和增强算法,提高了算法运行的并行性,使得网络在 $O(\Delta \log N/M)$ 时间内收敛。

4.3 算法性质

定理 4. 若初始网络是完全覆盖和转发连通的,当 $\phi \geq 4r_s^2$ 时,近似最小覆盖集方法和转发连通增强方法获得的覆盖集也是完全覆盖和转发连通的。

证明:覆盖性.忽略边界效应时,若感知圆盘的交点都被覆盖,那么任务区域则被覆盖.由于初始网络是完全覆盖的,即任务区域内任意一点在半径 r_s 圆内至少存在一个传感器节点.在依据定理 1 提出的近似最小覆盖集方法中,感知圆盘的交点 O 和理想位置点 C (如图 4 所示)之间的最大距离不超过 r_s .因此在竞争覆盖节点时,若位于以 O 为圆心、以 r_s 为半径的圆内的节点比圆外的任意节点的优先级都高,则交点 O 总能被覆盖,最终任务区域也是被覆盖的.由此,当圆 O 内的候选节点即使位于远离 C 的一端,而圆 O 外的候选节点紧邻 C 时, T_{cl} 的值仍保证圆 O 中的节点竞争成功,那么 T_{cl} 满足下面的表达式:

$$\lim_{d_{c2} \rightarrow 2r_s} \beta T_0 d_{c2}^2 \leq \lim_{d_{c1} \rightarrow 0^+} \lim_{d_o \rightarrow r_s^+} \beta T_0 (d_{c1}^2 + (d_o - r_s)^2 + \phi) \quad (8)$$

因此,当 $\phi \geq 4r_s^2$ 时, A_c 总能覆盖任务区域.其中, d_{c2} 是圆 O 中的候选节点到达理想位置点 C 的距离, d_{c1} 是圆 O 外的候选节点到达理想位置点 C 的距离。

转发连通性.由于初始网络是转发连通的,则任意节点到达转发节点的最短路径权重都小于 c .转发连通验证和增强算法使得每个节点总是保存探测消息所经过的所有路径中权重最小的值,即可以找到最短路径,因此,路径增强消息至少可以沿着最短路径回溯到转发节点,最终保证请求节点是转发连通的。□

5 仿真实验

为了评估算法的性能,我们使用 C++ 语言在 Windows XP 系统下设计和实现了仿真程序.节点随机部署在矩形区域内,节点感知半径为 10m.假设节点在空闲状态下,工作 1s 消耗的能量记为 1 个单位,节点初始能量为 5000 个单位.节点的能耗模型参考了文献[27],即节点发送、接收、空闲和睡眠时的功率之比为 20:4:4:0.01.链路带宽为 40Kbps,消息平均长度为 20 字节,则发送时间开销为 4ms.链路的数据成功发送率(如公式(9))参考了文献[30]中的模型:

$$b(e_{ij}) = \begin{cases} 1 - 0.2d/r_{c0}, & d \leq r_{c0} \\ 2.4 - 1.6d/r_{c0}, & r_{c0} \leq d \leq 1.5r_{c0} \\ 0, & d \geq 1.5r_{c0} \end{cases} \quad (9)$$

其中, e_{ij} 是节点 a_i 和 a_j 间的链路, d 则是链路的欧氏距离, r_{c0} 是节点的标称通信半径,最大通信半径为 $1.5r_{c0}$.

5.1 性能指标

为了评估 MRCSC 算法的性能,仿真实验将从以下 3 个方面度量算法性能:

- 1) 覆盖性能.覆盖度描述被覆盖区域的面积与任务区域面积的比值,该度量值反映了覆盖集的覆盖质量.覆盖集规模描述了覆盖集中节点的数量,节点数量越少,覆盖集的覆盖效率越高;
- 2) 连通性.转发连通率是转发连通的覆盖节点数与覆盖集规模的比值,反映了覆盖集的连通性能.为了检验转发连通增强方法的有效性,我们还比较了转发连通增强方法执行前后覆盖集的规模;
- 3) 网络生存期.网络生存期存在多种定义,在本仿真实验中,网络生存期定义为当覆盖面积下降到给定比率(如 0.8)时,网络持续工作的时间。

5.2 仿真结果

5.2.1 覆盖性能

转发连通覆盖算法分两个阶段运行:寻找近似最小覆盖集和增强转发连通性.为了评估覆盖集的性能,我们将 MRCSC 与 OGDC^[27]算法和文献[28]中构造连通覆盖集(CSC)的算法作对比研究.由于后两种算法获得的覆

盖集只是图连通的,为增加可比性,在本节中亦限与转发连通覆盖算法获得的近似最小覆盖集作比较.仿真实验中将任务区域设为 50m×50m,转发节点数 M 设为 1,节点的标称通信半径为 13.3m(因为 $1.5r_{c0}=2r_s$).

图 7 是转发连通算法在一次实验中得到的近似最小覆盖集,实心点为被选取的传感器节点(位置),圆形为对应的感知区域,天线标志为数据转发节点,矩形框为任务区域.

图 8 和图 9 是在相同的参数设置下 3 种算法获得的覆盖集的性能.图 8 显示,最小转发连通覆盖集算法得到的近似最小覆盖集中的节点数最少.图 9 是 3 种算法的覆盖度,近似最小覆盖集的覆盖度基本上保持在 0.97 以上,与 CSC 性能接近.

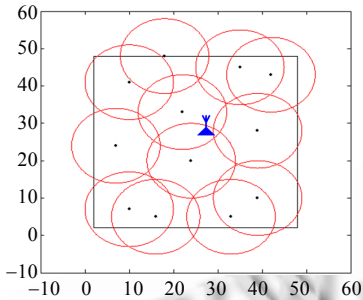


Fig.7 A snapshot of MSC for covering area
图 7 一个近似最小覆盖集

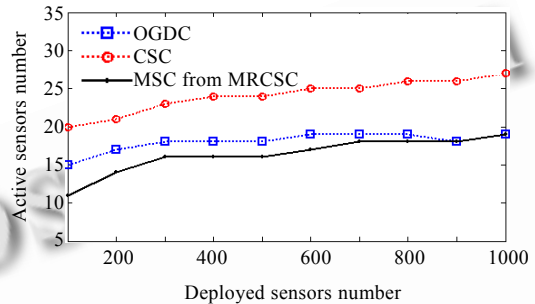


Fig.8 Number of active sensors for covering area
图 8 覆盖集中的活跃节点数

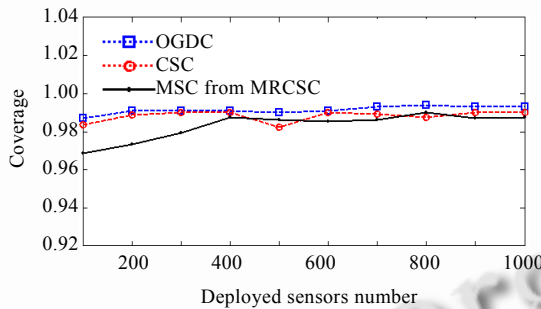


Fig.9 Coverage of active sensors
图 9 活跃节点的覆盖度

5.2.2 连通性

路径的数据成功转发率与链路的数据成功发送率和路径长度有关,当链路的数据成功发送率过小或者路径过长,都可能使得传感器节点到转发节点的路径不可达.实验中,设置路径的成功转发率不小于 0.4,在 100m×100m 的任务区域内只有一个转发节点时,图 10 显示了转发路径增强方法对节点转发连通性能的改善情况,当 MSC 的转发连通性较差(转发连通率<0.85)时路径增强方法较显著地改善了转发连通性能.

图 11 则是 MRCSC 中节点数与 MSC 中节点数的比值,从图中可以看出,MRCSC 集合的规模控制在 MSC 的 1.1 倍内,因而路径增强方法在改善连通性的同时也有效控制了转发增强节点的数量.

图 12 则是在 100m×100m 的任务区域内部署 300 个传感器节点,当转发节点数从 1 增加到 10 时,MSC 的转发连通率的变化过程,图中数据证实了部署少量的转发节点的确可以改善网络的连通性和可扩展性.

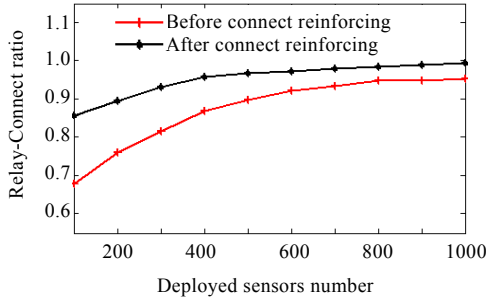


Fig.10 Relay-Connectivity in MRCSC and MSC
图 10 MRCSC 和 MSC 的转发连通性

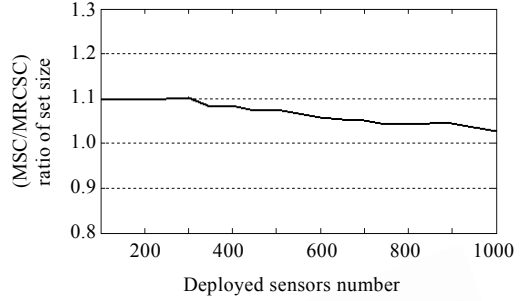


Fig.11 Ratio of size of MRCSC to MSC
图 11 MRCSC 与 MSC 集合规模之比

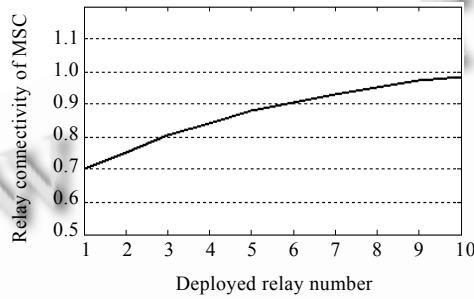


Fig.12 Relay-Connectivity rises with relay number
图 12 转发节点改善了节点的转发连通性

5.2.3 网络生存期

网络生存期受到部署的节点数量、转发节点数量和 MRCSC 规模的影响.为评估网络生存期性能,节点采用 Round-Robin 方式工作,每个循环的长度为 100s,节点在每轮循环开始时构建最小转发连通覆盖集,当最小转发连通覆盖集的覆盖度小于 0.8 时则认为网络失效,在此之前,网络工作的时间长度为网络生存期.表 1 给出了 MRCSC 算法的网络生存期与节点数和转发节点数关系的数值结果,其中,第 1 行是部署的节点数,第 1 列是部署的转发节点数.随着节点数的增加,网络生存期也增长,当节点数不大于 450 时,增加转发节点数也可以增加网络的生存期,但不是转发节点数越多越好,表中显示,在当前参数设置下,均匀部署 3 个转发节点可以得到最优的网络生存期,当转发节点更多时通信开销也变大,网络生存期不再增长.

Table 1 Numerical results of networking lifetime

表 1 网络生存期的数值结果

| | 150 | 200 | 250 | 300 | 350 | 400 | 450 | 500 | 550 |
|---|-------|-------|--------|--------|--------|--------|--------|--------|--------|
| 1 | 300 | 2 000 | 6 000 | 9 200 | 11 600 | 12 400 | 14 000 | 16 000 | 19 000 |
| 2 | 1 000 | 2 000 | 8 000 | 8 000 | 10 000 | 15 000 | 14 000 | 18 000 | 17 000 |
| 3 | 2 000 | 8 000 | 11 000 | 11 000 | 13 000 | 15 000 | 16 000 | 16 000 | 18 000 |
| 4 | 1 000 | 6 000 | 10 000 | 9 000 | 10 000 | 13 000 | 14 000 | 17 000 | 17 000 |
| 5 | 1 000 | 6 000 | 7 000 | 9 000 | 13 000 | 14 000 | 13 000 | 16 000 | 16 000 |
| 6 | 1 000 | 5 000 | 7 000 | 9 000 | 10 000 | 12 000 | 14 000 | 16 000 | 17 000 |

6 结 论

在由普通传感器节点构成的网络中增加少量能量丰富、通信能力强的转发节点,由转发节点构成转发骨干网,每个传感器节点与转发骨干网连通,则可以增强网络的连通性和可扩展性.针对上述异构传感器网络,本文提出了异构传感器网络的最小转发连通覆盖集问题,给出了构建最小覆盖集和转发连通验证和增强的两阶段算法.首先,基于三角点阵排列优化地选取新位置点以构造近似最小覆盖集.接着,通过转发连通验证过程找出

不是转发连通的覆盖节点,再应用叶节点转发增强请求的方法改善节点的转发连通性.仿真实验的结果表明,分布式的近似算法得到的最小转发连通覆盖集的覆盖性能与 OGDC 相当;但在显著改善节点转发连通性的同时,限制了转发增强节点的数量,提高了转发连通覆盖集的效率.

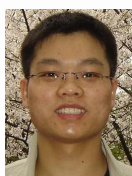
References:

- [1] Akyildiz IF, Su W, Sankarasubramaniam Y, Cayirci E. A survey on sensor networks. *IEEE Communications Magazine*, 2002,40: 101–114. [doi: 10.1109/MCOM.2002.1039864]
- [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] Mainwaring A, Culler D, Polastre J. Wireless sensor networks for habitat monitoring. In: Raghavendra CS, Sivalingam KM, eds. *Proc. of the 1st ACM Int'l Workshop on Wireless Sensor Networks and Application*. Atlanta: ACM Press, 2002. 88–97.
- [4] Berman P, Calinescu G, Shah C, Zelikovsky A. Power efficient monitoring management in sensor networks. In: Weinstein S, Cuthbert L, *et al.*, eds. *Proc. of the IEEE Wireless Communication and Networking Conf.* Washington: IEEE Communications Society, 2004. 2329–2334.
- [5] Wang ZM, Stefano B, Emanuel M, Chiara P. Exploiting sink mobility for maximizing sensor networks lifetime. In: *Proc. of the 38th Annual Hawaii Int'l Conf. on System Sciences (HICSS 2005)*. Track 9-Vol.09. IEEE Computer Society, 2005.
- [6] Wei W, Vikram S, Kee-Chaing C. Using mobile relays to prolong the lifetime of wireless sensor networks. In: *Proc. of the 11th Annual Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking*. Cologne: ACM Press, 2005.
- [7] Qing L, Zhu QX, Wang MW. A distributed energy-efficient clustering algorithm for heterogeneous wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2006,17(3):481–489 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/481.htm> [doi: 10.1360/jos170481]
- [8] Liu W, Cui L, Huang C. EasiFCCT: A fractional coverage algorithm for wireless sensor networks. *Journal of Computer Research and Development*, 2008,45(8):196–204.
- [9] Cardei M, Wu J. *Coverage in Wireless Sensor Networks*. CRC Press, 2004.
- [10] Ren Y, Zhang SD, Zhang HK. Theories and algorithms of coverage control for wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2006, 17(3):422–433 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/422.htm> [doi: 10.1360/jos170422]
- [11] Paolo S. Topology control in wireless ad hoc and sensor networks. *ACM Computing Surveys*, 2005,37(5):164–194.
- [12] Zhang X, Lu SL, Chen GH, Chen DL, Xie L. Topology control for wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2007,18(4):943–954 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/943.htm> [doi: 10.1360/jos180943]
- [13] Daniel A, John B, Sanjit B, Glenn J, Robert M. Link-Level measurements from an 802.11b mesh network. In: *Proc. of the ACM SIGCOMM 2004*. 2004. 121–132.
- [14] Hefeeda M, Ahmadi H. Network connectivity under probabilistic communication models in wireless sensor networks. In: *Proc. of the IEEE Int'l Conf. on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS)*. 2007, 1–9.
- [15] Jerry Z, Ramesh G. Understanding packet delivery performance in dense wireless sensor networks. In: *Proc. of the 1st Int'l Conf. on Embedded Networked Sensor Systems*. Los Angeles: ACM Press, 2003.
- [16] Yarvis M, Kushalnagar N, Singh H, Rangarajan A, Liu Y, Singh S. Exploiting heterogeneity in sensor networks. In: *Proc. of the IEEE INFOCOM*. 2005.
- [17] Mhatre V, Rosenberg C, Kofman D, Mazumdar R, Shroff N. A minimum cost heterogeneous sensor network with a lifetime constraint. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2005,4(5):4–15. [doi: 10.1109/TMC.2005.2]
- [18] Mhatre V, Rosenberg C. Homogeneous vs heterogeneous clustered sensor networks: A comparative study. In: *Proc. of the IEEE Int'l Conf. on Communications*. 2004. 3646–3651.
- [19] Lee JJ, Krishnamachari B, Kuo CCJ. Impact of heterogeneous deployment on lifetime sensing coverage in sensor networks. In: *Proc. of the 1st Annual IEEE Communications Society Conf. on SECON*. 2004. 367–376.
- [20] Cardei M, Jie W, Mingming L. Improving network lifetime using sensors with adjustable sensing ranges. *Int'l Journal of Sensor Networks*, 2006,1(6):41–49.
- [21] Cardei M, Yang S, Wu J. Fault-Tolerant topology control for heterogeneous wireless sensor networks. In: *Proc. of the IEEE Int'l Conf. on MASS*. 2007. 1–9.
- [22] Lin, Hou JC. Topology control in heterogeneous wireless networks: Problems and solution. In: *Proc. of the 13th Joint Conf. on IEEE Computer and Communications Societies*. 2004.

- [23] Su L, Yang Q, Li Q, Xu X. Coverage algorithm and protocol in heterogeneous sensor networks. In: Proc. of the ICCNMC. 2005. 53–63.
- [24] Han X, Cao X, Lloyd EL, Shen CC. Fault-Tolerant relay node placement in heterogeneous wireless sensor networks. In: Proc. of the 26th IEEE Int'l Conf. on Infocom. 2007.
- [25] Bai X, Kumar S, Yun Z, Xuan D, Lai TH. Deploying wireless sensors to achieve both coverage and connectivity. In: Proc. of the 7th Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (ACM MobiHoc). 2006.
- [26] Bai X, Yun Z, Xuan D, Lai TH, Jia W. Deploying four-connectivity and full-coverage wireless sensor networks. In: Proc. of the IEEE Int'l Conf. on Computer Communications (INFOCOM). New York: IEEE Press, 2008. 296–300.
- [27] Zhang H, Hou JC. Maintaining sensing coverage and connectivity in large sensor networks. *Wireless Ad Hoc and Sensor Networks: An Int'l Journal*, 2005,1(1-2):89–123.
- [28] Himanshu G, Samir RD, Quinyi G. Connected sensor cover: Self-Organization of sensor networks for efficient query execution. In: Proc. of the 4th ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing. Annapolis: ACM Press, 2003. 189–200.
- [29] Jiang J, Fang L, Zhang HY, Dou WH. An algorithm for minimal connected cover set problem in wireless sensor networks. *Journal of Software*, 2006,17(2):175–184 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/175.htm> [doi: 10.1360/jos170175]
- [30] Zhao J, Govindan R, Estrin D. Computing aggregates for monitoring wireless sensor networks. In: Proc. of the IEEE ICC Workshop on Sensor Network Protocols and Applications. 2003. 139–148.

附中中文参考文献:

- [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>
- [7] 卿利,朱清新,王明文.异构传感器网络的分布式能量有效成簇算法.软件学报,2006,17(3):481–489. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/481.htm> [doi: 10.1360/jos170481]
- [10] 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.软件学报,2006,17(3):422–433. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/422.htm> [doi: 10.1360/jos170422]
- [12] 张学,陆桑璐,陈贵海,陈道蓄,谢立.无线传感器网络的拓扑控制.软件学报,2007,18(4):943–954. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/943.htm> [doi: 10.1360/jos180943]
- [29] 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.软件学报,2006,17(2):175–184. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/17/175.htm> [doi: 10.1360/jos170175]



温俊(1979—),男,安徽合肥人,博士生,主要研究领域为无线传感器网络.



班冬松(1982—),男,博士生,CCF 学生会员,主要研究领域为移动计算,无线传感器网络.



蒋杰(1976—),男,博士,助理研究员,CCF 学生会员,主要研究领域为无线传感器网络,Ad-Hoc 网络.



窦文华(1946—),男,教授,博士生导师,主要研究领域为高级计算机网络,高性能计算.



方力(1976—),女,工程师,主要研究领域为计算机网络.