

一种无线传感器网络拓扑的启发式分簇控制算法

刘林峰^{1,2} 刘 业³

¹(计算机网络和信息集成教育部重点实验室(东南大学) 南京 210096)

²(东南大学计算机科学与工程学院 南京 210096)

³(上海贝尔阿尔卡特南京研发中心 南京 210037)

(liulf@seu.edu.cn)

A Heuristic Cluster Control Algorithm of Wireless Sensor Networks Topology

Liu Linfeng^{1,2} and Liu Ye³

¹(Key Laboratory of Ministry of Education for Computer Network and Information Integration (Southeast University), Nanjing 210096)

²(School of Computer Science and Engineering, Southeast University, Nanjing 210096)

³(Nanjing Research Development Center, Alcatel Shanghai Bell, Nanjing 210037)

Abstract The main objective of wireless sensor network design is to fulfill the task of prolonging network lifetime. The network topology, which is the important foundation of upper layer protocols, serves as the supportive groundwork for achieving this goal. In order to design a topology control algorithm that conforms to the lifetime requirement of wireless sensor networks, the defects of previous algorithms are firstly explored. There are some defects such as deployment restriction, low reliability or poor rationality found in these algorithms. Then a WSN cluster model is constructed and analyzed theoretically according to the requirement of clustering, which ultimately turns to a clustering and cluster-head electing problem with approximate optimizing objectives. A heuristic topology control algorithm of cluster (HTCC) is proposed as a solution to the above problem. HTCC is composed of two methods: cluster constructing (CC) method and cluster-head electing (CHE) method. The clusters can be partitioned by the CC method, and the cluster-heads can be selected by the CHE method. The performance of the algorithm is analyzed and validated through experiments. The result indicates that the network topology of clusters with proper size has the characteristics of low energy consumption and high robustness, effectively prolonging the lifetime of the whole network.

Key words wireless sensor network; topology control; cluster partition; cluster-head election; heuristic

摘 要 无线传感器网络的首要设计目标即延长网络生命期,而网络拓扑作为上层协议的重要平台,是实现这一目标的支撑基础。为了研究符合网络生命期目标要求的传感器网络拓扑控制方案,针对传统分簇算法的部署受限或可靠性缺乏等弊端,从理论上对分簇需求进行了建模分析,最终转化为携近似优化目标的簇划分及簇头选取问题,进而提出了一种启发式的分簇控制算法。通过实验对方案进行了性能分析和验证,结果表明该算法以较合理的簇规模进行分簇划分,所获拓扑结构具有全局能耗低、骨干网健壮性高的特点,能有效地延长 WSN 的生命期。

关键词 无线传感器网络; 拓扑控制; 簇划分; 簇头选举; 启发式

中图法分类号 TP393

无线传感器网络^[1] (wireless sensor network, WSN) 中, 网络生命周期^[2] 一般定义为在传感器网络系统的流量路由过程中, 最先因电池能量耗尽而失效的节点生命期. 拓扑控制机制从研究方向可归纳为节点功率控制^[3] 和层次型拓扑结构组织两类^[4], 其中节点功率控制机制指通过设置或动态调整节点的通信功率, 以保证网络拓扑连通, 层次型拓扑控制^[5-10] 渗透了聚类管理的理念, 由于存在空闲状态节点无谓能耗过高的缺陷, 故采用分簇机制形成处理和转发数据的骨干网, 并且关闭闲时非骨干节点的通信模块以达到显著的节能效果. 在文献[5]中, Xu 等人提出一种基于地理位置的分簇算法 GAF, 该算法将事件区域划分为虚拟单元格, 节点按照自身位置归入相应的格内, 并且定期在格内选取簇头, 然而 GAF 的实现必须依靠定位系统的辅助, 使得其部署受到极大局限; Heinzelman 等人在文献[7]中提出一种自适应分簇拓扑算法 LEACH, 周期性地产生簇头, 并依据簇头分布进行簇划分, 但是由于簇头位置具有较强随机性, 致使骨干网的形成无法保障; Deb 等人提出一种基于最小支配集的算法 TopDisc^[9], 通过泛洪方式为每个节点标记颜色, 随后根据颜色区分簇头和普通节点, TopDisc 算法可使节点在密集部署的 WSN 内快速成簇, 并连接簇头形成树状的骨干网, 但 TopDisc 重复执行算法开销过大, 且未考虑节点的剩余能量问题, 损害了分簇机制的合理性.

空闲侦听能耗和网络通信开销的降低目标通常表现出对立关系, 因此簇区域划分和簇头选取应兼顾两方面的因素, 使得全局能耗最小化. 此外, 实际传感器网络环境下兴趣数据流量是不可预测的, 还必须考虑骨干网络的健壮性. 针对传统分簇控制方案的不足和生命期优化的 WSN 拓扑需求, 本文建立了 WSN 模型并进行了理论分析, 转化为携带近似优化目标的簇划分及簇头选取问题, 并设计了一种启发式的分簇控制算法 HTCC (heuristic topology control based on cluster), 经其调整后的拓扑具有全局能耗低、骨干网健壮性高的特点.

1 WSN 系统模型

节点在未获知兴趣数据和不承担转发任务时如

果不关闭通信模块, 此时所产生的能耗会与数据收发状态接近^[11], 所以全局网络拓扑一般被划分为多个相连簇区域, 簇头构成贯穿整个拓扑的骨干网, 并且休眠非簇头空闲节点, 从而大幅降低了空闲状态时侦听行为对节点能量的吞噬.

1.1 分簇模型的形式化描述及定义

首先假设所有节点具有相同的最大发射功率 $p_{\max}$, 节点以 $p_{\max}$ 进行信号发射时能覆盖半径皆为 $d_{\max}$ 的圆面区域; 模型对应于节点密集部署的 WSN, 任意节点间至少存在一条可达路径, 其上每条链接的距离均不超过 $D (D = d_{\max}/2\sqrt{3})$; 其次, 簇区域独立以概率 P 发生兴趣事件, 其间簇内节点在时刻 T 的兴趣数据获取速率 V 相互独立, 联合概率密度函数表示为 $f(v, t)$; 再次, 链接 (i, j) 上单位流量费用函数 $W_{ij} = \omega_1 d(i, j)^\theta (2 \leq \theta \leq 6)$, 簇头 k 在空闲时间 $\Delta\tau$ 内的侦听开销 $W_k = \omega_2 \Delta\tau$; 最后, 忽略网络环境中存在障碍物等影响通信质量的外部因素. WSN 可抽象为一个二维平面内的无向图 $G(V, E)$, 其中 V, E 分别表示节点、链接的集合, $E \subseteq V \times V$, $|V| = N, |E| = M$, 若 $(i, j) \in E$, 则必有 $(j, i) \in E$, 其中 $i, j \in V$. 在分簇机制下, $G(V, E)$ 被划分为 l 个簇 $C_1, C_2, \dots, C_l$. 对于簇 C_i , 其内节点数记作 N_i , 簇头记作 c_i . 对于 $l \geq i \geq 1, C_i$ 可表示为 $G_i(V_i, E_i)$. 基于上述的形式化描述, 本文给出如下定义:

定义 1. 拓扑的完全划分. $\forall k \in V$, 必有 $k \in$

$\bigcup_{1 \leq i \leq l} C_i$, 且 $N = \sum_{i=1}^l N_i$, 则称该划分为拓扑的完全划分.

定义 2. 簇的规模. 簇 C_i 的直径 $diameter(C_i) = \max\{d(j, k) \mid j, k \in V_i\}$, 簇 C_i 的规模由 $diameter(C_i)$ 表示. $d = \max\{diameter(C_i) \mid l \geq i \geq 1\}$ 称为最大簇规模. d_{avg} 表示平均簇规模, $d_{\text{avg}} = \sum_{i=1}^l diameter(C_i)/l$.

定义 3. 簇的邻接关系. 在拓扑的完全划分前提下, 簇 C_i 邻接簇 C_j 当且仅当 $\exists k \in V_i$, 同时 $k \in V_j$, 记作 $C_i C_j$, 邻接关系具有对称性.

定义 4. 拓扑连通性. $\forall u, u' \in V$, 若 u 和 u' 之间存在一条路径 $(u, u_1, u_2, \dots, u_{k-1}, u_k, \dots, u')$, 对于路径中链接 (u_{k-1}, u_k) , 必有 $d(u_{k-1}, u_k) \leq d_{\max}$, 则称该拓扑具有连通性.

定义 5. 簇树. 在拓扑的完全划分下, $\forall$ 簇 C_i , C_j , 可通过邻接关系组成 $C_i - \dots, C_k - C_m, \dots, -C_j$ 的唯一路径, 则称为当前簇群形成了簇树结构.

定理 1. 任何满足簇的域内连通性和簇头互通性的模型, 必定具有拓扑连通性.

证明. $\forall u, u' \in V$, 假定 $u \in V_i, u' \in V_j$, 因拓扑具有簇的域内连通性和簇头互通性, 则 u 和 u' 之间一定存在一条路径 $(u, c_i, \dots, c_k, c_m, \dots, c_j, u')$.
证毕.

2 分簇模型的理论分析

在拓扑分簇控制的设计中, 簇头的能耗远高于簇内其他空闲节点, 依据 WSN 生命期的定义, 为避免簇头负载过重形成抑制 WSN 生命期的瓶颈, 分簇机制必须采纳闲时节能与负载均衡相融合的思想.

2.1 簇的划分

簇区域规模和选举周期是影响分簇算法性能的重要参数, 在描述算法之前, 首先分别对最大簇区域规模和平均簇规模的取值进行定性分析, 选举周期的表达式将会在第 2.3 节的中给出. 出于通信的基本需求, 拓扑连通性毫无疑问应是分簇后拓扑的必备特性, 因此由定理 1 可知拓扑内所有簇必须满足域内连通性和簇头互通性. 此外, 由于节点地理位置的不确定, 为避免在簇头选举中考虑节点是否具备簇头候选资格, 簇间亦必须满足邻接可达性.

定理 2. 当 d 满足 $d \leq D$ 时, 拓扑内簇群必定满足域内连通性和簇间邻接可达性.

证明. 由簇满足域内连通性则必有 $d \leq d_{\max}$. 假定簇 C_j 具有最大规模 d , 且 $d(k, m) = d$, 其中 $k, m \in V_j$, 因此可知簇 C_j 内其他节点必位于图 1 所示阴影区域 $akcm$ 内, 为满足簇间邻接可达性, 若节点 a 与 b 可直接通信, 必能保证相邻簇区域内任意

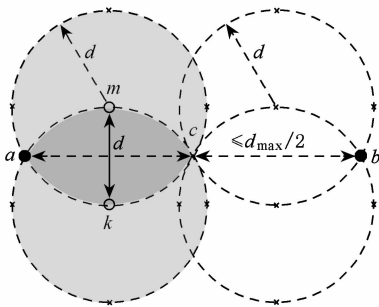


Fig. 1 Relation between cluster size and cluster area.

图 1 簇规模与簇区域关系图

两节点可直接通信, 由图 1 易得 $d(a, b) = 2 \sqrt{3} d$, $d(a, b) \leq d_{\max}$, 因此 $d \leq D$, 簇群必定满足域内连通性和簇间邻接可达性.
证毕.

下面从统计学的角度分析簇规模对 WSN 总体能量开销的影响, 考虑理想的均匀分簇情形, 如定义 6 所述, 此时有定理 3 成立.

定义 6. 理想均匀分簇. $\forall i, l \geq i \geq 1$, $diameter(C_i) = d_{\text{avg}}$, 节点均匀分布于面积为 S 的圆区域, 汇聚节点位于区域中心, 与区域边界距离表示为 $h(S)$, 邻接簇头间距与 d_{avg} 相关, 记作 $g_1(d_{\text{avg}})$. 簇数 l 与 d_{avg}^{-2} 相关, 记作 $g_2(d_{\text{avg}})$.

定理 3. 单位时间(从时刻 τ_0 起)WSN 能量开销最小化期望与 d_{avg} 取值区间相关.

证明. WSN 能量开销期望 $E(e_{\text{total}})$ 应为簇内开销期望 $E(e_{\text{inc}})$ 和簇间开销期望 $E(e_{\text{outc}})$ 两部分之和. $E(e_{\text{inc}})$ 由节点能耗和簇头闲时侦听开销组成, 单位时间内非骨干节点产生数据流量的期望 $E(F_c) = P \int_0^\infty \int_{\tau_0}^{\tau_0+1} vtf(v, t) dv dt$, 单个节点的能耗期望为 $E(e_{\text{node}}) = \omega_1 E(d_{\text{nc}}^\theta) E(F_c)$, 其中 $E(d_{\text{nc}}^\theta)$ 表示节点到簇头距离 θ 次方的期望值, 由于大量节点均匀分布于监测区域, 通过图 1 可知, $E(d_{\text{nc}}^\theta)$ 如式(1)所示:

$$E(d_{\text{nc}}^\theta) = \left\{ \int_0^{\sqrt{\frac{S}{\pi}}} \int_0^{\sqrt{\frac{S}{\pi} - x^2}} (x^2 + y^2)^{\frac{\theta}{2}} dy dx \right\} / (S/4l). \tag{1}$$

单位时间内簇头闲时侦听开销 $E(\text{monitor})$ 如式(2)所示:

$$E(\text{monitor}) = (1 - P) g_2(d_{\text{avg}}) \omega_2. \tag{2}$$

显然可知 $E(e_{\text{inc}}) \approx NE(e_{\text{node}}) + E(\text{monitor})$, 由式(1)和式(2)即可获 $E(e_{\text{inc}})$ 值. 簇头间互连实现到汇聚点的可达, 簇头距离汇聚节点的逻辑跳数期望 $E(\text{hop})$ 为

$$\left\{ \int_0^{h(S)} \int_0^{\sqrt{h(S)^2 - x^2}} [\sqrt{x^2 + y^2} / g_1(d_{\text{avg}})] dy dx \right\} / (S/4).$$

此时有 $E(e_{\text{outc}}) = NE(\text{hop}) \omega_1 g_1(d_{\text{avg}})^\theta E(F_c)$, 且在节点分布和区域环境已确定的前提下, $E(e_{\text{total}})$ 实质可表示为 d_{avg} 的一元函数, 即如式(3)所示:

$$E(e_{\text{total}}) = A_1 d_{\text{avg}}^\theta + B_1 d_{\text{avg}}^{\theta-1} + C_1 d_{\text{avg}}^{-2}. \tag{3}$$

式(3)中, 3 项分别对应于节点能耗、簇间开销、簇头闲时侦听开销, 其中 A_1, B_1, C_1 皆为正数. 根据 $E(e_{\text{total}})$ 在 d_{avg} 的一阶和二阶导数, 结合微分中值定理可知, 一阶导数单调递增. 对正区间内一阶导数的 d_{avg} 取极限, 显然当 $d_{\text{avg}} \in (0, +\infty)$ 时, $E(e_{\text{total}})$ 取值随 d_{avg} 增大呈现先升后降的势态, 则必定存在合法

区间内的 d_{avg} , 使得一阶导数表达式值为 0, 即 $E(e_{\text{total}})$ 最小化. 证毕.

本文记 d_{avg}^* 为 $E(e_{\text{total}})$ 最小化的平均簇规模最优值. 从定理 2 和定理 3 分别获得了最大簇规模和平均簇规模的性质, 最大簇规模反映了分簇算法设计可行性需求, 平均簇规模与 WSN 整体能量开销期望的关系反映了所有簇规模与 d_{avg}^* 接近时, 将有利于网络生命期的延长. 综上分析, 对分簇算法中的关键参数——簇规模——得出以下结论: 在 l 个簇 $C_1, C_2, \dots, C_l$ 对拓扑区域进行完全划分的情况下, 簇规模应朝以下 3 项目标的方向优化:

目标 1. $\max \text{diameter}(C_i) \leq D, 1 \leq i \leq l.$

目标 2. $\sum_{i=1}^l \text{diameter}(C_i) / l = d_{\text{avg}}^*.$

目标 3. $\min \{ \max |d_i - d_j| \mid 1 \leq i, j \leq l \}.$

携目标 1~3 的簇划分问题, 可直观地描述为寻求一种所有簇规模尽可能接近 $d^* = \min(d_{\text{avg}}^*, D)$ 的拓扑划分方法. 然而, 簇规模与节点分布密切相关, 节点地理位置的随机性使得 3 项目标的最优状态难以统一趋近, 因而理想拓扑划分方法的设计异常困难. 为了处理该复杂的数学模型, 依据模型的结构特征和优化要求的特点, 目标 1~3 被近似地转化为 $\min \{ l \mid \forall i \in [1, l], \text{diameter}(C_i) \leq d^* \}$, 即以最小块数划分拓扑, 使得所有簇区域的规模均不超过 d^* .

2.2 影响簇头选取的因素

为了综合考虑骨干网通信开销和剩余能量对簇头选取的影响, 本文提出一种描述节点 i 和 j 间功耗大小和健壮程度的综合权值参数 C_i^2 维行向量 $\mathbf{W}$, 给出其元素 $w(i, j)$ 启发式的定义, 如式(4)所示:

$$w(i, j) = d(i, j)^\alpha / (e_i e_j / \sqrt{e_i^2 + e_j^2})^\beta. \quad (4)$$

式(4)中, e_i, e_j 分别表示传感器节点 i 和 j 的剩余可用能量, α, β 为预设指数. 权值由 $d(i, j)$ 和 $e_i e_j / \sqrt{e_i^2 + e_j^2}$ 两部分决定, 前者反映节点 i 和 j 间功耗大小, 后者表述节点间链接的健壮情况, 易知当两端节点剩余能量处于较高或平衡状态时, 其链接能表现出较高的健壮性. 骨干网的连通需求及开销最小化目标, 正与最小生成树(MST)^[12]的结构特点相吻合, 因此 MST 在本文中作为骨干网生成的基础结构. 定义一个描述骨干网链接状态的 C_i^2 维列向量 $\mathbf{X}$, 元素

$$x(c_j, c_k) = \begin{cases} 1, & \text{if } C_j - C_k \text{ and } (c_j, c_k) \in T_{\text{backbone}}, \\ 0, & \text{else,} \end{cases}$$

其中 T_{backbone} 表示骨干网, 其上链接 (c_j, c_k) 对应于权值 $w(c_j, c_k)$. 由此定义, 显然可推出目标 4.

目标 4. $\min Z = \mathbf{W}\mathbf{X}.$

簇头节点的位置分布和剩余能量决定着目标函数 Z 的取值, 带目标 4 的簇头选举问题属于多维数学规划范畴.

2.3 簇头选举周期

为避免所有簇同时选举可能引起的簇头信息不一致, 每个簇仅依据本簇内簇头状态触发选举, 簇头选举周期的时间片内簇头不会因通信负载过重而死亡, 因此本文通过设置簇头的剩余能量下限为原值的 $1/\kappa$, 以获得距离下次选举的时间, 选举周期与簇头能耗关系如式(5)所示:

$$P(N/l) \int_0^\infty \int_{\tau_1}^{\tau_2} v t f(v, t) dv dt = (1 - 1/\kappa) e_c. \quad (5)$$

式(5)中, τ_1 表示当前新簇头工作的起始时刻, τ_2 表示簇头重新选举时刻, e_c 表示当前簇头在 τ_1 时刻的剩余能量, 因此 $(\tau_2 - \tau_1)$ 即为本轮的选举周期.

3 HTCC 拓扑控制算法

根据上节中拓扑分簇控制模型的分析 and 目标的转化, 本文提出一种启发式的分簇控制算法 HTCC, 该算法由 2 种策略组成: 1) 成簇策略 CC (cluster constructing method), CC 通过自组织方式形成以节点链为边界的簇区域, 最终可获得一个满足目标需求的拓扑完全划分; 2) 簇头选举策略 CHE (cluster-head electing method), CHE 使用类似于 Prim 算法的思想构筑近似最小生成树, 以实现对所有簇头角色的选择. 为便于算法的描述, 先给出定义 7.

定义 7. 节点的邻近域. 对于节点 k , 以 k 为中心, d^* 为半径的信号覆盖区域称为节点 k 的邻近域, 记作 $\text{NEAR}(k)$, 该域内节点称为 k 的邻居, 邻居关系具有对称性.

3.1 成簇策略

CC 策略采纳了递推成簇的思想, 每次选择满足最大簇规模约束的节点加入簇. CC 策略中, 可由任意节点作为初始发起者进入分簇阶段, 一旦其他节点加入某簇后, 亦成为新簇的发起者, 此时发起者并不加入新簇, 而仅作为簇群外延的衔接者. CC 策略遵照如下执行: 节点 k 的 Origin 域为 false, 则发起新簇构建进程, 修改其 Origin 域为 true. 对 $\text{NEAR}(k)$ 内所有节点与 k 距离排序, k 按距离值上

升顺序逐次向邻居发送簇 C_i 加入请求报文并等待对端回复,若收到节点 m 的允许报文后则修改 Cluster Set 域,加入 m 至簇 C_i . 若节点 k 的邻近域内所有节点的 Cluster 域都非空,则修改其 Origin 域为 true;节点 k 收到节点 m 发送的簇 C_i 加入请求报文,若 Cluster 域为 NULL,且与当前簇 C_i 内所有节点距离均未超出上限 d^* ,则发送允许回复,修改 Cluster 域为 C_i ;节点 k 完成所有簇 C_i 加入请求报文的发送任务后,收到节点 $k_1, k_2, \dots, k_n$ 的允许报文,则最终形成一条闭合链路,该链路所围区域即为簇 C_i . 根据 CC 策略的描述,必有定理 4 的成立.

定理 4. CC 策略所获拓扑属于簇树结构.

证明. 簇树结构定义表明该结构的充要条件: 1)完全划分;2)簇间互通;3)未形成簇环. 条件 1)和条件 2)很容易证明成立. 采用反证法证明条件 3)的成立: 假设拓扑中出现簇环 $C_i, \dots, C_k-C_m, \dots, -C_j-C_i$, 其中 C_k 与 C_m 的簇间连接点 u 为该簇环最终闭合处,簇间连接点 u 必然成功发起了新簇构建进程,然而在 CC 策略的最终簇环闭合时刻, u 的邻近域内已无节点,此时 u 已停止发起新簇构建.

证毕.

定理 4 为簇头的选举策略 CHE 提供了理论保障,邻接簇的簇头互相通信即可形成一棵树状的骨干网络,因此在 CC 策略执行后将维持目前簇区域的划分状态,对于每个簇采取触发选举的方式更新簇头,本文设计了一种实施簇头选举的本地算法 CHE.

3.2 簇头选举策略

簇头选举问题表示为 (S, Z) , 其中 S 为 l 维的解集合,元素 s_i 对应于 C_i 的簇头候选者,设置节点成为候选簇头的剩余能量阈值 ρ ,即 $s_i = \{k | k \in V_i \ \& \ e_k > \rho\}$. CHE 采用类似于 Prim 算法的思想生成初始解,首先随机选取某簇 C_i 内某节点作为当前簇的簇头 c_i ,由 c_i 选取所有邻接簇内使得 $w(c_i, k)$ 最小的节点 k , k 则成为所属簇 C_j 的簇头,按此逐步选取权值最小链接的对端作为簇头,所有簇头最终形成 $T_{backbone}$. 初始化选举完成后,簇内将独立地依据式(5)由当前簇头的剩余能量触发重新选举事件. CHE 定义以下因子:控制参数初值 t_0 ,控制参数下限 ξ . 控制参数的递减函数如式(6)所示:

$$t_k = \lambda t_{k-1}, k \geqslant 1. \tag{6}$$

式(6)中 λ 表示递减系数,当控制参数递减至 ξ 时,则 CHE 策略终止,当前解即为近似最优解.

4 仿真实验与分析

实验环境中 N 个节点散布于 $100 \text{ m} \times 100 \text{ m}$ 的正方形事件区域,节点坐标在该区域内服从二维均匀分布,每个节点的初始能量均设为 4 J ,随机选择 1 个节点作为汇聚节点. 所有簇区域独立以等概率 P 发生兴趣事件,簇内节点 j 所采集兴趣数据的流速均服从正态分布 $v_j \sim N(\mu_1, \delta_1^2) (v_j > 0)$. 实验的主要参数如表 1 所示:

Table 1 Experiment Parameters

表 1 实验参数表

Parameter	Value
$d_{\max}/\text{m}$	50
θ	3
$\omega_1/\text{J} \cdot \text{kb}^{-1} \cdot \text{m}^{-3}$	10^{-3}
$\omega_2/\text{J} \cdot \text{s}^{-1}$	10^{-3}
λ	0.65
κ	2
t_0	20
ξ	0.8
ρ/J	0.15
μ_1	0.07
δ_1	1

4.1 实验 1

本实验通过观察权值定义中预设指数 α, β 的取值对 HTCC 算法性能的影响,WSN 生命期是评价控制方案性能的首要指标,因此对 (α, β) 多次选值并通过仿真获取网络生命期,用 $\text{HTCC}(\alpha, \beta)$ 标识不同指数值时的性能曲线. 假定节点规模 $N=100, P=0.2$,性能曲线变化如图 2 所示. 横坐标 x 表示 α 或 β 的取值,从图 2 可以看出,当 α 或 β 取值为 0 即仅考虑网络功耗或健壮性中单一因素时,HTCC 方案整体性能较差. 链接的权值中综合考虑功耗及健壮性

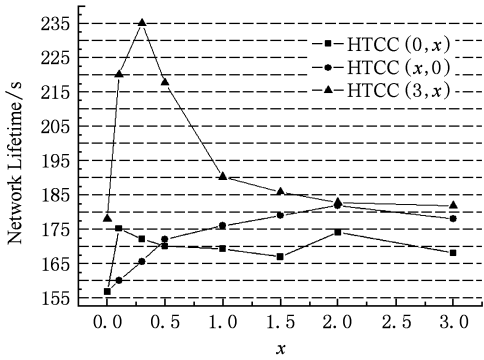


Fig. 2 Performance curve of HTCC when (α, β) vary.

图 2 (α, β) 变化时 HTCC 性能曲线

因素时,确定 $\alpha=3$,随着 β 增大 HTCC 性能呈现先升后降的势态,在 $\beta=0.31$ 附近 HTCC 性能达到最高点,此时获得网络生命期约为 236.4 s. 以下实验使用实验 1 所获参数(α,β)的较优值(3,0.31).

4.2 实验 2

兴趣事件发生概率 P 作为 WSN 的重要特征参数,体现了 WSN 的应用相关性. 本实验分析了 P 变化对 HTCC 性能的影响, P 从 0.2~0.5 间隔 0.1 取值时,4 条经拟合平滑后变化数据线如图 3 所示. 4 条数据线表明 P 愈小,则 HTCC 所获 WSN 生命期愈大,这是因为随着 P 降低,侦听开销的增幅低于兴趣数据传输开销的降幅,所以引发了 WSN 生命期的增加. 从图 3 中可以看到,随着节点数增加,4 条数据线均呈上升势态,这是由于节点分布密集必导致单个节点的平均簇内能耗降低,且空闲簇侦听开销维持在相对稳定的状态,从而引起 WSN 生命期增长. 此外,从图 3 还可发现随着节点数逐渐增长不同 P 值下生命期差异愈加显著,这是由于节点数增加引起簇内可选簇头增多,抑制了能耗增大因素带来的负面影响,同时抑制效果随 P 减小而趋于明显. 以下实验使用 $P=0.2$.

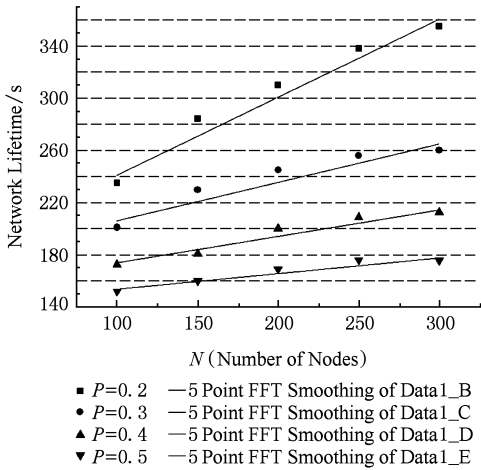


Fig. 3 Effect of P on lifetime.
图 3 P 对生命期影响

4.3 实验 3

通过仿真实验对 HTCC,LEACH 和 GAF 3 种分簇控制方案的网络生命期进行比较,3 种方案随节点数目变化的性能曲线如图 4 所示. 从图 4 中可以看出,正如实验 2 的分析,随节点数目增加 3 种方案的生命期均呈上升势态. 图 4 还表明 HTCC 的性能曲线高于 LEACH 和 GAF,这是由于 HTCC 权衡并采用使得单位时刻总开销近似最小化的簇规模,因而有效地延长了 WSN 生命期. HTCC 与 TopDisc 的性能比较如图 5 所示,由于 TopDisc 算

法执行开销较大,并且没有很好地考虑节点的剩余能量问题,所以 HTCC 的网络生命期仍然明显长于 TopDisc.

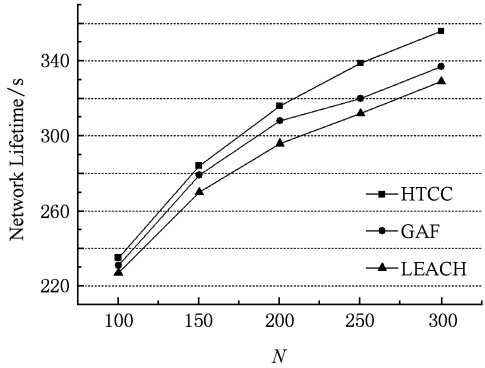


Fig. 4 Comparison with LEACH and GAF.
图 4 与 LEACH 和 GAF 的性能比较

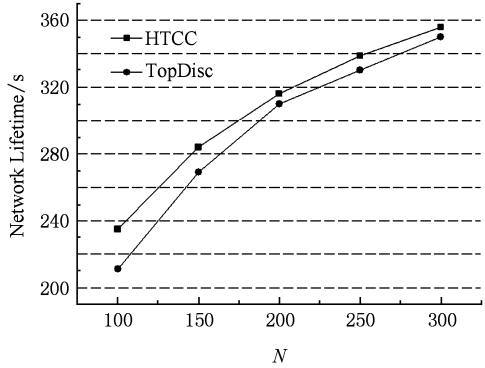


Fig. 5 Comparison with TopDisc.
图 5 与 TopDisc 的性能比较

5 结束语

本文以无线传感器网络为研究背景,针对 WSN 生命期最大化的拓扑需求,对 WSN 拓扑进行建模和理论分析,最终转化为携近似优化目标的簇划分问题. 依据模型分析的结论和算法设计的目标,提出一种启发式的分簇控制算法 HTCC,并通过仿真实验对该方案进行了性能分析和验证. 实验结果表明,HTCC 方案以较合理的簇规模进行簇划分,所获拓扑结构能有效地延长 WSN 的生命期.

参 考 文 献

[1] Estrin D, Govindan R, Heidemann J, et al. Next century challenges: Scalable coordinate in sensor network [C] //Proc of the 5th ACM/IEEE Int'l Conf on Mobile Computing and Networking. Washington: ACM, 1999: 263-270

- [2] Chang J H, Tassiulas L. Routing for maximum system lifetime in wireless ad-hoc networks [C] //Proc of the 37th Annual Allerton Conf on Communication, Control, and Computing. Piscataway: IEEE, 1999
- [3] Sun Limin, Li Jianzhong, Chen Yu, *et al.* Wireless Sensor Network [M]. Beijing: Tsinghua University Press, 2005 (in Chinese)
(孙利民, 李建中, 陈渝, 等. 无线传感器网络[M]. 北京: 清华大学出版社, 2005)
- [4] Bao L, Garcia-Luna-Aceves J J. Topology management in ad hoc networks [C] //Proc of the 4th ACM Int'l Symp on Mobile ad Hoc Networking & Computing. New York: ACM, 2003
- [5] Xu Y, Heidemann J, Estrin D. Geography informed energy conservation for ad hoc routing [C] //Proc of the 7th Annual Int'l Conf on Mobile Computing and Networking. New York: ACM, 2001: 70-84
- [6] Santi P. Silence is golden with high probability: Maintaining a connected backbone in wireless sensor networks [C] //Proc of the 1st European Workshop on Wireless Sensor Network. Berlin: Springer, 2004
- [7] Heinzelman W R, Chandrakasan A, Balakrishnan H. An application-specific protocol architecture for wireless microsensor networks [J]. IEEE Trans on Wireless Communications, 2002, 1(4): 660-670
- [8] Heinzelman W R, Chandrakasan A, Balakrishnan H. Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks [C] //Proc of the 33rd Annual Hawaii Int'l Conf on System Sciences. Piscataway: IEEE, 2000: 3005-3014
- [9] Deb B, Bhatnagar S, Nath B. A topology discovery algorithm for sensor networks with applications to network management [OL]. (2001-05-20) [2007-02-20]. <http://athos.rutgers.edu/dataman/papers/TopDisc.pdf>
- [10] Younis O, Fahmy S. Distributed clustering in ad-hoc sensor networks: A hybrid, energy-efficient approach [C] //Proc of the 13th Joint Conf on IEEE Computer and Communications Societies(INFOCOM). Piscataway: IEEE, 2004
- [11] Estrin D. Tutorial Wireless Sensor Networks. Part IV: Sensor Network Protocols [OL]. (2002-03) [2007-03-20]. <http://nest1.ee.ucla.edu/tutorials/mobicom02/>
- [12] Hochbaum D S. Approximation Algorithms for NP-Hard Problems [M]. Beijing: World Publishing Corporation Press, 1998



Liu Linfeng, born in 1981. Ph. D. candidate in computer science at the Southeast University. His main research interests include wireless sensor network and mobile IPv6.

刘林峰, 1981年生, 博士研究生, 主要研究方向为无线传感器网络、移动 IPv6 技术。



Liu Ye, born in 1977. Received his doctor degree in computer science at the Southeast University in 2006. He is now engineer in Shanghai Alcatel-Sbell company. His main research interests include 3G technique and P2P network.

刘 业, 1977年生, 博士, 主要研究方向为 3G 技术、P2P 网络。

Research Background

Our work is supported by the National Basic Research Program of China (No. 2003CB314801) and the National Natural Science Foundation of China (No. 60603067, 90604003).

WSN is quite different from the Internet or traditional MANET. The design of traditional wireless networks focuses on high quality of service and high efficiency of bandwidth use. However, the primary object of WSN is to maximize network lifetime because WSN can't get enough and steady battery supply. The WSN topology serves as the supportive groundwork and some representative topology control algorithms have been proposed and proven very useful in prolonging the lifetime. But the algorithms have some defects, such as deployment restriction, low reliability or poor rationality. In order to prolong WSN lifetime, the total energy consumption must be minimized as much as possible. The total energy consumption is mainly composed of listening consumption and communication consumption. Therefore, the two kinds of energy consumption should be balanced in the phase of WSN working. A heuristic topology control algorithm of cluster HTCC is proposed, and the WSN robustness problem is also taken into account. The experiment results suggest HTCC can get clusters with proper size, and prolong the lifetime effectively.