

## 无线传感器网络中的近似 Unit Delaunay 功率控制算法

徐鹏飞<sup>1,3</sup>, 陈志刚<sup>2</sup>, 邓晓衡<sup>2</sup>

(1. 湖南师范大学 数学与计算机科学学院, 湖南 长沙 410081; 2. 中南大学 信息科学与工程学院, 湖南 长沙 410083;  
3. 湖南师范大学 高性能计算与随机信息处理省部共建教育部重点实验室, 湖南 长沙 410081)

**摘 要:** 提出一种新几何结构 AUDT, 将其作为无线传感器网络的底层逻辑拓扑后, 每个节点依据最远的逻辑邻居调整到最小发射功率; AUDT 从理论上保证网络拓扑的双向连通、平面、逻辑邻居有界及延迟性能的上界等。仿真实验显示, AUDT 与其他相似算法相比, 在网络延迟相当的情况下, 可以获得更小的发射功率和通信干扰, 特别是其构造通信开销已经达到最小。

**关键词:** 无线传感器网络; 功率控制; UDel 图; Voronoi 划分; t-支撑

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2013)02-0170-07

## Power control algorithm for wireless sensor networks based on approximate Unit Delaunay triangulation

XU Peng-fei<sup>1,3</sup>, CHEN Zhi-gang<sup>2</sup>, DENG Xiao-heng<sup>2</sup>

(1. College of Mathematics and Computer Science, Hunan Normal University, Changsha 410081, China;  
2. College of Information and Engineering, Central South University, Changsha 410083, China;  
3. Key Laboratory of High Performance Computing and Stochastic Information Processing, Ministry of Education of China, Hunan Normal University, Changsha 410081, China)

**Abstract:** A novel geometry structure named AUDT was presented to be as the underlying logical topology of wireless sensor networks, and the transmission range of each sensor was adjusted to the minimum according to its furthest logical neighbor. AUDT would have the desirable features of connectivity, planar, average degree-bounded and t-spanner. The simulation results show that the network delay of AUDT is very close to other similar algorithms, but AUDT performs better than them in terms of the transmission range and the radio interference. Furthermore, the communication cost of distributed constructing AUDT has reached the minimum.

**Key words:** wireless sensor network; power control; unit delaunay triangulation; Voronoi tessellation; t-spanner

### 1 引言

传感器节点通过携带能量有限的电池供电, 节能是无线传感器网络(wireless sensor network)设计的首要问题<sup>[1]</sup>。无线传感器网络功率控制在确保网络连通的前提下, 兼顾通信干扰和网络延迟等设计目标, 通过减小发射功率来降低节点的能耗, 是延长网络生存周期的有效策略<sup>[2]</sup>。

无线网络的功率控制属于 NP 难问题, 一般使用近似解决方案<sup>[2-4]</sup>。文献[3]将 NP 难的功率控制转

换为协作路由, 所有节点使用相同的发射功率; 文献[4]提出节点自适应调整发射功率, 建立协作路由的代价太大。文献[5]提出基于节点度的功率控制, 每个节点调整发射功率使邻居维持在一个阈值内, 不能保证网络的连通性。文献[6]提出基于方向的功率控制, 每个节点调整发射功率使每个扇区 $\rho$ 内至少有一个邻居, 文献[7]证明 $\rho \leq 2\pi/k$ 时满足  $k$ -连通, 要求每个节点配备方向性天线, 不适合廉价、微型的传感器节点。基于邻近图的功率控制使用邻近图作为无线网络的底层逻辑拓扑, 从理论上保证网络

收稿日期: 2011-07-31; 修回日期: 2012-10-26

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61073186, 60973129, 60903058); 湖南省教育厅基金资助项目(11C0813)

**Foundation Items:** The National Natural Science Foundation of China (61073186, 60973129, 60903058); The Scientific Research Fund of Hunan Provincial Education Department of China(11C0813)

拓扑的连通、逻辑邻居有界及延迟性能上界等<sup>[2,8]</sup>。UDel 图(unit delaunay triangulation)是一种理想的无线网络邻近图，满足连通、对称、平面(planar)及 t-支撑(t-spanner)等特性，不能分布式构造<sup>[8-11]</sup>；其中 t-支撑是衡量网络延迟性能上界的重要指标<sup>[8]</sup>。若无特别说明，本文的图是指网络拓扑。

对于随机部署的无线网络，每个节点依据邻居构造的 Delaunay 三角剖分(即 LDel 图)非常接近 UDel 图，不过含有非对称和相交的边<sup>[9-11]</sup>；LDel 图对称化和平面化后仍有可能满足 t-支撑，如 PLDel 图(planar local delaunay graph)<sup>[9]</sup>和 RDG 图(restricted delaunay graph)<sup>[11]</sup>。文献[11]构造 RDG 图的通信开销为  $O(n^2)$ ，文献[12]优化后降为  $O(n\sqrt{n\log n})$ 。文献[9]构造 PLDel 图的通信开销为  $O(n)$ ，文献[13]优化后降低不明显。文献[14]提出与 RDG 图等价的 Almost Delaunay 图，其构造通信开销为  $O(n)$ ，稍大于 PLDel 图。文献[10]提出与 PLDel 图等价的 AUDel 图(augment unit delaunay triangulation)，其构造通信开销约为 PLDel 图的 50%。上述这些满足 t-支撑的近似 UDel 图都是 UDel 图的超图。

此外，还可以从 UDel 图的子图研究近似 UDel 图，如 RNG 图(relative neighbor graph)、GG 图(gabriel graph)和 PDT(partial delaunay triangulation)<sup>[15]</sup>图等；在分布式构造上述这些子图时，每个节点只要通过消息交互维护邻居的位置信息<sup>[15]</sup>，适合资源受限的传感器节点。遗憾的是，RNG 图与 GG 图不满足 t-支撑<sup>[8]</sup>，PDT 图没有被证明满足 t-支撑<sup>[15]</sup>；言外之意，上述这些 UDel 图的子图在网络延迟方面，很难满足无线传感器网络功率控制的设计目标。

针对基于邻近图的无线传感器网络功率控制，本文提出一种新几何结构 AUDT (approximate unit delaunay triangulation)图，为无线传感器网络建立一个满足连通、对称、平面、逻辑邻居有界及 t-支撑等特性的底层逻辑拓扑，每个节点依据最远的逻辑邻居调整到最小发射功率。本文工作的优势：AUDT 图为 UDel 图的子图，满足 t-支撑；分布式构造 AUDT 图的通信开销已经达到最小；AUDT 图的网络延迟与 UDel 图和 AUDel 图相当，而最小发射功率与通信干扰均小于 UDel 图和 AUDel 图。

## 2 问题描述

在本文后继讨论中，将无线传感器网络作为平面上  $n$  个位置互异的节点集  $S$ ，并假设任意 4 个节

点不共圆以及所有节点不共线。

### 2.1 预备知识

1) 通信半径  $R$ 。所有节点具有相同的最大发射功率，节点在最大发射功率下的通信距离记为通信半径  $R$ 。

2) 邻居集  $N(u)$ 。相互位于通信半径  $R$  范围内的任意 2 个节点互为邻居或相邻；节点  $u \in S$  以及其所有邻居的集合记为邻居集  $N(u)$ ，即  $k \in N(u)$  当且仅当  $\|uk\| \leq R$ 。

3) t-支撑<sup>[8-10]</sup>。用无向边连接任意 2 个相邻节点，初始网络简化为一个连通的 UDG 图(unit disk graph)；UDG 图的子图  $G$  满足 t-支撑当且仅当任意节点  $u$  和  $k$  有  $\|\prod_G(u,k)\| \leq t\|\prod_{UDG}(u,k)\|$ ，其中  $\|\prod_H(u,k)\|$  是图  $H$  中连接节点  $u$  和  $k$  的最短路径长度；常数  $t(\geq 1)$  称为图  $G$  的 t-支撑因子。

4) Voronoi 划分<sup>[16]</sup>。将平面上的每个点划分到节点集  $S$  中与之最近的节点，构成节点集  $S$  的 Voronoi 划分  $Vor(S)$ ；其中，所有与节点  $u \in S$  最近的点是一个凸多边形区域，记为 Voronoi 区域  $V(S,u)$ ；Voronoi 区域的边界简称 Vor 边，每条 Vor 边为 2 个 Voronoi 区域共享的公共边界，如图 1(a) 所示。当  $V(S,u)$  和  $V(S,k)$  共享 Vor 边时，该 Vor 边位于线段  $uk$  的垂直平分线上。

5) UDel 图<sup>[9]</sup>。任意节点  $u, k \in S$  在 UDel 图有一条无向边(记为 UDel 边  $uk$ )，当且仅当  $\|uk\| \leq R$  且  $V(S,u)$  和  $V(S,k)$  共享 Vor 边。

**引理 1** 以点  $q \in V(S,u)$  为圆心和  $\|qu\|$  为半径的圆内不包含  $S$  的任意节点<sup>[16]</sup>。

**引理 2** 如果存在经过节点  $u, k \in S$  的圆  $C$  内不含  $S$  的任意节点，则  $V(S,u)$  和  $V(S,k)$  共享 Vor 边，且圆  $C$  的圆心位于该 Vor 边上<sup>[16]</sup>。

**引理 3** 给定 Voronoi 划分  $Vor(S)$  的节点  $u$  和  $k$ ，设线段  $uk$  依次穿过节点  $b_0=u, b_1, \dots, b_{m-1}, b_m=k$  的 Voronoi 区域，即  $V(S,b_i)$  和  $V(S,b_{i+1})$  共享的 Vor 边与线段  $uk$  相交( $0 \leq i < m$ )，如图 1 所示；依次连接节点  $b_0, b_1, \dots, b_m$  构成的路径记为  $DT(u,k)$ ，将有  $\|DT(u,k)\| = \sum_{i=0}^{m-1} \|b_i b_{i+1}\| \leq \pi \|uk\|$ <sup>[17]</sup>。

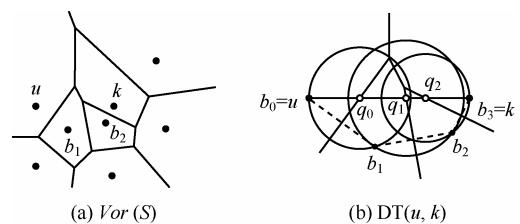


图 1 Voronoi 划分与  $DT(u,k)$

### 2.2 AUDT 图

**定义 1** (AUDT 邻居) 给定节点  $u$  的邻居  $k$ , 如果  $V(N(u),u)$  和  $V(N(u),k)$  共享的 Vor 边上存在一个点与节点  $u$  的距离  $\leq R/2$ , 则节点  $k$  为节点  $u$  的 AUDT 逻辑邻居, 简称 AUDT 邻居。

**定理 1** (对称性) 如果节点  $k$  为节点  $u$  的 AUDT 邻居, 则节点  $u$  亦是节点  $k$  的 AUDT 邻居, 即节点  $u$  和  $k$  互为 AUDT 邻居。

**证明** 依据定义 1, 设  $V(N(u),u)$  和  $V(N(u),k)$  共享 Vor 边  $\bar{w}$  的点  $q$  满足  $\|uq\| \leq R/2$ , 即  $q \in V(N(u),u)$ ; 依据引理 1, 以点  $q$  为圆心和  $\|uq\|$  为半径的圆  $C_q$  内不含  $N(u)$  的任意节点。Vor 边  $\bar{w}$  在线段  $uk$  的垂直平分线上, 点  $q \in \bar{w}$  满足  $\|uq\| = \|kq\| \leq R/2$ , 圆  $C_q$  的直径  $\leq R$  且经过节点  $k$  和  $u$ , 圆  $C_q$  在以节点  $u$  为圆心和  $R$  为半径的圆  $C_u$  内, 如图 2 所示; 显然,  $S-N(u)$  的所有节点在圆  $C_u$  外, 圆  $C_q$  内不含  $S-N(u)$  的任意节点。因此, 圆  $C_q$  内不含  $S$  的任意节点, 当然圆  $C_q$  内不含  $N(k)$  的任意节点; 依据定义 1 有  $\|uk\| \leq R$ , 将有  $k, u \in N(k)$ ; 依据引理 2, 圆  $C_q$  的圆心  $q$  在  $V(N(k),k)$  和  $V(N(k),u)$  共享的 Vor 边上; 又知  $\|uq\| \leq R/2$ , 依据定义 1, 节点  $u$  为节点  $k$  的 AUDT 邻居。证毕。

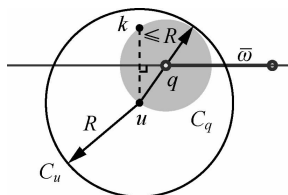


图 2 定理 1 的证明

**定义 2** (AUDT 图) 任意节点  $u, k \in S$  在 AUDT 图有一条无向边(记为 AUDT 边  $uk$ ), 当且仅当节点  $u$  和  $k$  互为 AUDT 邻居; 所有 AUDT 边的集合构成一个对称的 AUDT 图。

### 3 AUDT 功率控制

下面首先给出 AUDT 功率控制的算法描述, 然后对算法进行理论分析。

#### 3.1 算法描述

依据定义 2, 分布式构造 AUDT 图等价于每个节点求解 AUDT 邻居。当所有节点不共线时, Vor 边为线段或半直线<sup>[16]</sup>; 将半直线的无限远处抽象为虚拟点, 任意 Vor 边简化为两点间的线段<sup>[18]</sup>。给定节点  $u$  的邻居  $k$ , 即  $k \in N(u) (\neq u)$ , 设  $V(N(u),u)$  和  $V(N(u),k)$  共享 Vor 边  $k_1k_2$ , 其中  $k_1$  和  $k_2$  分别为 Vor 边的 2 个端点。

那么, Vor 边  $k_1k_2$  与线段  $uk$  将满足下列情况之一。

1) Vor 边  $k_1k_2$  与线段  $uk$  相交, 如图 3(a) 所示。节点  $k \in N(u)$  满足  $\|uk\| \leq R$ , Vor 边  $k_1k_2$  又在线段  $uk$  的垂直平分线上, 那么线段  $uk$  的中点  $o$  满足  $o \in k_1k_2$  和  $\|uo\| = \|uk\|/2 \leq R/2$ , 依据定义 1, 节点  $k$  为节点  $u$  的 AUDT 邻居。

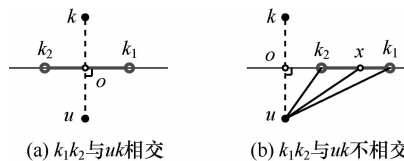


图 3 Vor 边  $k_1k_2$  与线段  $uk$

2) Vor 边  $k_1k_2$  与线段  $uk$  不相交, 如图 3(b) 所示。线段  $uk$  的中点  $o$  满足  $o \notin k_1k_2$ , Vor 边  $k_1k_2$  与点  $o$  均在线段  $uk$  的垂直平分线上, Vor 边  $k_1k_2$  上与点  $o$  最近的是  $k_1$  或  $k_2$ , 任意点  $x \in k_1k_2$  有  $\|ux\|^2 = \|uo\|^2 + \|ox\|^2$ , Vor 边  $k_1k_2$  上与节点  $u$  最近的亦是  $k_1$  或  $k_2$ ; 依据定义 1, 当  $\|uk_1\| \leq R/2$  或  $\|uk_2\| \leq R/2$  时, 节点  $k$  为节点  $u$  的 AUDT 邻居。

综上所述, 节点  $u$  求解 AUDT 邻居  $k$  仅使用 Vor 边  $k_1k_2$ ; 文献[18]的算法 ICVR 构造 Voronoi 区域  $V(N(u),u)$  时, 用  $V(N(u),u)^{(k)} (k_2 \leftarrow k_1)$  描述  $V(N(u),u)$  和  $V(N(u),k)$  共享的 Vor 边  $k_1k_2$ 。因此, AUDT 功率控制的算法描述如图 4 所示, 其中最小通信半径  $R_m$  为节点在最小发射功率下的通信距离。

```

I. Initialize
    通过消息交互维护邻居集N(u)的位置信息;
    用算法ICVR构造Voronoi区域V(N(u),u);
    u.AUDT ← φ; //节点u的AUDT邻居
End Initialize
II. For (∀Vor边 V(N(u),u)(k)(k2←k1) of V(N(u),u)) Do
    if (Vor边k1k2与线段uk相交){
        u.AUDT ← u.AUDT+{k};
    }else if (k1不是虚拟点, 且||uk1||≤R/2)
        u.AUDT ← u.AUDT+{k};
    }else if (k2不是虚拟点, 且||uk2||≤R/2)
        u.AUDT ← u.AUDT+{k};
    } //否则, 节点k不是节点u的AUDT邻居
End For
III. Finalize //节点u调整到最小通信半径Rm
    u.Rm ← MAX{ ||ux|| ∀ x ∈ u.AUDT };
End Finalize
    
```

图 4 AUDT 功率控制算法描述

#### 3.2 理论分析

**定理 2** (时间复杂度) 每个节点求解 AUDT 邻

居的平均时间复杂度为  $O(\Delta)$ , 其中  $\Delta$  为邻居数。

**证明** 图 4 初始化时, 构造 Voronoi 区域的平均时间复杂度为  $O(\Delta)^{[18]}$ ; For 循环体为线性操作, 任意 Voronoi 区域的 Vor 边平均数  $\leq 6^{[16]}$ , For 循环的平均时间复杂度为  $O(1)$ , 即每个节点求解 AUDT 邻居的平均时间复杂度为  $O(\Delta)$ 。证毕。

**定理 3** (通信开销)构造 AUDT 图的通信开销为  $O(n)$ , 其中  $n$  为节点数。

**证明** 图 4 初始化时, 为了维护邻居的位置信息, 每个节点广播自己的位置信息; For 循环依据 Vor 边求解 AUDT 邻居, 不需要交互任何信息, 即每个节点求解 AUDT 邻居时广播 1 个消息, 构造 AUDT 图的通信开销为  $O(n)$ 。证毕。

**定理 4** (平面性)AUDT 图是 UDeI 图的平面子图, 即满足平面性。

**证明** 已知 UDeI 图是一个平面图<sup>[9]</sup>。任意 AUDT 边  $uk$ , 依据定理 1 的证明, 存在经过节点  $u, k \in S$  的圆  $C_q$  内不含  $S$  的任意节点,  $V(S, u)$  和  $V(S, k)$  共享 Vor 边(引理 2)。依据定义 1, AUDT 边  $uk$  满足  $\|uk\| \leq R$ 。综合上述, 将有 UDeI 边  $uk$ , 即任意 AUDT 边亦是 UDeI 边, 当然 AUDT 图为 UDeI 图的平面子图。证毕。

**定理 5** (逻辑邻居有界)每个节点的平均 AUDT 邻居数  $\leq 6$ , 即满足平均逻辑邻居有界。

**证明** 给定  $n$  个节点的 UDeI 图, 其边数  $\leq 3n-6^{[9]}$ ; AUDT 图是 UDeI 图的子图(定理 4), AUDT 图的边数  $\leq 3n-6$ , 每个节点的平均 AUDT 邻居数  $\leq (3n-6) \cdot 2/n \approx 6$ 。证毕。

**推论 1** 对任意 UDeI 边  $uk$ ,  $DT(u, k)$  是 AUDT 图中连接节点  $u$  和  $k$  的路径。

**证明** 设  $DT(u, k) = b_0 b_1 \cdots b_{m-1} b_m$ , 其中  $b_0 = u$  和  $b_m = k$ 。任意  $0 \leq i < m$ , 依据引理 3, 设  $V(S, b_i)$  和  $V(S, b_{i+1})$  共享的 Vor 边  $\overline{\omega}_i$  与线段  $uk$  交于点  $q_i$ , 将有  $q_i \in V(S, b_i)$ 、 $q_i \in uk$  与  $q_i \in \overline{\omega}_i$ , 如图 1(b)所示。

依据引理 1, 以点  $q_i \in V(S, b_i)$  为圆心和  $\|q_i b_i\|$  为半径的圆  $C_i$  内不含  $S$  的任意节点, 当然圆  $C_i$  内不含  $N(b_i)$  的任意节点以及节点  $u$  和  $k$ ; 圆心  $q_i$  满足  $q_i \in uk$ , 圆  $C_i$  的直径在线段  $uk$  上, 即  $2\|q_i b_i\| \leq \|uk\|$ ; UDeI 边  $uk$  满足  $\|uk\| \leq R$ , 将有  $\|q_i b_i\| \leq R/2$ 。Vor 边  $\overline{\omega}_i$  在线段  $b_i b_{i+1}$  的垂直平分线上, 点  $q_i \in \overline{\omega}_i$  满足  $\|q_i b_i\| = \|q_i b_{i+1}\|$  和  $\|b_i b_{i+1}\| \leq 2\|q_i b_i\| \leq R$ , 将有圆  $C_i$  经过节点  $b_i$  和  $b_{i+1}$  以及  $b_i, b_{i+1} \in N(b_i)$ 。

综合上述, 经过节点  $b_i, b_{i+1} \in N(b_i)$  的圆  $C_i$  内不

含  $N(b_i)$  的任意节点, 圆心  $q_i$  在  $V(N(b_i), b_i)$  和  $V(N(b_i), b_{i+1})$  共享的 Vor 边上(引理 2), 且满足  $\|q_i b_i\| \leq R/2$ ; 依据定义 1 和定理 1, 节点  $b_i$  和  $b_{i+1}$  互为 AUDT 邻居, 即有 AUDT 边  $b_i b_{i+1}$ 。因此,  $DT(u, k)$  的任意边亦是 AUDT 边,  $DT(u, k)$  是 AUDT 图中连接节点  $u$  和  $k$  的路径。证毕。

**定理 6** (t-支撑)AUDT 图满足 t-支撑, 其 t-支撑因子为  $2.42\pi$ 。

**证明** 设任意节点  $u$  和  $k$  在 UDeI 图的最短路径  $\prod_{\text{UDeI}}(u, k) = u_0 u_1 \cdots u_{m-1} u_m$ , 其中  $u_0 = u$  和  $u_m = k$ , 即有 UDeI 边  $u_i u_{i+1} (0 \leq i < m)$ 。依据推论 1, 对任意 UDeI 边  $u_i u_{i+1} (0 \leq i < m)$ ,  $DT(u_i, u_{i+1})$  是 AUDT 图中连接节点  $u_i$  和  $u_{i+1}$  的路径; 显然, 所有路径  $DT(u_i, u_{i+1})$  构成 AUDT 图中连接节点  $u$  和  $k$  的路径, 即 AUDT 图为连通图; 依据引理 3,  $\|DT(u_i, u_{i+1})\| \leq \pi \|u_i u_{i+1}\|$ ; 那么, AUDT 图中连接节点  $u$  和  $k$  的最短路径长度  $\|\prod_{\text{AUDT}}(u, k)\|$  满足

$$\|\prod_{\text{AUDT}}(u, k)\| \leq \sum_{i=0}^{m-1} \|DT(u_i, u_{i+1})\| \leq \pi \sum_{i=0}^{m-1} \|u_i u_{i+1}\| \quad (1)$$

已知 UDeI 图满足 t-支撑, 其 t-支撑因子为  $2.42^{[9]}$ , 即有

$$\|\prod_{\text{UDeI}}(u, k)\| = \sum_{i=0}^{m-1} \|u_i u_{i+1}\| \leq 2.42 \|\prod_{\text{UDG}}(u, k)\| \quad (2)$$

联立式(1)与式(2)有

$$\|\prod_{\text{AUDT}}(u, k)\| \leq 2.42\pi \|\prod_{\text{UDG}}(u, k)\| \quad (3)$$

式(3)表明 AUDT 图满足 t-支撑, 其 t-支撑因子为  $2.42\pi$ 。证毕。

**定理 7** (连通性)AUDT 图为连通图。

**证明** 依据定理 6 的证明可知。

## 4 仿真实验

为了评价算法性能, 用 C++ 实现 AUDT 图、AUDeI 图及 UDeI 图, 并进行大量仿真实验。在目标区域  $1\ 000 \times 1\ 000$  内随机部署  $n$  个传感器节点, 统计下列 2 组实验场景的最小通信半径、通信干扰、t-支撑因子及构造通信开销, 所有结果均为 1 000 次仿真实验的平均值。

第 1 组: 通信半径  $R$  设为 50。在目标区域内随机部署 1 000 个节点, 然后每次随机增补 200 个节点, 直到节点数量  $n$  增加到 3 000。

第 2 组: 在目标区域内随机部署 1 000 个节点。将通信半径  $R$  初值设为 50, 然后每次增加 25, 直

到通信半径  $R$  增大到 300。

### 4.1 最小通信半径

随着节点数量  $n$  的增加, 更近的新邻居竞争为 AUDT 邻居, 使 AUDT 图的最小通信半径  $R_m$  逐渐减小, 即  $R/R_m$  呈下降趋势, 如图 5(a)所示。随着通信半径  $R$  的增大, 较远的新邻居竞争为 AUDT 邻居, 使 AUDT 图的最小通信半径  $R_m$  逐渐增大, 但  $R/R_m$  仍呈下降趋势, 如图 5(b)所示。与 UDeI 图和 AUDeI 图相比, AUDT 图的最小通信半径减小 1.1 和 1.3; 随着节点数量  $n$  的增加, 这种优势稍微有所减小; 但随着通信半径  $R$  的增大, 这种优势将越来越明显。

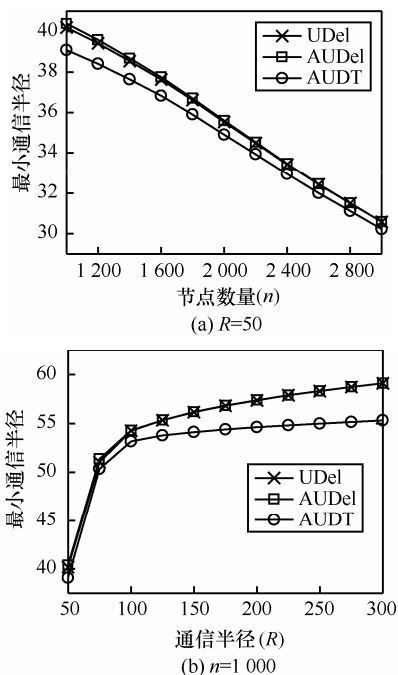


图 5 最小通信半径

### 4.2 通信干扰

1) 随着节点数量  $n$  或者通信半径  $R$  的增大, 每个节点的平均 AUDT 邻居逐渐收敛于 6, 但不会超过 6, 如图 6 所示; 大部分情况下, AUDT 图的逻辑邻居, 相对 UDeI 图降低了 0.16, 相对 AUDeI 图降低了 0.19。

2) 物理邻居是指最小通信半径范围内的邻居。随着节点数量  $n$  的增加, 虽然最小通信半径  $R_m$  减小(如图 5(a)所示), 但部署密度在增大, 使 AUDT 图的物理邻居逐渐增加, 大致收敛于 10, 如图 7(a)所示。随着通信半径  $R$  的增大, 虽然部署密度不变, 但最小通信半径  $R_m$  增大(如图 5(b)), 使 AUDT 图的物理邻居逐渐增大, 维持在 10 左右, 如图 7(b)所示。

与 UDeI 图和 AUDeI 图相比, AUDT 图的物理邻居减少 0.3 和 0.4; 随着节点数量  $n$  的增加, 这种优势稍微有所减小; 但随着通信半径  $R$  的增大, 这种优势越来越明显。

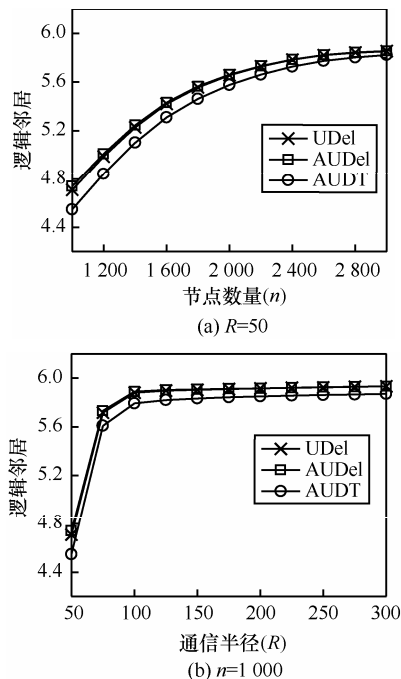


图 6 逻辑邻居

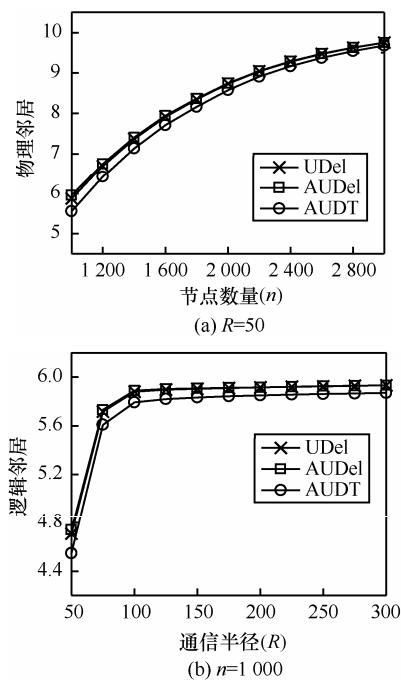


图 7 物理邻居

3) 通信干扰率=物理邻居/逻辑邻居。随着节点数量  $n$  的增加, AUDT 图的通信干扰率逐渐增大, 大致收敛于 1.7, 如图 8(a)所示。随着通信半径  $R$

的增大，AUDT 图的通信干扰率逐渐增大，维持在 1.7 左右，如图 8(b)所示。与 UDel 图和 AUDel 图相比，AUDT 图的通信干扰率降低 0.026 和 0.034；随着节点数量  $n$  的增加，这种优势有所减小；但随着通信半径  $R$  的增大，这种优势越来越明显。

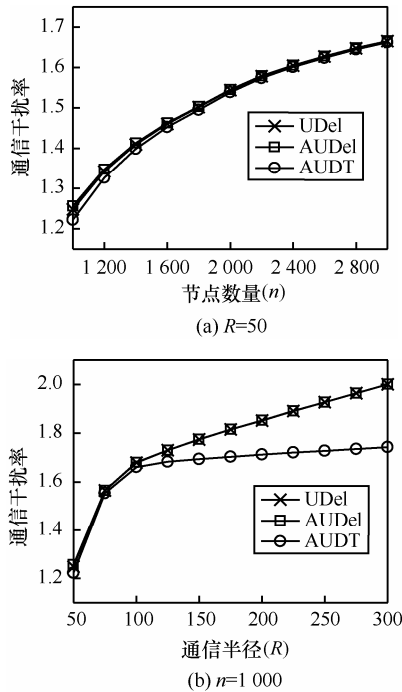


图 8 通信干扰率

4) 物理邻居和通信干扰率是衡量节点间通信干扰程度的重要指标<sup>[8]</sup>。总的来说，AUDT 图的物理邻居维持在 10 左右，通信干扰率维持在 1.7 左右，明显小于 UDel 图和 AUDel 图，即 AUDT 图的通信干扰程度要小于 UDel 图和 AUDel 图。

### 4.3 t-支撑因子

理论上，UDel 图和 AUDel 图的  $t$ -支撑因子为  $2.42^{[9,10]}$ ，AUDT 图的  $t$ -支撑因子为  $2.42\pi$ (定理 6)。实际上，随着节点数量  $n$  或者通信半径  $R$  的增大，AUDT 图的  $t$ -支撑因子逐渐增大，大致收敛于 1.126，稍大于 UDel 图和 AUDel 图，如图 9 所示。总的来说，AUDT 图的  $t$ -支撑因子与 UDel 图和 AUDel 图之间的差别，随着节点数量  $n$  或者通信半径  $R$  的增大逐渐减小，最大差值不超过 0.022；即 AUDT 图的网络延迟与 UDel 图和 AUDel 图相当。

### 4.4 构造通信开销

本节的构造通信开销是指分布式构造无线网络邻近图时，每个节点平均广播的消息数量。AUDel

图通过消息交互完成 LDel 图的对称化和平面化，每个节点平均广播的消息数量维持在 4 左右，其中包含 1 个广播自己的位置信息。在分布式构造 AUDT 图时，每个节点只要广播自己的位置信息，不到 AUDel 图的 1/3，如图 10 所示，这已是分布式构造无线网络邻近图的最小通信开销。

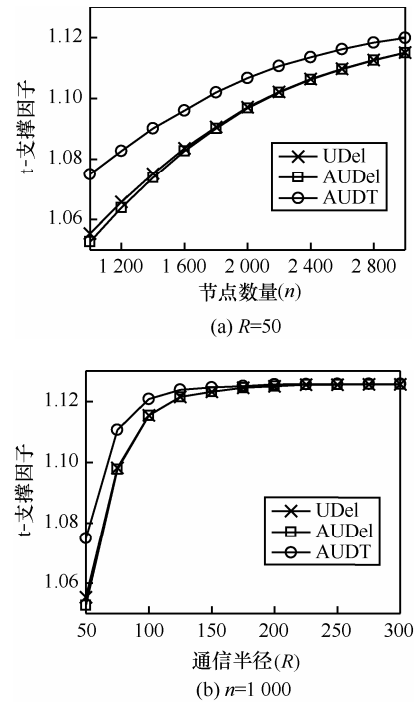


图 9 t-支撑因子

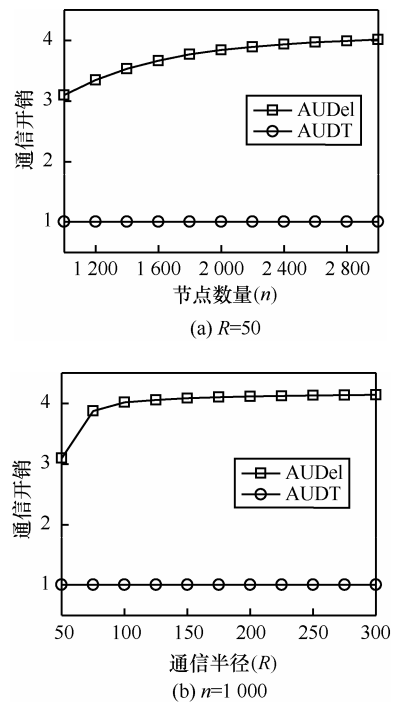


图 10 通信开销

## 5 结束语

本文提出一种新几何结构 AUDT 图以及其分布式构造算法, 应用于无线传感器网络功率控制。理论证明 AUDT 图满足连通、对称、平面、逻辑邻居有界及  $t$ -支撑等特性。仿真实验显示, AUDT 图的网络延迟与 UDel 图和 AUDeI 图相当, 而最小通信半径与通信干扰(包括物理邻居与通信干扰率)均小于 UDel 图和 AUDeI 图, 特别是分布式构造 AUDT 图的通信开销已经达到最小。下一步工作将考虑节点加入、退出及移动等情况, 改进 AUDT 功率控制; AUDT 图只考虑了平均逻辑邻居有界, 下一步将约束每个节点的逻辑邻居数量; 将 AUDT 功率控制和睡眠调度结合, 研究更为高效的拓扑控制机制等。

### 参考文献:

- [1] ANASTASI G, CONTI M, FRANCESCO M D. Energy conservation in wireless sensor networks: a survey[J]. *Ad Hoc Networks*, 2009,7(3):537-568.
- [2] 张学, 陆桑璐, 陈贵海. 无线传感器网络的拓扑控制[J]. *软件学报*, 2007, 18(4):943-954.  
ZHANG X, LU S L, CHEN G H. Topology control for wireless sensor networks[J]. *Journal of Software*, 2007, 18(4):943-954.
- [3] NARAYANASWAMY S, KAWADIA V. Power control in ad-hoc networks: theory, architecture, algorithm and implementation of the COMPOW protocol[A]. *Proc of European Wireless Conference*[C]. Florence, 2002. 156-162.
- [4] ZHANG X, LIU M, GONG H. PCAR: a power controlled routing protocol for wireless ad hoc networks[A]. *Proc of IEEE International Symposium on a World of Wireless Mobile and Multimedia Networks*, Montreal[C]. 2010. 1-16.
- [5] KUBISCH M, KARL H. Distributed algorithms for transmission power control in wireless sensor networks[A]. *Proc of IEEE Wireless Communications and Networking*[C]. New Orleans, 2003. 558-563.
- [6] LI L, HALPERN J. A cone-based distributed topology-control algorithm for wireless multi-hop networks[J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2005, 13(1):147-159.
- [7] PODURI S, PODURI S. Using local geometry for tunable topology control in sensor networks[J]. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2009, 8(2):218-230.
- [8] 路纲, 周明天, 牛新征. 无线网络邻近图综述[J]. *软件学报*, 2008, 19(4):888-911.  
LU G, ZHOU M T, NIU X Z. A survey of proximity graphs in wireless networks [J]. *Journal of Software*, 2008,19(4):888-911.
- [9] LI X Y, CALINESCU G, WANG P J. Distributed construction of a planar spanner and routing for ad hoc wireless networks[A]. *Proc of IEEE INFOCOM*[C]. New York, 2002. 1268-1277.
- [10] 李铭, 卢锡城, 彭伟. 面向无线 Ad Hoc 网络的一种平面  $t$ -支撑图[J]. *通信学报*, 2006, 26(6):62-69.  
LI M, LU X C, PENG W. Planar  $t$ -spanner for wireless ad hoc networks [J]. *Journal on Communications*, 2006, 26(6):62-69.
- [11] GAO J, GUIBAS J L, *et al.* Geometric spanners for routing in mobile networks[J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2005,23(1):174-185.
- [12] CHEN A. Fast and efficient restricted delaunay triangulation in random geometric graphs [J]. *Internet Mathematics*, 2008, 5(3):195-210.
- [13] FILIPE A, LUIS R. Single-step creation of localized delaunay triangulations [J]. *Wireless Networks*, 2009, 15(7):859-873.
- [14] HAIDER M B, IMAHORI S J. Success guaranteed routing in almost delaunay planar nets for wireless sensor communication[J]. *International Journal of Sensor Networks*, 2011, 9(2):69-75.
- [15] LI X Y, IVAN S. Partial delaunay triangulation and degree limited localized Bluetooth scatternet formation [J]. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 2004, 15(4):350-361.
- [16] MARK D B, OTFRIED C. *Computational Geometry: Algorithms and Applications (3rd)* [M]. Berlin Heidelberg: Springer-Verlag, 2008.
- [17] DOBKIN D P, FRIEDMAN S J, SUPOWIT K J. Delaunay graphs are almost as good as complete graphs [J]. *Discrete Computational Geometry*, 1990, 5(1):399-407.
- [18] XU P F, CHEN Z G, DENG X H. An efficient implementation of incremental construction voronoi region [J]. *International Journal of Advancements in Computing Technology*, 2012, 4(2):230-237.

### 作者简介:



徐鹏飞 (1976-), 男, 湖南华容人, 博士, 湖南师范大学讲师, 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, 中南大学教授, 主要研究方向为流量管理、网络拥塞控制。