

异构传感器网络的一种生存期可延长的可调节拓扑结构

李晓鸿, 葛静巧, 张大方

(湖南大学 信息科学与工程学院, 湖南 长沙 410082)

摘要: 目前, 大多数的拓扑控制算法采用的能耗模型不符合实际, 仅仅只考虑了发送能耗, 忽略了不同接收能耗对底层拓扑结构的影响。其次, 通过构建最小能耗拓扑子图的拓扑控制算法并不能最大化网络生存期。基于真实的能耗模型主要研究异构传感器网络的拓扑控制问题, 提出了一种适用于异构传感器网络生存期可延长的可调节结构 (ALPH) 来控制网络拓扑。理论和仿真实验表明: 通过 ALPH 构造的拓扑图保持了网络的连通性和双向性; 在不同的射频模块下, ALPH 以最小能耗保留了任意节点对之间的最大生存期路径; ALPH 可以依据不同电路能耗参数 P_{R_0} 进行调整, 使得所生成的拓扑图在 DRNG 与 MaxPower 之间调节变化, 并且允许节点有不同的路径损耗指数; 基于网络设备的真实参数值, 与先前的拓扑结构 DRNG、DGG、EYG 和 MaxPower 相比, ALPH 可以有效地延长网络生存期。

关键词: 无线传感器网络; 异构; 拓扑控制; 几何结构; 网络生存期

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2013)08-0035-09

Adjustable lifetime-prolonging structure for topology control in heterogeneous wireless sensor network

LI Xiao-hong, GE Jing-qiao, ZHANG Da-fang

(College of Information Science and Engineering, Hunan University, Changsha 410082, China)

Abstract: The problem of topology control in a network of heterogeneous wireless devices with different maximum transmission ranges was considered. For most topology control structures, the energy model adopted is quite unrealistic, in which the reception energy is commonly neglected. Moreover, most existing approaches to topology control were mainly considered to preserve energy-efficient paths in the resulting topology structures which may not allow network to realize maximum potential lifetime. An adjustable lifetime-prolonging structure for heterogeneous wireless sensor network (ALPH) to control topology was presented. Different from the prior work, based on the more realistic energy model, preserving all the maximal lifetime paths in the resulting topology structures was considered. Properties of ALPH by proof or simulation shows: the topologies derived under ALPH preserve the network connectivity and bi-directionality; it preserves all maximal lifetime paths between any pair of nodes under different RF modules; it enables each node to adjust the topology independently between DRNG and the MaxPower graph via parameter P_{R_0} and allows nodes to have different path loss exponents; compared with previous work of DRNG, DGG, EYG and the MaxPower graph based on the real device's parameters, it can effectively prolong network lifetime.

Key words: wireless sensor network; heterogeneous; topology control; geometric graph; network lifetime

1 引言

无线传感器网络是由部署在监测区域内的大量能量有限的传感器节点组成, 无需预设网络基础

设施的一种网络系统。由于节点能量有限且在很多应用中不易更换电池, 对网络中的每个节点来说, 如何选择合适的传输功率以减少节点能耗, 延长网络生存期是传感器网络面临的主要问题^[1]。拓扑控

收稿日期: 2012-10-30; 修回日期: 2013-06-25

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61272061, 61003305); 湖南大学“青年教师成长计划”基金资助项目(531107040263)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (61272061, 61003305); The Fundamental Research Funds for the Central Universities of China (531107040263)

制通过以合作的方式为节点分配最佳的功率而不是一律采用最大传输功率,可以构造满足具有某些特定属性的网络拓扑图。拓扑控制已被证明是一种有效的通过降低节点能耗从而延长网络生存期的技术^[2]。

目前,学术界已经提出了许多拓扑控制算法。代表性算法有 LMST、GG、RNG、CBTC 和 KNeigh 等^[3]。它们的最终目的均在于如何有效地提高节点能量利用的有效性,从而尽可能地延长网络的生存期。然而,现有最大化网络生存期的拓扑控制问题都是将该问题转化为不考虑节点接收能耗,通过构建最小能耗拓扑结构的方式来延长网络生存期。但是这类方法生成的拓扑结构存在以下问题。

首先,降低能耗并不能最大化延长网络生存期。既然网络生存期受限于网络中第一个死亡节点的持续时间^[4,5],同样,定义路径生存期为路径中第一个死亡节点的持续时间。那么,网络生存期就等于网络中所有路径生存期的最小值。对任意一条路径来说,路径能耗与所有链路长度的 $\alpha(\alpha \geq 2)$ 次方之和成正比,而路径生存期却只与路径中最长链路长度的 α 次方成反比。可以发现,最小能耗路径和最大生存期路径有着显著的差异。因此,为了最大化网络生存期,拓扑控制有必要在拓扑生成子图中保留任意节点对之间的最大生存期路径。

其次,大多数的拓扑控制算法采用的能耗模型不符合实际^[6]。在构建节点能耗模型时,仅仅只考虑了发送能耗中的功率放大器损耗。但是在实际的无线通信中,接收能耗占通信能耗很大的比重。而且,不同无线设备的接收能耗也不尽相同。因此,不同的接收能耗对底层拓扑结构的影响不可忽略。无线节点的能耗模型在无线射频通信领域已经被研究得相对成熟,因此,借鉴这部分成果,将更加真实的能耗模型引入传感器网络拓扑控制研究中。

再次,几乎先前网络拓扑的构建方式都是静态的,即网络拓扑不能自适应于网络状态的变化^[7],例如当前的局部信道状况、流量负载、节点剩余能量和无线设备性能(例如不同的射频模块)。研究者发现通过构建可调节结构是一种解决自适应网络动态性变化问题的巧妙方法。然而对可调节结构的研究是拓扑控制研究领域一个较新的方向,成果并不多。

最后,对大多数现有拓扑控制算法而言,都是针对同构网络而设计的。在这些算法中,一般认为

网络中的所有节点都具有相同的最大传输功率(发射半径)。然而这种假设在实际中不一定总是正确,因为即使是相同类型的节点,在最大传输功率上都有细微的差别。而且,异构无线网络是实际存在的,在这类网络中,节点无线设备性能具有显著差异。正如文献[8]所示,现有的绝大多数算法不能直接应用于各个节点的最大传输范围不同所形成的异构无线网络。因此,对于异构无线网络而言,应结合其特性,设计与之相适应的拓扑控制策略,而不能与同构网络一概而论。

因此,研究异构无线网络的拓扑控制问题至关重要。本文着眼于研究如何构建一种具有良好特性的可调节拓扑结构,并以此最大化网络生存期。基于比较真实的节点能耗模型,构建网络拓扑应予以保留任意节点对之间的最大生存期路径以实现最大化网络生存期,且可适应网络的动态性变化。本文提出了一种适用于异构无线传感器网络的生存期可延长的可调节结构—ALPH。分析了节点无线通信能耗模型相关参数变化与 ALPH 构建的拓扑结构的关系,证明该结构可根据无线射频模块接收能耗的变化自适应地改变拓扑结构。而且,理论证明了该结构以最小能耗保留了任意节点对之间的最大生存期路径,并且允许节点有不同的路径损耗指数。仿真中,本文采用了 2 种广泛采用的射频模块(CC1000^[9]和 CC2420^[10])的真实参数值,仿真结果表明,与先前的可适用于异构传感器网络的拓扑结构相比,ALPH 可以有效地延长网络生存期。

2 相关工作

2.1 能量有效的拓扑控制

为了实现能量的有效性,在无线传感器网络拓扑控制领域中,一些几何拓扑结构相继提出,例如 GG、CBTC 和 KNeigh。GG 是在拓扑生成子图中保留所有的最小能耗路径,以确保网络只能沿着构建的拓扑图上的链路通信,而没有能耗的增长。而 CBTC 和 KNeigh 则采用剪枝的方式移除在多跳通信中能量不有效的链路。然而,GG、CBTC 和 KNeigh 都是针对同构传感器网络而设计的,这类网络只需考虑对称链路。对异构网络而言,能量有效的拓扑结构提出甚少。文献[11]提出了 DGG 结构,是 GG 的一种改进。

2.2 可调节结构

对同构传感器网络而言,已提出了一些可调节

结构。YGO Graph (YG_k)^[3]使用一个正常数 ($k \geq 6$), 并依此将每个节点领域 u 划分为 k 个等同的扇区, 每个扇区只保留一个离节点 u 最近的邻节点作为通信的邻节点。CBTC 方法类似于 YG_k , 不同之处在于 CBTC 尽量让所有朝向的锥角 α 内含至少一个邻节点。KNeigh 通过选择最近的 k 个邻居节点构建拓扑, 其中, k 是一个可调节参数。 YG_k 、CBTC、KNeigh 中参数的变化会影响这些结构的性质。以 CBTC 为例, 文献[12]表明: 当 $\alpha \leq 3\pi/2$ 时, CBTC 连通当且仅当最大功率拓扑图连通; 当 $\alpha \leq \pi/2$ 时, CBTC 是能量优化的, 与最优能耗只相差一个可以任意小的正常数。Tian 等人在文献[13]中提出了一个分布式拓扑控制 (EDTC) 算法, 该算法可以随着节点能量的变化而生成动态拓扑。另外, 还有其他种类的可调节结构, 它们可以在拥有良好特性的已知几何拓扑结构间进行调节变化。节点可以自适应地随着网络动态性的变化而在这些已知结构间调节。例如, r -neighborhood 是 RNG 和 GG 的组合图, 它可以灵活地在节点度和能量有效性之间进行调节^[14]。Zhang 等人提出了一个 t 可调节的平面结构 TAP, 该结构允许每个节点通过参数 t 独立地调整拓扑, 并且允许节点有不同的路径损耗指数^[7]。TAP 是 GG、RNG 和 LMST 的融合。

适用于异构传感器网络的可调节结构提出的甚少。文献[15]提出了一个局部拓扑控制算法 EYG, 它是 YAO Graph 的改进。文献[16]提出了一个局部分布式算法 ESATC, 它是 EDTC 的改进。Chen 等人提出一个适用于异构无线网络的 t 可调节平面结构, 它可以在 DGG、DRNG 以及 DLSS 之间调节变化^[8]。DRNG 和 DLSS 都是基于经典拓扑 RNG 和 LMST, 并综合考虑网络的连通性和双向性而设计的结构。

据作者所知, 目前关于可以自适应于不同射频模块, 尤其是不同接收能耗的可调节结构并不多。在本文中, 作者提出了一种可适用于异构无线网络生存期可延长的可调节结构—ALPH。该结构可以自适应于无线射频模块不同接收能耗的变化而调节网络拓扑。

3 系统模型

3.1 网络模型

考虑由 n 个异构传感器随机部署在二维平面区域内构成的无线传感器网络。每个节点具有唯一的 ID 识别号。节点通过全向天线与周围节点通信, 其

发射功率可调。网络中的节点是异构的, 即有不同的最大传输功率, 假设所有节点接收能耗都一致。对于任意节点 i , 用 $P(i)$ 表示其传输功率, $P_{\max}(i)$ 为其最大传输功率, $P(i, j)$ 为节点 i 与节点 j 通信所需的最小传输功率, E 为节点的初始能量。假设传输介质是对称的, 且不对称边仅是由不同传输范围导致的, 那么 $P(i, j) = P(j, i)$ 。若 $i \neq j$ 且 $P_{\max}(i) \neq P_{\max}(j)$, 在 $P_{\max}(i) \geq P(i, j) > P_{\max}(j)$ 的情形之下, 网络拓扑中从节点 i 到节点 j 就存在一条有向边 (i, j) 。

由于有不对称边的存在, 每个节点以最大功率所形成的初始拓扑图是一个有向图, 可以用 $G(V, \vec{E})$ 表示, 其中, V 为节点集, \vec{E} 为边集, 分别表示网络中的节点以及节点间的有向链路。假设最大功率拓扑图为 G , 标记为 MaxPower, 是强连通的, 这就意味着对于 G 中任意 2 个节点 i, j 而言, 一定存在有向路径使 i, j 相互可达。

3.2 节点能耗模型

本文采用 Wang 等人提出的一个将功率放大器的特性考虑在内的更为真实的能耗模型, 用于估计能量消耗^[17]。图 1 描述了一个典型传感器网络节点通信模块中的内部结构。节点的发送和接收能耗分别如式(1)和式(2)所示。

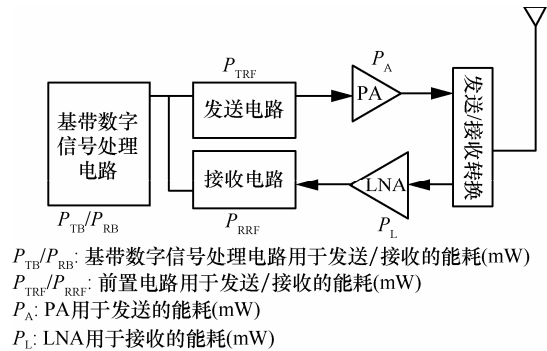


图 1 真实能耗模型

$$\begin{aligned}
 P_T(d) &= P_{TB} + P_{TRF} + P_A(d) \\
 &= P_{T_0} + P_A(d) \\
 &= P_{T_0} + \frac{\epsilon d^\alpha}{\eta}
 \end{aligned} \tag{1}$$

$$P_R = P_{RB} + P_{RRF} + P_L = P_{R_0} \tag{2}$$

其中, $P_A(d)$ 是功率放大器的能耗, 它是传输距离 d 的函数。 $P_A(d)$ 可以表示为 $\frac{\epsilon d^\alpha}{\eta}$ 。 ϵd^α 是数据通过传输节点的功率放大器(PA)传输给天线的能耗; 路径损

耗指数用 α 表示。参数 η 是 PA 的衰减效率。 P_{TB} 和 P_{TRF} 跟传输距离无关，因此这两部分可以用一个常数 P_{T_0} 表示。同样地，接收电路损耗也可以用一个常数 P_{R_0} 表示。 P_{T_0} 和 P_{R_0} 都是表示电路的能耗。

假设节点 A 以 r bit/s 的速率发送数据给节点 B ，在 A 和 B 的共同传输范围内存在第 3 个节点 C 。则 A 可以与 B 直接通信，也可以通过节点 C 进行转发。此时，节点 A 叫做源节点 (source node)，节点 B 叫做目的节点 (destination node)，节点 C 叫做中继节点 (relay node)。那么，任意节点 u 每单位时间的能量消耗为

$$E(u) = \begin{cases} r\left(\frac{\varepsilon d^\alpha}{\eta} + P_{T_0}\right), u \in source_node \\ rP_{R_0}, u \in destination_node \\ r\left(\frac{\varepsilon d^\alpha}{\eta} + P_{T_0}\right) + rP_{R_0}, u \in relay_node \end{cases} \quad (3)$$

3.3 节点生存期模型

由于网络生存期受限于网络中第一个节点死亡的持续时间，因此可以定义路径生存期为路径中第一个节点死亡的持续时间。那么，网络生存期就等于网络中所有路径生存期的最小值。

定义节点生存期为节点能量耗尽所需的时间。假设每个节点的初始能量为 EJ ，传输数据速率为 r bit/s。那么，节点生存期可以表示为

$$T(u) = \begin{cases} \frac{E}{r\left(\frac{\varepsilon d^\alpha}{\eta} + P_{T_0}\right)}, u \in source_node \\ \frac{E}{rP_{R_0}}, u \in destination_node \\ \frac{E}{r\left(\frac{\varepsilon d^\alpha}{\eta} + P_{T_0}\right) + rP_{R_0}}, u \in relay_node \end{cases} \quad (4)$$

4 可调节结构

4.1 ALPH

在无线传感器网络中，对于任意节点 u ，可能存在邻居节点 v 和 w 构成一个三角形关系。如图 2 所示。

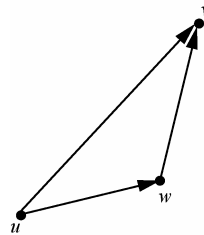


图 2 一个典型的三角形关系

考虑节点 u 向节点 v 发送数据，在这个过程中，为了取得更长的路径生存期，需在这 2 个节点直接相连的一跳路径和由 (u, w) 和 (w, v) 构成的多跳路径之间进行抉择。根据上节定义的网络生存期模型，一跳路径的生存期是 $\min(T(u), T(v))$ ，而多跳路径的生存期是 $\min(T'(u), T(w), T'(v))$ 。那么，多跳路径比一条路径的生存期更长，当且仅当满足条件：

$$\min(T'(u), T(w), T'(v)) > \min(T(u), T(v)) \quad (5)$$

具体计算公式代入式(5)可得

$$\begin{aligned} & \min\left(\frac{E}{r\left(\frac{\varepsilon d^\alpha(u, w)}{\eta} + P_{T_0}\right)}, \frac{E}{r\left(\frac{\varepsilon d^\alpha(w, v)}{\eta} + P_{T_0}\right) + rP_{R_0}}, \frac{E}{rP_{R_0}}\right) \\ & > \min\left(\frac{E}{r\left(\frac{\varepsilon d^\alpha(u, v)}{\eta} + P_{T_0}\right)}, \frac{E}{rP_{R_0}}\right) \end{aligned} \quad (6)$$

其中， $d = \max(d(u, w), d(w, v))$ 。

进一步化解可以得到： $d^\alpha(w, v) < d^\alpha(u, v) - \eta P_{R_0} / \varepsilon \wedge d(u, w) < d(u, v)$ 。

简而言之，为了保证 uv 路径的更长生存期，如果采用单跳方案当且仅当没有中继节点 w 满足： $d^\alpha(w, v) < d^\alpha(u, v) - \eta P_{R_0} / \varepsilon \wedge d(u, w) < d(u, v)$ ；反之，则需要采用多跳方案并且移除 (u, v) 边，而且还必须保证 2 个节点之间的距离要小于节点的最大传输范围。

根据上述结论，可以定义可调节结构。

定义 1 给定二维平面区域内的节点集 V ，可调节结构 $ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^\alpha$ 中节点 uv 之间存在边 (u, v) ，当且仅当 $d(u, v) \leq R_u^{\max}$ ，并且不存在第 3 个节点 w 满足 $d^\alpha(w, v) < d^\alpha(u, v) - \eta P_{R_0} / \varepsilon \wedge d(u, w) < d(u, v) \wedge d(w, v) \leq R_w^{\max}$ ，其中， $\alpha \in [2, 6]$ （如图 3 所示）。

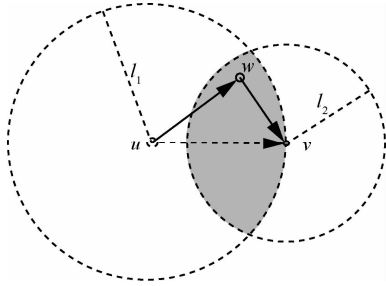


图 3 ALPH

以图 3 为例, 阴影区域中的节点都满足以下特性。

$$\begin{aligned} d^\alpha(w, v) < d^\alpha(u, v) - \eta P_{R_0} / \epsilon \wedge d(u, w) \\ < d(u, v) \wedge d(u, v) \leq R_u^{\max} \wedge d(w, v) \leq R_w^{\max} \end{aligned} \quad (7)$$

其中, $l_1 = d(u, v)$, $l_2 = (d^\alpha(u, v) - \eta P_{R_0} / \epsilon)^{1/\alpha}$ 。如果阴影区域中有其他节点存在, 那么 (u, v) 边将不存在于 $ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^\alpha$ 中。

4.1.1 关系

针对定义 1, 下面分析当参数 P_{R_0} 、 α 或 η 取值变化时, ALPH 结构变化特性以及 ALPH 与其他已知经典结构之间的关系。 α 的取值范围一般为 $2 \leq \alpha \leq 6$ ^[6]。 P_{R_0} 是接收电路损耗。参数 η 是关于输出功率的一个函数, 它的取值范围在 0~1 之间。

定理 1 如果 $\alpha_1 < \alpha_2$, 那么 $\vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^{\alpha_2}) \subseteq \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^{\alpha_1})$, $\alpha \in [2, 6]$ 。

证明 首先, 证明对于 $w \in V$, 如果 $d^{\alpha_1}(w, v) < d^{\alpha_1}(u, v) - \eta P_{R_0} / \epsilon$, 那么 $d^{\alpha_2}(w, v) < d^{\alpha_2}(u, v) - \eta P_{R_0} / \epsilon$ 成立。因为 $\alpha_1 \leq \alpha_2$, 所以 $d^{\alpha_1}(w, v) \leq d^{\alpha_2}(w, v)$, 继而 $\frac{\eta P_{R_0}}{d^{\alpha_2}(w, v)\epsilon} \leq \frac{\eta P_{R_0}}{d^{\alpha_1}(w, v)\epsilon}$ 。因此, $1 + \frac{\eta P_{R_0}}{d^{\alpha_2}(w, v)\epsilon} \leq 1 + \frac{\eta P_{R_0}}{d^{\alpha_1}(w, v)\epsilon}$ 。因为不等式两边都大于 1, 所以 $(1 + \frac{\eta P_{R_0}}{d^{\alpha_2}(w, v)\epsilon})^{\alpha_1} \leq (1 + \frac{\eta P_{R_0}}{d^{\alpha_1}(w, v)\epsilon})^{\alpha_2}$, 从而有 $d^{\alpha_2 \alpha_1}(w, v) \cdot (1 + \frac{\eta P_{R_0}}{d^{\alpha_2}(w, v)\epsilon})^{\alpha_1} \leq d^{\alpha_2 \alpha_1}(w, v) (1 + \frac{\eta P_{R_0}}{d^{\alpha_1}(w, v)\epsilon})^{\alpha_2}$ 。继而可以得到 $(d^{\alpha_2}(w, v) + \eta P_{R_0} / \epsilon)^{\alpha_1} \leq (d^{\alpha_1}(w, v) + \eta P_{R_0} / \epsilon)^{\alpha_2}$ 。两边同时开 α_1 次方, 有 $d^{\alpha_2}(w, v) + \eta P_{R_0} / \epsilon \leq (d^{\alpha_1}(w, v) + \eta P_{R_0} / \epsilon)^{\alpha_2 / \alpha_1}$ 。因为 $d^{\alpha_1}(w, v) < d^{\alpha_1}(u, v) - \eta P_{R_0} / \epsilon$, 所以 $(d^{\alpha_1}(w, v) + \eta P_{R_0} / \epsilon)^{\alpha_2 / \alpha_1} < d^{\alpha_2}(u, v)$ 。从而可以得到 $d^{\alpha_2}(w, v) + \eta P_{R_0} / \epsilon < d^{\alpha_2}(u, v)$, 那么 $d^{\alpha_2}(w, v) < d^{\alpha_2}(u, v) - \eta P_{R_0} / \epsilon$ 。

其次, 证明: 若 $(u, v) \in \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^{\alpha_2})$, 那么 $(u, v) \in \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^{\alpha_1})$ 。假设 $(u, v) \notin \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^{\alpha_1})$ 。根据 ALPH 的定义, 必定存在第 3 个节点 w 满足条件: $d^{\alpha_1}(w, v) < d^{\alpha_1}(u, v) - \eta P_{R_0} / \epsilon \wedge d(u, w) < d(u, v) \wedge d(u, v) \leq R_u^{\max} \wedge d(w, v) \leq R_w^{\max}$ 。因为 $d^{\alpha_2}(w, v) < d^{\alpha_2}(u, v) - \eta P_{R_0} / \epsilon$ 成立, 则 $(u, v) \in \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^{\alpha_2})$ 成立, 这与假设矛盾。因此定理得证。

以图 2 中所示的 Δuvw 为例, 令 $d(u, w)$ 、 $d(w, v)$ 、 $d(u, v)$ 分别为 70、100、120。参数 ϵ 、 η 、 P_{R_0} 取值分别为 0.000 5、15.7%、22.2 mW。那么 $(u, v) \in \vec{E}(ALPH_{(22.2, 0.157)}^2)$, 但是 $(u, v) \notin \vec{E}(ALPH_{(22.2, 0.157)}^3)$ 。因此, ALPH 中的边数随着 α 值的增大而减少。

定理 2 如果 $P_{R_0} < P_{R_0_2}$, 那么 $\vec{E}(ALPH_{(P_{R_0_1}, \eta)}^\alpha) \subseteq \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0_2}, \eta)}^\alpha)$ 。

证明 令 $(u, v) \in \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0_1}, \eta)}^\alpha)$, 假设 $(u, v) \notin \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0_2}, \eta)}^\alpha)$ 。根据 ALPH 的定义, 必定存在一个节点 w 满足条件: $d^\alpha(w, v) < d^\alpha(u, v) - \eta P_{R_0_2} / \epsilon < d^\alpha(u, v) - \eta P_{R_0_1} / \epsilon$ 。那么, $(u, v) \notin \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0_1}, \eta)}^\alpha)$, 这与假设矛盾。因此, 定理 2 得证。

以图 2 为例, 令 $d(u, w)$ 、 $d(w, v)$ 、 $d(u, v)$ 分别为 70、100 和 120。参数 ϵ 和 η 取值分别为 0.000 5 和 15.7%。那么有 $(u, v) \in \vec{E}(ALPH_{(22.2, 0.157)}^2)$, 但是 $(u, v) \notin \vec{E}(ALPH_{(10.8, 0.157)}^2)$ 。因此, ALPH 中的边数随着 P_{R_0} 值的增大而增大。

定理 3 如果 $\eta_1 < \eta_2$, 那么 $\vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta_1)}^\alpha) \subseteq \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta_2)}^\alpha)$ 。

证明 令 $(u, v) \in \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta_1)}^\alpha)$ 。假设 $(u, v) \notin \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta_2)}^\alpha)$ 。根据 ALPH 的定义, 必定存在一个节点 w 满足条件: $d^\alpha(w, v) < d^\alpha(u, v) - \eta_2 P_{R_0} / \epsilon < d^\alpha(u, v) - \eta_1 P_{R_0} / \epsilon \wedge d(u, w) < d(u, v) \wedge d(u, v) \leq R_u^{\max} \wedge d(w, v) \leq R_w^{\max}$, 那么 $(u, v) \notin \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta_1)}^\alpha)$, 这与假设矛盾。因此, 定理 3 得证。

以图 2 为例, 令 $d(u, w)$ 、 $d(w, v)$ 、 $d(u, v)$ 分别为 70、100 和 120。参数 ϵ 和 P_{R_0} 取值分别为 0.000 5 和 22.2 mW。那么有 $(u, v) \in \vec{E}(ALPH_{(22.2, 0.157)}^2)$, 但

是 $(u, v) \notin \vec{E}(ALPH_{(22.2, 0.037)}^\alpha)$ 。因此, ALPH 中的边数随着 η 值的增大而增大。

引理 1 当 $P_{R_0} \geq \frac{\varepsilon R_{\max}^\alpha}{\eta}$ 时, 有 $ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^\alpha =$

MaxPower。

证明 在 MaxPower 中, 连接节点 u_i 和 u_j 的一跳和多跳路径的生存期可以分别表示为

$$\frac{E}{r\left(\frac{\varepsilon d^\alpha(u_i, u_j)}{\eta} + P_{T_0}\right)} \text{ 和 } \frac{E}{r\left(\frac{\varepsilon d^\alpha(P(u_i, u_j))}{\eta} + P_{T_0} + P_{R_0}\right)},$$

其中, 令 $d(P(u_i, u_j)) = \max(d(u_i, u_{i+1}), \dots, d(u_{j-1}, u_j))$,

是路径 $P(u_i, u_j)$ 中最长的边长。若 $P_{R_0} \geq \frac{\varepsilon R_{\max}^\alpha}{\eta}$, 则

$$\frac{E}{r\left(\frac{\varepsilon d^\alpha(P(u_i, u_j))}{\eta} + P_{T_0} + P_{R_0}\right)} < \frac{E}{r(P_{T_0} + P_{R_0})} \leq$$

$$\frac{E}{r\left(\frac{\varepsilon R_{\max}^\alpha}{\eta} + P_{T_0}\right)}。 \text{ 又因为 } R_{\max} \geq d(u_i, u_j), \text{ 则}$$

$$\frac{E}{r\left(\frac{\varepsilon R_{\max}^\alpha}{\eta} + P_{T_0}\right)} \leq \frac{E}{r\left(\frac{\varepsilon d^\alpha(u_i, u_j)}{\eta} + P_{T_0}\right)}。 \text{ 所以连接}$$

u_i 和 u_j 的一跳路径是最长生存期路径。当 $P_{R_0} \geq \frac{\varepsilon R_{\max}^\alpha}{\eta}$ 时, 根据 ALPH 结构的定义, 所有一跳路

径都会保留。因此在这种情况下, 应用该结构生成的拓扑图就是最大功率拓扑图 MaxPower。

引理 2 当 $P_{R_0} = 0$ 时, 有 $ALPH_{(0, \eta)}^\alpha = DRNG$ 。

证明 根据 DRNG 的定义, $(u, v) \in \vec{E}(DRNG)$ 当且仅当没有节点 w 满足条件 $d(u, v) \leq R_u^{\max}$,

$d(u, w) < d(u, v)$, $d(w, v) < d(u, v)$ 和 $d(w, v) \leq R_w^{\max}$ 。显然, 当 $P_{R_0} = 0$ 时, 与 ALPH 的结构定义等价。

根据定理 1~定理 3、引理 1 和引理 2, 可以得出以下结论。

推论 1 $\vec{E}(DRNG) \subseteq \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^\alpha) \subseteq \vec{E}(\text{Max-Power})$, $\alpha \in [2, 6]$ 。

4.1.2 性质

定义 2^[8] 加边操作是指当 $(u, v) \in \vec{E}(G_A)$, 而 $(v, u) \notin \vec{E}(G_A)$ 且 $d(u, v) \leq r_v$, 则往图 G_A 添加边 (v, u) 。删边操作是指删减任何 $(u, v) \in \vec{E}(G_A)$ 而

$(v, u) \notin \vec{E}(G_A)$ 的边。用 G_A^+ 和 G_A^- 分别表示对图 G_A 采用加边操作和删边操作后得到的拓扑生成子图。

定理 4 如果原始最大功率拓扑图 MaxPower 是强连通且双向的, 则 $ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^\alpha$ 在经过加边操作或删边操作之后同样是强连通且双向的。

证明 因为 $\vec{E}(DRNG) \subseteq \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^\alpha)$, 则有 $\vec{E}(DRNG^-) \subseteq \vec{E}(DRNG^+)$ 和 $\vec{E}(DRNG^-) \subseteq \vec{E}(ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^\alpha)$ 。因此, 只需要

证明 $\vec{E}(DRNG^-)$ 保留了强连通性即可。从文献[8]可知 DRNG 是强连通的。那么, 经过添加或删减非对称边, 由 $ALPH_{(P_{R_0}, \eta)}^\alpha$ 产生的拓扑依旧保持了强连通性和双向性。

定理 5 ALPH 保留了最大功率拓扑图 MaxPower 中的任意节点对间的最长生存期路径, $\alpha \in [2, 6]$ 。

证明 因为 MaxPower 是连通的, 则任意节点对 u, v 之间至少有一条最长生存期路径。令 $TP(u, v)$ 就是这样一条路径: 构成 $TP(u, v)$ 的所有链路的路径生存期都是最大的。为了证明该定理, 即需证明 $TP(u, v)$ 也在 ALPH 中, 也就是说必须证明构成 $TP(u, v)$ 的所有链路都存在于 ALPH 中。令 $e: w_i \rightarrow w_j$ 是属于路径 $TP(u, v)$ 的任一条链路。亟需证明 e 是属于 ALPH 的。

因为 $TP(u, v)$ 是 MaxPower 中的一条最大生存期路径, 且链路 e 是节点对 w_i 和 w_j 之间的最大生存期路径, 则在 MaxPower 中不存在链路 $w_i \rightarrow w$, $w \rightarrow w_j$ 使得满足条件 $d^{\alpha_i}(w, v) < d^{\alpha_i}(u, v) - \eta P_{R_0} / \varepsilon$, $d(u, w) < d(u, v)$, $d(u, v) \leq R_u^{\max}$ 且 $d(w, v) \leq R_w^{\max}$ 。根据 ALPH 的定义, e 属于 ALPH。故该定理得证。

定理 6 ALPH 是保留最大功率拓扑图 MaxPower 中任意节点对间的最长生存期路径的最小功率拓扑图。

证明 为了消息能被所有邻居节点成功接收, 每个节点的传输功率必须足够大到能覆盖最远的那个邻居节点。在 ALPH 中, 对于任意节点 u , 令节点 v 为节点 u 最远的邻居节点。令 p 为节点 u 覆盖节点 v 所需的最小传输功率。根据 ALPH 的定义, 既然 (u, v) 边存在, 它必定是连接节点 u 和节点 v 之间的最大生存期路径。现假设当 $p' < p$ 时, ALPH 依旧能保证子图连通且保留了所有最大生存期路径。显然, 当 $p' < p$ 时, (u, v) 边不存在。则此时存在 2

种情况。

1) 若在节点 u 和 v 之间存在另一条多跳路径, 则该子图依旧连通。因为 (u, v) 是连接节点 u 和节点 v 之间的最大生存期路径, 若 u 和 v 之间直接相连的一跳路径已经被删除, 则保留所有最大生存期路径的性质得不到满足。

2) 若 u 和 v 之间不存在另一条多跳路径, 则该子图不连通。

这 2 种情况都与假设矛盾。定理得证。

4.2 ALPH 构建算法

在本文中, 作者提出了一种适用于异构传感器网络的局部拓扑控制算法。如图 4 所示, 该算法包括了 2 部分: 拓扑构建过程和双向化过程。

<p>拓扑构建过程</p> <p>Input: $G_u^{\max}=(V(G_u^{\max}), \bar{E}(G_u^{\max})), \eta, P_{R_0}$</p> <p>Output: $T_u=(V(T_u), \bar{E}(T_u))$</p> <p>1) $T_u = G_u^{\max}$</p> <p>2) 将 $\bar{E}(T_u)$ 中的所有边按定义 3 计算边权值, 并升序排序</p> <p>3) for each edge (u, v) in the order do</p> <p>4) if there exists w satisfying $d(u, w) < d(u, v) \wedge d^\alpha(w, v) < d^\alpha(u, v) - \eta P_{R_0} / \varepsilon \wedge$ $w(u, w) < w(u, v) \wedge w(w, v) < w(u, v) \wedge d(u, v) \leq R_u^{\max} \wedge$ $d(w, v) \leq R_w^{\max} \wedge d(u, v) \leq R_v^{\max}$ then</p> <p>5) $\bar{E}(T_u) = \bar{E}(T_u) - (v, u)$</p> <p>6) end if</p> <p>7) end for</p> <p>8) return T_u</p> <p>双向化过程</p> <p>9) for each edge (u, v) in the order do</p> <p>10) if $(u, v) \in \bar{E}(T_u)$ and $(v, u) \notin \bar{E}(T_u)$</p> <p>11) $\bar{E}(T_u) = \bar{E}(T_u) + (v, u)$</p> <p>12) return T_u</p>

图 4 ALPH 算法

第一阶段: 拓扑构建过程。为了确保不同的边有不同的权重, 本文定义如下权重函数。

定义 3 给定 2 条边 $(u, v), (v, u) \in \bar{E}$ 和欧几里得距离函数 $d(\cdot, \cdot)$, 权重函数 w 满足:

$$\begin{aligned}
 & w(u_1, v_1) > w(u_2, v_2) \\
 & \Leftrightarrow d(u_1, v_1) > d(u_2, v_2) \\
 & \text{or } (d(u_1, v_1) = d(u_2, v_2) \\
 & \&\& \max\{id(u_1), id(v_1)\} > \max\{id(u_2), id(v_2)\})
 \end{aligned}$$

$$\text{or } (d(u_1, v_1) = d(u_2, v_2)$$

$$\&\& \max\{id(u_1), id(v_1)\} = \max\{id(u_2), id(v_2)\}$$

$$\&\& \min\{id(u_1), id(v_1)\} > \min\{id(u_2), id(v_2)\})$$

在拓扑构建过程中, 算法输入 G_u^{\max} 是最大功率拓扑图的子图, 其中, $V(G_u^{\max})$ 是 u 传输范围内的节点集, $\bar{E}(G_u^{\max})$ 是与 u 直接相连的边集。其他输入如 P_{R_0} 和 η 都是可调节参数。算法输出 T_u 是根据 ALPH 构建算法删除了一些生存期较短的边得到的有向拓扑生成子图。节点允许有不同的路径损耗指数 α , 该值的大小依赖于本地通信环境。

第二阶段: 双向化过程。在双向化过程中, 采用加边操作保证 ALPH 产生的拓扑是双向的。

5 性能仿真

本文以 NS-2.29 作为性能仿真实验平台来验证 ALPH 的有效性。为了评估拓扑结构对网络生存期的影响, 与 DGG、DRNG 和 EYG 3 种典型的适用于异构网络的拓扑结构比较, 同时, 也与 MaxPower 网络生存期比较。为了仿真验证拓扑结构对目前实际部署传感器网络的影响, 节点的无线通信参数 P_{R_0} 、 P_{T_0} 、 η 、 P_{\max} 与目前广泛实际使用的真实射频模块 CC1000 和 CC2420 相同^[17]。考虑到相同型号的设备在最大发射功率上可能有微小的差别, 设置 P_{\max} 有 ± 1 dBm 的变动。然后根据 P_{\max} 计算出 R_{\max} 的值, 如表 1 所示。

表 1 无线传感器节点设备参数值

通信参数	CC1000 @433 MHz	CC1000 @868 MHz	CC2420 @2.4 GHz
P_{R_0} /mW	22.2	28.8	59.1
P_{T_0} /mW	15.9	25.8	26.5
η	15.7%	6.4%	3.7%
P_{\max} /dBm	10	7	0
ε	0.000 5	0.000 5	0.000 5
R_{\max} /m	126 ~159	89 ~112	40~50

第一个仿真实验验证 ALPH 可以根据不同射频模块的接收能耗进行调节。假设 100 个节点随机撒播在 $400 \text{ m} \times 400 \text{ m}$ 的区域。考虑到不同的最大发送功率信号的覆盖区间会影响底层拓扑, 因此, 对 CC1000@433 MHz 和 CC1000@868 MHz 设置相同的区间 $[80 \text{ m}, 100 \text{ m}]$, 仅考虑接收功率不同对底层拓扑的影响。其他参数如表 1 所示。图 5 给出

了在 CC1000@433 MHz 和 CC1000@868 MHz 下，MaxPower、DRNG、DGG、EYG 和 ALPH 各自产生的拓扑图实例。如图 5 所示，不同于其他拓扑结构，ALPH 产生的拓扑结构可以随着不同的接收能耗进行变化，证明 ALPH 没有忽略不同的接收能耗对底层拓扑结构的影响。

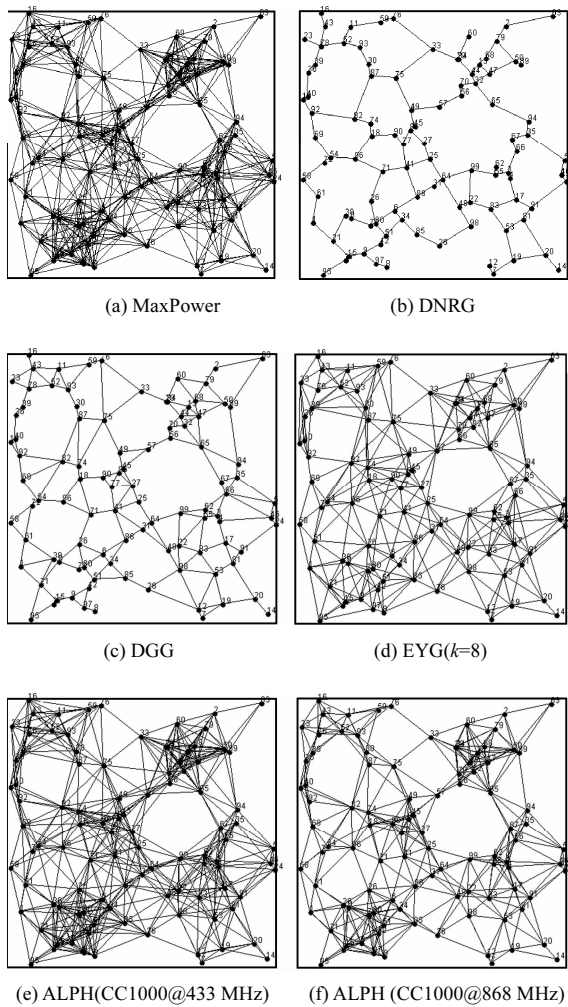


图 5 5 种拓扑结构实例

第二个仿真实验对上述 5 种拓扑结构各自在 CC1000@433 MHz、CC1000@868 MHz 和 CC2420@2.4 GHz 下生成拓扑的网络生存期进行比较。因为不同的射频模块的最大发射功率不一样，需要针对每种射频模块分别设置环境参数。在 CC1000@433 MHz 和 CC868 MHz 中，假设 100 个节点随机分布在 400 m × 400 m 的区域。而在 CC2420@2.4 GHz 中，假设 100 个节点随机分布在 100 m × 100 m 的区间。简单起见，每个节点的初始能量都设为 100 J。采用 AODV 作为底层路由协议。为了减少数据流的不可控性导致的性能差异，每次仿真采用 10 条无相互干扰的

CBR 流。每个 CBR 流每秒发送一个 512 byte 大小的数据分组。其他参数如表 1 所示。

图 6 给出了 5 种拓扑结构的网络生存期。当 P_{R_0} 较小的时候，如 CC1000@433 MHz 中 $P_{R_0}=22.2$ mW 或 CC1000@868 MHz 中 $P_{R_0}=28.8$ mW，ALPH 延长网络生存期的效果很明显地比其他拓扑结构要好。而当 P_{R_0} 很大的时候，如 CC2420@2.4 GHz 中 $P_{R_0}=59.1$ mW，可发现 DRNG、DGG 和 EYG 要比 MaxPower 差，而 ALPH 结构的网络生存期仍能比 MaxPower 稍微好一些。这是因为 P_{R_0} 越大，中继转发的能耗就越大，当 P_{R_0} 较大的时候，多跳路径不再能有效延长网络生命周期。而在 DRNG、DGG 和 EYG 生成的网络结构中，很多属于最大生存期路径的链路被不恰当地删除，导致网络生存期反而降低。由定理 6 可知，ALPH 结构则一直能保留 MaxPower 中所有最大生存期路径的最小功率拓扑子图，所以由它所构造的拓扑可以尽可能地延长网络生存期。

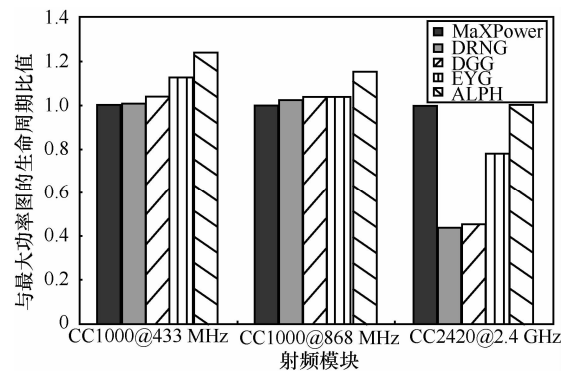


图 6 在不同射频模块下 5 种拓扑结构的网络生存期

6 结束语

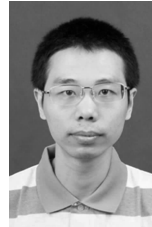
本文首先分析保留最小能耗路径的拓扑控制结构在延长网络生存期方面存在的问题，然后根据异构传感器网络节点通信的特点，建立能耗模型，基于目前流行的网络生存期定义，分析网络寿命与节点通信距离、电路功率损耗及节点处理数据率的关系，推导出拓扑结构与网络生存期的关系，在此基础上，针对异构传感器网络提出了一个生存期可延长的可调节结构 ALPH。不同于其他可调节结构，该结构可根据不同射频模块的接收能耗自适应地调节拓扑结构，以最大化网络生存期。理论和仿真实验表明：ALPH 保持了连通性和双向性；在不同的 P_{R_0} 下，ALPH 都保留了任意节点对之间的所有最大生存期路径；ALPH 可以通过调节参数 P_{R_0} 使

得所生成的拓扑图在 DRNG 与 MaxPower 之间变化, 并且允许节点有不同的路径损耗指数; 与先前的拓扑结构 DRNG、DGG、EYG 和 MaxPower 相比, ALPH 可以有效地延长网络生存期。

参考文献:

- [1] JONES C E, SIVALINGAM K M, AGRAWAL P, *et al.* A survey of energy efficient network protocols for wireless networks[J]. *Wireless Networks*, 2001, 7(10):343-358.
- [2] RICKENBACH P V, WATTENHOFER R, ZOLLINGER A. Algorithmic models of interference in wireless ad hoc and sensor networks[J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2009, 17(1): 172-185.
- [3] LABRADOR M A, WIGHTMAN P M. *Topology Control in Wireless Sensor Networks: With a Companion Simulation Tool for Teaching and Research*[M]. New York: Springer, 2009.
- [4] ELKIN M, LANDO Y, NUTOV Z, *et al.* Novel algorithms for the network lifetime problem in wireless settings[J]. *Wireless Networks*, 2011, 17(2):397-410.
- [5] SEGAL M, SHPUNGIN H. Improved multi-criteria spanners for ad-hoc networks under energy and distance metrics[A]. *Proc of the 29th IEEE INFOCOM*[C]. San Diego, USA, 2010. 6-10.
- [6] SANTI P. Topology control in wireless ad hoc and sensor networks. *ACM computing surveys*[J]. *ACM Computing Surveys*, 2005, 37(2):164-194.
- [7] ZHANG G Q, ZHANG Z L, FAN J X. A locally adjustable planar structure for adaptive topology control in wireless ad hoc networks[J]. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 2010, 21(10): 1387-1397.
- [8] LI N, HOU J C. Topology control in heterogeneous wireless networks: problems and solutions[A]. *Proc of the 23rd IEEE INFOCOM*[C]. Hong Kong, China, 2004. 232-243.
- [9] Chipcon, smartRF CC1000 single chip very low power RF transceiver[EB/OL]. <http://www.ti.com.cn/product/cn/cc1000>.
- [10] Chipcon, smartRF CC2420, 2.4GHz IEEE 802.15.4/ZigBee-ready RF transceiver[EB/OL]. <http://www.ti.com.cn/product/cn/cc2420>.
- [11] CHEN L, RONG M, ZHANG G Q. TAPH: an adjustable planner structure for topology control in heterogeneous wireless ad hoc network[A]. *Proc of the 6th International Conference on WiCOM*[C]. Chengdu, China, 2010. 23-25.
- [12] WATTENHOFER R, LI L, BAHL P, *et al.* Distributed topology control for power efficient operation in multihop wireless ad hoc network[A]. *Proc of the 20th IEEE INFOCOM*[C]. Alaska, USA, 2001. 1388-1397.
- [13] TIAN Y, SHENG M, LI J D, *et al.* Energy-aware dynamic topology control algorithm for wireless ad hoc networks[A]. *Proc of the IEEE GLOBECOM*[C]. LA, USA, 2008. 1-5.
- [14] JENG A A K, JAN R H. The r-neighborhood graph: all adjustable structure for topology control in wireless ad hoc networks[J]. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 2007, 18(4):536-549.
- [15] LI X Y, SONG W Z, WANG Y. Localized topology control for heterogeneous wireless ad-hoc networks[J]. *ACM Transactions on Sensor Networks*, 2006, 2(1):129-153.
- [16] TIAN Y, SHENG M, LI J D, *et al.* Energy-aware self-adjusted topology control algorithm for heterogeneous wireless ad hoc networks[A]. *Proc of the IEEE GLOBECOM*[C]. Hawaii, USA, 2009. 1-6.
- [17] WANG Q, HEMPSTEAD M, YANG W. A realistic power consumption model for wireless sensor network devices[A]. *Proc of the 3rd IEEE SECON*[C]. VA, USA, 2006. 286-295.

作者简介:



李晓鸿 (1973-), 男, 湖南长沙人, 博士, 湖南大学讲师, 主要研究方向为网络管理、无线网络和拓扑控制。



葛静巧 (1987-), 女, 浙江宁波人, 湖南大学硕士生, 主要研究方向为无线网络拓扑控制。



张大方 (1959-), 男, 上海人, 博士, 湖南大学教授、博士生导师, 主要研究方向为可信系统与网络、网络测试、软件容错、软件测试。