

一种可自维护无线网络拓扑最小能量特性的 分布式拓扑控制算法

沈 中 常义林 崔 灿 张 新

(西安电子科技大学综合业务网理论与关键技术国家重点实验室 西安 710071)

摘 要 由节点的位置和传输范围确定的无线网络拓扑结构对网络的性能有着重大的影响. 拓扑控制通过调节节点的传输功率能够优化网络的性能, 减少节点的功率消耗, 延长网络的生存时间. 文中提出一个分布式的拓扑控制算法, 由该算法产生的拓扑结构具有最小能量特性, 并且在网络的组成发生动态变化时, 算法可以以响应的方式维护全网的连通性和全局的最小能量特性. 该算法不仅适用于同质的无线 Ad Hoc 网络, 也适用于异质的网络. 仿真研究表明, 提出的算法在平均节点度、传输功率的效率以及响应拓扑变化的平均节点数等方面均优于基于直接传输区域的拓扑控制算法.

关键词 无线 Ad Hoc 网络; 拓扑控制; 拓扑维护; 最小能量路径; 最小能量特性
中图法分类号 TP393

A Distributed Topology Control Algorithm for Self-Maintenance of the Minimum-Energy Property of a Wireless Networks Topology

SHEN Zhong CHANG Yi-Lin CUI Can ZHANG Xin

(State Key Laboratory of Integrated Service Networks, Xidian University, Xi'an 710071)

Abstract The topology of a wireless Ad Hoc network, which is determined by nodes' positions and transmission ranges, has a significant effect on network performance. By adjusting transmission powers of nodes, topology control is capable of optimizing network performance, reducing energy consumption and increasing network lifetime. In this paper, the authors propose a distributed topology algorithm for constructing a wireless network topology with minimum-energy property. More importantly, such property and the network connectivity can be efficiently maintained in a responsive manner as the network changes dynamically. Furthermore, the proposed algorithm can be used in both the homogenous and the heterogeneous wireless networks. Simulation results show that the proposed algorithm achieves considerably better performance than the topology control algorithm based on direct-transmission region in terms of average node degree, power efficiency and the number of responding nodes to a topological change.

Keywords wireless Ad Hoc networks; topology control; topology maintenance; minimum-energy path; minimum-energy property

1 引 言

无线 Ad Hoc 网络是在没有固定基础设施的情

况下, 由具有无线传输功能的节点自组织形成的网络^[1]. 无线 Ad Hoc 网络有以下一些显著的特点: 动态网络拓扑、有限的电池能源、受限的无线带宽和服务质量以及节点的异质性等^[2]. 因为它的应用环境

收稿日期: 2005-05-24; 修改稿收到日期: 2007-01-08. 本课题得到综合业务网理论与关键技术国家重点实验室基金(00JS63. 2. 1. DZ01)资助. 沈 中, 男, 1969年生, 博士, 讲师, 研究方向为无线 Ad Hoc 网络及拓扑管理. E-mail: zhshen@mail.xidian.edu.cn. 常义林, 男, 1944年生, 教授, 博士生导师, 研究领域包括网络管理和多媒体通信. 崔 灿, 男, 1967年生, 高级工程师, 研究方向为网络管理. 张 新, 女, 1968年生, 副教授, 研究方向为故障管理.

与复杂通信的要求极为相符,所以深受各国的高度重视,另外,在抢险救灾和分布式计算等领域也有着广泛的应用.

由节点的位置和传输范围确定的网络拓扑结构对网络的性能有着重大的影响.如果拓扑结构过于松散,就容易产生网络分区以及增大端到端的时延;相反的,非常密集的拓扑不利于空间重利用,从而减小网络的容量^[3].拓扑管理和控制^[4]主要研究如何为节点分配功率以获得具有某种性质的拓扑结构和优化一些网络目标函数,其目的就是提高网络的性能,减少节点的功率消耗和延长网络的生存时间^[3,5-6].

当网络中的每个节点均使用最大功率工作时形成的拓扑结构称为最大功率拓扑,表示为图 $G_{\max} = (V(G_{\max}), E(G_{\max}))$,其中 $V(G_{\max})$ 中的点代表网络中的节点,当节点 u 和 v 在最大功率的情况下可以相互通信时,那么 u 和 v 之间就存在一条边.由于节点的电能有限,并且在电池耗尽后一般不可更换(如在传感网络中),故节点以最大功率工作不但会很快耗尽电能,而且会增加相互之间的干扰,导致网络的吞吐率下降.本文提出了一个分布式的拓扑控制算法来创建一个新的拓扑结构 G ,而 G 只是 G_{\max} 的一个子图. G 除了具有连通性外,而且还具有最小能量特性(minimum-energy property)^[7],即 G 包含了 G_{\max} 中任意一对节点之间的“最短”路径,这里的“最短”是指分组经过该路径消耗的功率最小.更为重要的是,当网络的组成发生动态变化时,算法可以以响应的方式维护全网的连通性和全局的最小能量特性.也就是说,只有发现网络变化的节点才可能需要重新运行拓扑控制算法,而维护后的拓扑结构具有连通性和最小能量特性.我们称此拓扑控制算法为 SMSS(Self-maintainable Minimum-energy Spanning Subgraph).

对于无线 Ad Hoc 网络,拓扑控制的研究在理论和实际两方面都具有重要的意义,因此许多学者提出了一些有影响的拓扑控制算法.文献[7-10]分别提出了建立具有最小能量特性拓扑的算法.基于节点的位置信息,文献[8]在拓扑控制中引入了中继区域的概念.节点对 (u, v) 的中继区域 $R_{u \rightarrow v}$ 定义为二维平面上的坐标点集使得节点 u 直接与该集中的某点 w 通信比通过节点 v 中继而到点 w 需要更多的功率.基于中继区域的计算,文献[8]提出了最小功率消耗的分布式网络通信协议.在拓扑维护过程中,该算法通过所有节点周期性地重新计算来

维护网络的最小能量特性.这个算法在提出后得到了广泛地关注和引用.文献[7]和文献[9]在此算法的基础上分别提出了改进的算法.以上3种算法均假设所有节点具有相同的最大功率,即它们只适用于同质的网络.对于异质的无线网络,文献[10]提出了基于最短路径树的分布式拓扑控制算法,每个节点根据本地拓扑结构运行最短路径树算法以确定节点的传输功率.虽然文献[10]提出的算法具有较高的功率有效性,但是当网络变化后,它需要泛洪节点变化的消息,触发最大功率拓扑中所有相关节点重新计算来维护网络的连通性和最小能量特性,因此该算法的维护开销大.在已提出的算法中,只有文献[7]提出的算法 SMECN 可以以响应的方式有效地维护网络的最小能量特性.设 $F(u, p)$ 表示节点 u 以功率 p 所覆盖的区域, SMECN 算法的思想是计算一个直接传输区域 $R_F(u)$,使得节点 u 直接与 $R_F(u)$ 内的节点通信需要的功率小于通过 $F(u, p)$ 内某个节点中继需要的功率,即 $R_F(u) = \bigcap_{w \in N_F} (F(u, p_{\max}) - R_{u \rightarrow w})$,其中 N_F 表示区域 F 内的节点组成的集合, p_{\max} 为节点的最大功率, $R_{u \rightarrow w}$ 为节点对 (u, w) 的中继区域. SMECN 算法以递增功率的方式进行搜索直到 $F(u, p) \supseteq R_F(u)$. $R_F(u)$ 内的节点将作为拓扑控制后 u 的邻节点,而节点 u 的最终功率设为 $p(u) = \min\{p: F(u, p) \supseteq R_F(u)\}$.当网络发生变化时,只需要检测到网络变化的节点重新运行 SMECN 算法即可维护网络的连通性和最小能量特性.然而, SMECN 确定的功率并不是十分有效.根据 SMECN 算法,可以把网络中的节点分成两类:全封闭节点和半封闭节点.称节点 u 为一个全封闭节点如果存在一个功率 $p, p_{\max} > p > 0$,使得 $F(u, p) \supseteq R_F(u)$.否则,称节点 u 为半封闭节点.图 1 例示了这两种不同的情况.

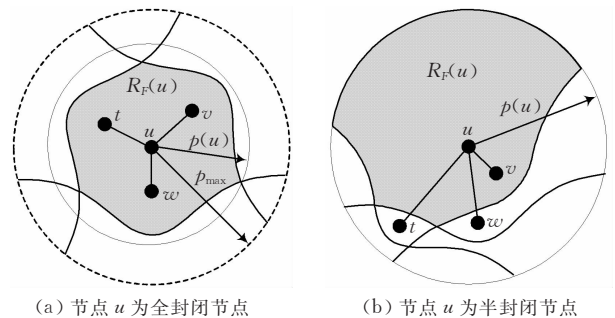


图 1 全封闭节点和半封闭节点

在图 1 中节点 u 有三个邻节点: v, w 和 t , 灰色的区域为 SMECN 确定的 $R_F(u)$. 在图 1(a) 中, 当

节点 u 搜索到这三个邻节点后, 节点 u 已经被 $R_F(u)$ 区域包围, 于是它可以停止搜索其它的邻节点, 这是因为直接与此区域以外的节点通信一定比通过 v, w 或 t 中某个节点中继耗费更多的功率, 算法确定的邻节点为 $N(u) = \{v, w, t\}$. 但是对于图 1(b) 所示的情况, 节点 u 将不断增加搜索功率直到最大功率, 由于只有 $F(u, p_{\max}) \supseteq R_F(u)$, 故 $p(u) = p_{\max}$, $N(u) = \{v\}$. 显然, 拓扑控制后节点以最大功率工作是不合理的, 而且算法确定的 $N(u)$ 与 $p(u)$ 实际确定的 $N'(u)$ 存在较大的差距, 这一点将在“仿真研究”一节中进一步分析. 与 SMECN 相比, SMSS 确定的传输功率效率更高, 其拓扑维护的开销更小, 并且适用于异质的无线网络. 下面首先描述使用的网络模型, 然后给出 SMSS 拓扑控制算法.

2 网络模型

假设节点分布在一个二维平面上, 每个节点具有唯一的 ID 号. 每个节点 u 具有一个全向天线, 而且节点 u 的传输功率 p_u 可以在最小和最大之间连续调节, 即 $0 \leq p_u \leq p_u^{\max}$, p_u^{\max} 表示节点 u 的最大传输功率. 对于同质网络, 所有节点具有相同的最大功率 p_{\max} . 每个节点配备有 GPS (Global Position System) 接收器, 因此它可以知道自己的位置信息. 假设节点具有相同的路径损耗模型, 即无线信号的功率按照发送天线和接收天线之间距离的 β 次方衰减^[8], $\beta \geq 2$, β 取决于无线传播模型. 对于自由空间 (free space) 模型^[11], $\beta = 2$, 发送功率 P_t 与接收功率 P_r 的关系为

$$P_r = \frac{P_t G_t G_r \lambda^2}{(4\pi d)^2 L} \quad (1)$$

其中, G_t, G_r 分别是发送、接收天线的增益, λ 是波长, d 是发送天线与接收天线之间的距离. 令 P_r 等于接收阈值 P_{RT} , 也就是说, 当信号的功率大于 P_{RT} 时才能被正确接收, 则 $P_t = t_F d^2$, $t_F = (4\pi)^2 LP_{TR} / G_t G_r \lambda^2$. 对于双线 (two-ray) 模型^[11], $\beta = 4$, P_t 与 P_r 的关系为

$$P_r = \frac{P_t G_t G_r h_t^2 h_r^2}{d^4} \quad (2)$$

其中, h_t 和 h_r 分别为发送天线和接收天线的高度. 同样令 P_r 等于接收阈值 P_{RT} , 则 $P_t = t_T d^4$, $t_T = P_{RT} / G_t G_r h_t^2 h_r^2$. 综上所述, 当发送节点 u 和接收节点 v 之间的距离为 $d(u, v)$ 时, 节点 u 与节点 v 通信所需要的最小功率值 $p(u, v) = t d(u, v)^\beta$. 假设传输介质

是对称的, 则 $p(u, v) = p(v, u)$. 除了传送距离的功率损耗外, 接收也需要消耗一部分功率, 这部分功率称为接收损耗^[8], 以 c 来表示. 因此, 分组沿路径 $PATH(u, v) = (u = u_0, u_1, \dots, u_{n-1}, u_n = v)$ 传输将消耗的最小功率为 $C(PATH(u, v)) = \sum_{i=0}^{n-1} p(u_i, u_{i+1}) + nc$. 如果对于 G_{\max} 中从 u 到 v 的任意一条路径 $r(u, v)$ 均有 $C(LP(u, v)) \leq C(r(u, v))$, 则称路径 $LP(u, v)$ 为 u 和 v 之间的最小能量路径 (“最短”路径).

节点通过邻节点发现协议来发现其邻节点, 例如邻节点发现协议 TND (TBRPF Neighbor Discovery)^[12], 确定它们之间链路的状态 (如断开链路、单向链路、双向链路). 本文基于以下原因在拓扑控制和维护时不考虑单向链路:

1) 目前的 MAC 层协议 IEEE 802.11 和 S-MAC 都只考虑双向链路, 路由协议如 AODV (Ad hoc On-Demand Distance Vector)^[13] 也避免使用单向链路^[14]. 构建一个由双向链路组成的连通网络对于链路层的应答以及分组的传输和重传都是必要的^[15].

2) 对于单向链路 L_{uv} , 节点 v 通过邻节点发现协议知道该链路的存在, 而节点 u 并不知道它的存在, 因此节点 v 需要通过路由协议向节点 u 发送存在该单向链路的消息, 并且双方均需要一定的机制来维护该链路. 这就意味着除了必要的邻节点发现协议外, 还需要增加额外的开销来维护单向链路.

在上述网络模型的基础上, 下面给出 SMSS 拓扑控制算法.

3 SMSS 拓扑控制算法

SMSS 拓扑控制算法由三个阶段组成: 信息收集、拓扑控制和拓扑维护. 为了便于论述, 下面首先定义本文中的一些概念.

定义 1 (最大功率拓扑). 当网络中的每个节点均使用其最大功率工作时形成的拓扑结构称为最大功率拓扑, 表示为无向图 $G_{\max} = (V(G_{\max}), E(G_{\max}))$, 其中 $V(G_{\max})$ 是网络节点集, $E(G_{\max})$ 是网络链路集, 当节点 u 和 v 使用最大功率可以相互通信时, 那么 u 和 v 之间就存在一条边, 即 $E(G_{\max}) = \{(u, v) \mid p_u^{\max} \geq p(u, v) \text{ 且 } p_v^{\max} \geq p(u, v), u, v \in V(G_{\max})\}$.

定义 2 (可达邻近节点集). 节点 u 的可达邻近节点集 $NBR(u)$ 是指在最大功率拓扑 G_{\max} 中, 它的邻节点组成的集合, 即 $NBR(u) = \{v \mid p_u^{\max} \geq p(u, v)$

且 $p_v^{\max} \geq p(u, v), v \in V(G_{\max})$. $NBR(u)$ 中节点 v 的权值是一个二元组, $w_u(v) = \langle p(u, v), ID(v) \rangle$, 并且对于 $v_1, v_2 \in NBR(u), w_u(v_1) < w_u(v_2) \Leftrightarrow p(u, v_1) < p(u, v_2)$ 或者 $(p(u, v_1) = p(u, v_2))$ 且 $ID(v_1) < ID(v_2)$.

定义 3(邻近节点之间的优于关系). 设节点 m 和 n 是节点 u 的两个可达邻近节点, 即 $m, n \in NBR(u)$, 称节点 m “优于”节点 n 当且仅当 $p_m^{\max} \geq p(m, n) \&\& p_n^{\max} \geq p(m, n) \&\& p(u, m) + p(m, n) + c < p(u, n)$, 其中 c 为接收损耗. 优于关系表示为 $m \xrightarrow[u]{\text{Precede}} n$.

根据定义 3, 若 $m \xrightarrow[u]{\text{Precede}} n$, 则节点 m 在最大功率时可达节点 n , 对称地, 节点 n 在最大功率时也可达节点 m , 并且节点 u 通过节点 m 中继与节点 n 通信比直接与 n 通信消耗的功率小.

3.1 信息收集

为了确定传输功率, 节点 u 首先需要收集其邻近节点的信息. 假设节点 u 在初始加入网络时以最大功率工作, 并广播探测拓扑的请求消息 TD_Req (Topology Discovery Request). TD_Req 中包含节点 u 的 ID、节点位置和最大功率 p_u^{\max} 等信息. 节点 v 收到 TD_Req 后检查条件 $p_v^{\max} \geq p(u, v)$ 是否满足, 如果满足则以 TD_Ack (Topology Discovery Acknowledgement) 消息回应, TD_Ack 同样包括节点 v 的 ID、位置和最大功率 p_v^{\max} 等信息. 当收到 v 的响应信息后, 节点 u 把节点 v 加入到集合 $NBR(u)$ 中.

3.2 拓扑控制

在获得所有邻近节点的信息后, 节点 u 首先对 $NBR(u)$ 中的节点按照权值递增的顺序排序, 即 $NBR(u) = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ 且 $w_u(v_1) < w_u(v_2) < \dots < w_u(v_n)$, 然后按权值递增的顺序遍历 $NBR(u)$, 并根据以下的两个条件确定节点 u 的邻节点集合 $Nbrs(u)$: 1) 对于非邻节点集合 $NonNbrs(u)$ 中的任意节点 n , 在 $Nbrs(u)$ 中存在节点 m “优于” n , 即 $\forall n \in NonNbrs(u), \exists m \in Nbrs(u), m \xrightarrow[u]{\text{Precede}} n$;

2) 在满足条件 1) 的情况下, 最小化 $Nbrs(u)$ 中节点的最大权值.

值得注意的是, 由此确定的邻节点关系不一定是对称的. 例如, $v \in Nbrs(u)$ 但是 $u \notin Nbrs(v)$, 这可能产生一条 u 到 v 的单向链路. 因此在确定了邻节点集合后, 采用对称机制由节点 u 向 $Nbrs(u)$ 中的每个节点 w 发送请求消息 SYM_Req, 该消息中包括节点 u 的 ID 及位置信息. 在收到 u 发送的 SYM_Req 消息后, 节点 w 将确保其最终传输功率 $p(w) \geq p(u, w)$. 最后, 节点 u 的传输功率 $p(u)$ 设定为到 $Nbrs(u)$ 中最远节点需要的功率. SMSS 算法的具体过程如下.

算法 1. SMSS 拓扑控制算法.

Procedure SMSS for Topology Control

For each node u :

1. $Nbrs(u) = NonNbrs(u) = \emptyset$;
2. Find the bidirectional reachable neighborhood $NBR(u)$;
3. Sort all nodes in $NBR(u)$ in increasing order by weight;
4. for each $v, v \in NBR(u)$, in sorted order do
5. if $\exists a \in Nbrs(u), a \xrightarrow[u]{\text{Precede}} v$ then
6. $NonNbrs(u) = NonNbrs(u) \cup \{v\}$;
7. else if $NP(v) \neq \emptyset, NP(v) = \{w | w \in NonNbrs(u) \text{ and } w \xrightarrow[u]{\text{Precede}} v\}$ then
8. Find the node d which has the minimum weight in $NP(v)$;
9. $NonNbrs(u) = NonNbrs(u) - \{d\}$;
10. $Nbrs(u) = Nbrs(u) \cup \{d\}$;
11. $NonNbrs(u) = NonNbrs(u) \cup \{v\}$;
12. else
13. $Nbrs(u) \cup \{v\}$;
14. for each w in $Nbrs(u)$, send a Symmetry Request Message;
15. $p(u) = \max_{a \in Nbrs(u)} p(u, a)$;

例如, 在图 2(a) 所示的简单网络中, 对于节点 1, $NBR(1) = \{2, 3, 4, 6\}$, 算法首先将节点 2 加入到 $Nbrs(1)$ 中, 由于 $2 \xrightarrow[1]{\text{Precede}} 3$ 且 $2 \xrightarrow[1]{\text{Precede}} 4$, 故

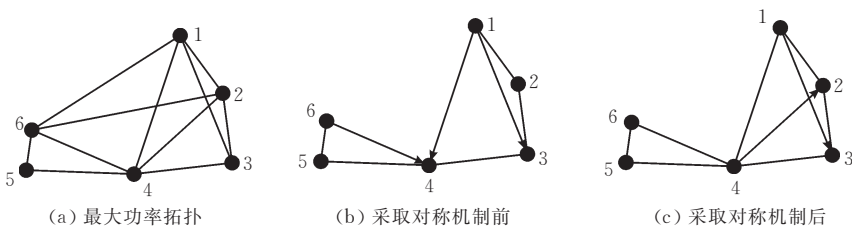


图 2 SMSS 拓扑控制示例

$NonNbrs(1) = \{3, 4\}$, 但是对于节点 6, 由于只有 $4 \xrightarrow[1]{Precede} 6$, 因此算法把节点 4 从 $NonNbrs(1)$ 中取出加入到 $Nbrs(1)$, 最后 $Nbrs(1) = \{2, 4\}$, $NonNbrs(1) = \{3, 6\}$, $p(1) = p(1, 4)$. 图 2(b) 和图 2(c) 分别显示了采取对称机制前、后的拓扑结构, 由此可以看到采用对称机制对于发现邻节点的变化以及随后的拓扑维护是必要的. 例如对于图 2(b) 所示的没有采用对称机制的情况, 假设节点 4 失效, 节点 3 和 5 将发现此事件并重新计算传输功率, 结果为 $p(3) = p(3, 2)$ 以及 $p(5) = p(5, 6)$, 但是由于节点 1 和 6 没有发现此事件, 最终导致网络非连通.

3.3 拓扑维护

“动”是无线 Ad Hoc 网络的一个重要特征, 它有两层含义: 首先, 网络可能是移动的. 其次, 即使没有移动的因素, 它的组成也可能动态变化. 例如, 节点因为电池耗尽、发生故障或被战争摧毁等原因而失效, 而新的节点可能加入到网络中. 拓扑维护是指节点发生变化后需要采取的维护措施, 重新组织节点形成连通的网络. 在移动的无线 Ad Hoc 网络中, 由于任何节点的移动都可能对拓扑的最小能量特性产生影响, 故需要不断地更新和重组网络以维护拓扑的最小能量特性, 这必然造成很大的维护开销. 因此, 如何有效地维护网络的连通性而不是最小能量特性成为拓扑维护的主要任务. 基于上述原因, 本文主要考虑网络的组成发生动态变化(即原节点失效和新节点加入)时的拓扑维护问题.

SMSS 算法的拓扑维护过程如算法 2 所示. 对于节点失效的情况, 当节点 u 发现某个节点 m 失效时, 它将检查 m 是否是它确定的邻节点, 如果是则响应, 重新运行拓扑控制算法. 对于新节点加入的情况, 当节点 u 发现新节点 n 加入网络时, 如果节点 n 是它的一个可达邻近节点且当前邻节点中不存在某个节点“优于”节点 n , 那么响应该事件. 下面证明算法的正确性.

算法 2. SMSS 拓扑维护算法.

Procedure SMSS for Topology Maintenance

For the case of node failure:

1. When node u detects neighbor m fails by Neighbor Discovery Mechanism;
2. if $m \in Nbrs(u)$ then
3. $p(u) = p_u^{\max}$;
4. Run Procedure SMSS for Topology Control;

For the case of node join:

1. When node u detects a new node n joins the network

by Neighbor Discovery Mechanism;

2. if $p_n^{\max} \geq p(u, n)$ and $\nexists v \in Nbrs(u), v \xrightarrow[u]{Precede} n$ then
3. $p(u) = p_u^{\max}$;
4. Run Procedure SMSS for Topology Control;

3.4 正确性证明

设最大功率拓扑为 $G_{\max} = (V(G_{\max}), E(G_{\max}))$, 而 $G = (V(G), E(G))$ 是 SMSS 拓扑控制算法导出的拓扑结构, 其中 $V(G) = V(G_{\max}), E(G) = \{(u, v) \mid p(u) \geq p(u, v) \text{ 且 } p(v) \geq p(u, v), u, v \in V(G)\}$, 那么有以下定理.

定理 1. 若 G_{\max} 是连通的, 则 G 也是连通的且具有最小能量特性.

证明. 根据最小能量特性的定义, 具有最小能量特性的网络必然是连通的, 因此只要证明 G 具有最小能量特性即可. 对于 $\forall u, v \in V(G_{\max})$, 设 $LP(u, v) = (u = u_0, u_1, \dots, u_{n-1}, u_n = v)$ 是 G_{\max} 中节点 u 和 v 之间的最小能量路径, 我们证明 $(u_i, u_{i+1}) \in E(G)$, $i = 0, 1, \dots, n-1$. 考虑该路径中的任一节点 u_i , 由于 $(u_i, u_{i+1}) \in E(G_{\max})$, 故 $u_{i+1} \in NBR(u_i)$. 如果 $u_{i+1} \in Nbrs(u_i)$, 那么 $(u_i, u_{i+1}) \in E(G)$; 反之 $u_{i+1} \in NonNbrs(u_i)$, 即 $\exists a \in Nbrs(u_i), a \xrightarrow[u_i]{Precede} u_{i+1}$. 根据定义 3, 有 $(u_i, a), (a, u_{i+1}) \in E(G_{\max})$, 并且 $C(u_i, a, u_{i+1}) < C(u_i, u_{i+1})$, 因此将链路 (u_i, u_{i+1}) 替换成路径 (u_i, a, u_{i+1}) 将获得一条比 $LP_{G_{\max}}(u, v)$ 能量消耗更小的路径, 与假设矛盾. 于是有 $u_{i+1} \in Nbrs(u_i), (u_i, u_{i+1}) \in E(G), i = 0, 1, \dots, n-1$. 证毕.

定义 4(性质的单调性). 设拓扑结构 G 具有性质 \mathbf{P} , 如果增加某些节点的功率后导出的拓扑结构仍然具有性质 \mathbf{P} , 那么称性质 \mathbf{P} 是单调的^[16].

显然, 连通性和最小能量特性都是单调的.

设网络动态变化后的最大功率拓扑为 $G_{\max}^* = (V(G_{\max}^*), E(G_{\max}^*))$, 而 $G^* = (V(G^*), E(G^*))$ 是 SMSS 拓扑维护算法导出的拓扑结构, 其中 $V(G^*) = V(G_{\max}^*), E(G^*) = \{(u, v) \mid p(u) \geq p(u, v) \text{ 且 } p(v) \geq p(u, v), u, v \in V(G^*)\}$, 那么有以下定理.

定理 2. 若 G_{\max}^* 是连通的, 则 G^* 也是连通的且具有最小能量特性.

证明. 设节点 v 是变化(失效或者增加)的节点. 显然, 如果 $NBR(v)$ 中所有的节点重新运行拓扑控制算法, 那么根据定理 1, 维护后的拓扑必然维护了连通性和最小能量特性. 我们称这种拓扑维护方法为全部响应方案, 响应节点 u 计算出的邻节点集记为 $Nbrs^*(u)$, 功率记为 $p^*(u)$. 设 SMSS 响应节

点 v 变化的节点集为 $R(v)$, 则 $R(v) \subseteq NBR(v)$. 如果 $\forall u \in NBR(v)$, 有 $p(u) \geq p^*(u)$, 那么根据定义 4, SMSS 拓扑维护算法导出的拓扑也是连通的且具有最小能量特性.

1) 对于节点 v 失效的情况:

此时的最大功率拓扑 G_{\max}^* 等于从 G_{\max} 中删去节点 v 以及所有与 v 相关联的边. 对于 $\forall u \in NBR(v)$, 有以下两种情况:

a) 若 $u \in R(v)$, 则 $p^*(u) = p(u)$;

b) 若 $u \notin R(v)$, 则 $v \notin Nbrs(u)$. 根据 SMSS 拓扑控制算法, 有 $\forall n \in NonNbrs(u)$, $\exists m \in Nbrs(u)$, $m \xrightarrow[u]{Precede} n$. 由于 $v \notin Nbrs(u)$, 故节点 v 失效后, 与 $Nbrs(u)$ 相比, $Nbrs^*(u)$ 中节点最大的权值只可能不变, 或者减小, 但不会增大, 于是 $p^*(u) \leq p(u)$. 我们以一个例子来说明节点最大权值减小的情况. 假设 u 在最大功率拓扑中有 4 个邻节点, $NBR(u) = \{1, 2, 3, 4\}$, $w_u(1) < w_u(2) < w_u(3) < w_u(4)$, 并且它们之间的关系为: 1“优于”2 和 4, 2“优于”3. 根据 SMSS 拓扑控制算法, $Nbrs(u) = \{1, 2\}$, $NonNbrs(u) = \{3, 4\}$, $p(u) = p(u, 2)$. 假设节点 3 失效, 根据 SMSS 拓扑维护算法, u 将不响应该事件. 对于全部响应方案, 此时 $NBR(u) = \{1, 2, 4\}$, 由于 1“优于”2 和 4, 得到 $Nbrs^*(u) = \{1\}$, $NonNbrs^*(u) = \{2, 4\}$, $p^*(u) = p(u, 1)$, $p^*(u) < p(u)$.

因此, 对于 $\forall u \in NBR(v)$, 有 $p(u) \geq p^*(u)$.

2) 对于增加节点 v 的情况:

此时的最大功率拓扑 G_{\max}^* 等于在 G_{\max} 中增加节点 v 以及所有与 v 相关联的边. 基于 1) 同样的分析, 可以证明 $p(u) \geq p^*(u)$, $\forall u \in NBR(v)$.

综上所述, SMSS 拓扑维护算法导出的拓扑也是连通的且具有最小能量特性. 证毕.

4 讨 论

1) 在算法的计算复杂性方面, 设 $V = |NBR(u)|$, 节点 u 执行 SMSS 算法中的排序需要 $O(V \log V)$ 计算时间, 确定邻节点最多需要 $O(V^2)$ 时间, 所以整个算法需要 $O(V^2)$ 时间, 这与 SMECN 算法需要 $O(V^2)$ 时间相同, 而文献 [8] 提出的算法 (称之为 MECN) 则需要 $O(V^3)$ 时间.

2) 与 MECN 算法相比, SMSS 算法确定的传输功率不超过 MECN 算法确定的传输功率. 为了便于比较, 我们以优于关系表示 MECN 算法确定的邻节

点集需要满足的条件: (1) $\forall w \in NonNbrs(u)$, $\exists v \in Nbrs(u)$, $v \xrightarrow[u]{Precede} w$; (2) 对于 $\forall m, n \in Nbrs(u)$, 不存在 $m \xrightarrow[u]{Precede} n$ 或者 $n \xrightarrow[u]{Precede} m$. 由于 SMSS

算法确定的邻节点集只需满足条件 1, 并且它按照节点权值递增的顺序确定邻节点, 故 SMSS 算法确定的传输功率不超过 MECN 算法确定的传输功率. 例如, 对于图 1(b) 所示的情况, MECN 算法确定的邻节点集为 $\{v, t\}$, 传输功率为 $p(u, t)$, 而 SMSS 算法确定的邻节点集为 $\{v, w\}$, 传输功率为 $p(u, w)$, $p(u, w) < p(u, t)$.

3) SMECN^[7] 算法确定的邻节点集 $N(u)$ 是 MECN 算法的一个子集, 然而它确定的传输功率 $p(u)$ 需要覆盖直接传输区域 $R_F(u)$, 这导致了半封闭节点的出现. 值得注意的是, $p(u)$ 是 SMECN 拓扑维护的必要条件, 如果把 $p(u)$ 也设定为到达 $N(u)$ 中离 u 最远的节点需要的功率, 那么虽然拓扑控制后的网络具有连通性和最小能量特性, 但是当拓扑变化后, 均无法维护这两种性质. 以图 2(a) 所示的网络为例, 当 $p(u)$ 设定为到达 $N(u)$ 中离 u 最远的节点需要的功率时, 形成的拓扑结构为 $\{(1, 2), (2, 3), (3, 4), (4, 5), (5, 6)\}$, 当节点 4 失效后, 节点 3 和 5 发现该事件并响应, 最终形成的拓扑为 $\{(1, 2), (2, 3), (5, 6)\}$, 它是非连通的网络. 另外, 虽然 SMECN 以递增功率的方式来搜索和确定邻节点 (可能会导致网络在某些时候非连通), 并且在搜索功率能够覆盖直接传输区域时就停止搜索, 以此来减少信息收集时的功率消耗, 但是我们认为拓扑控制后确定的工作功率对于节省电能更重要, 因为节点将长时间以此功率来传输分组, 周期性地运行邻节点发现协议以检测网络的变化等.

4) SMSS 拓扑维护算法是一个严格的分布式响应的拓扑维护算法, 也就是说, 只有检测到网络变化的节点才响应该事件, 并且响应后的拓扑具有发生变化前拓扑具有的性质. 由于通过计算中继区域以及节点的位置来确定邻节点, MECN 和 SMECN 算法都只适用于同质的网络, 而从前面对 SMSS 算法的描述过程中可以看到, SMSS 算法并不需要节点具有相同最大功率的假设, 并且在确定邻近节点关系时已经考虑了节点的可达性, 因此对于异质网络, SMSS 控制和维护后的拓扑仍具有连通性和最小能量特性. 最后, 由于网络中节点的运行是异步的, 因此在拓扑控制时可能出现收集的信息不完全的情

况,对于这种情况,节点可以在拓扑控制后根据拓扑维护算法得到精确结果.

5 仿真研究

为了验证 SMSS 的有效性,我们对不同节点密度的无线网络进行了仿真,并且与 SMECN 进行比较.仿真的区域为 $2000\text{m} \times 2000\text{m}$,节点数从 30 个到 210 个,节点在仿真区域中均匀随机分布.仿真采用了文献[7]的仿真参数:节点的最大传输半径为 500m ,双线无线传播模型,即功率衰减系数 β 为 4,发送天线和接收天线的增益均为 0dB 、高度均为 1.5m ,接收阈值为 -94dBW ,接收损耗 c 等于 0 或者 20mW .对于每个特定的节点数(例如 30 个),随机生成 20 种网络场景.对于每个网络场景,分别运行 SMECN 和 SMSS 拓扑控制算法,然后随机地失

效(增加)某个节点,分别运行 SMECN 和 SMSS 拓扑维护算法,重复此过程直到失效(增加)的节点数占网络原有节点数的 20%时(或者网络已经无法连通时)停止,统计它的仿真结果.

为了验证 SMSS 的最小能量特性,在每次拓扑控制或拓扑维护后,运行 Floyd 算法^[17]分别计算 SMECN 和 SMSS 的功率扩展因子^[15,18-19].假设图 G 表示 SMECN 或者 SMSS 导出的拓扑, G_{\max} 表示最大功率拓扑, $LP_G(u, v)$ 和 $LP_{G_{\max}}(u, v)$ 分别表示在图 G 和 G_{\max} 中节点 u 与节点 v 之间最小能量路径,那么图 G 相对于图 G_{\max} 的功率扩展因子定义为

$$\rho_G = \max_{u, v \in V(G)} (C(LP_G(u, v)) / C(LP_{G_{\max}}(u, v))) \quad (3)$$

由于 $G \subseteq G_{\max}$,故有 $\rho_G \geq 1$.当 G 具有最小能量性时,其功率扩展因子 $\rho_G = 1$.仿真结果表明 SMECN 和 SMSS 在所有仿真中的功率扩展因子均为 1.

表 1 平均节点度

节点数	G_{\max}	节点度							
		$c=0$				$c=20\text{mW}$			
		SMECN	G_{SMECN}	SMSS	G_{SMSS}	SMECN	G_{SMECN}	SMSS	G_{SMSS}
30	4.56	2.57	4.04	2.67	2.95	2.59	4.05	2.68	2.96
60	8.91	2.93	5.22	3.21	3.85	3.00	5.29	3.26	3.87
90	14.39	3.00	5.62	3.33	4.06	3.20	5.75	3.46	4.11
120	17.98	3.05	5.67	3.40	4.20	3.36	5.88	3.60	4.29
150	25.09	3.07	5.79	3.45	4.24	3.63	6.19	3.83	4.41
180	29.45	3.11	5.80	3.49	4.30	3.86	6.31	4.02	4.54
210	33.78	3.13	5.90	3.48	4.36	4.06	6.52	4.20	4.69

表 1 给出了最大功率拓扑 G_{\max} 的平均节点度、SMECN 和 SMSS 算法确定的节点度以及按照算法确定的功率实际导出拓扑的节点度.其中, G_{SMECN} 和 G_{SMSS} 分别表示 SMECN 和 SMSS 实际导出的拓扑.节点度是衡量拓扑控制算法的一个重要指标.节点度小有利于空间的重利用,提高网络的容量,减少分组碰撞的概率.当没有采用拓扑控制机制时,随着节点密度的增加,节点度以近似节点增长的倍数快速地增加,如表 1 中的 G_{\max} 栏所示.SMECN 算法确定的节点度在 $c=0$ 和 $c=20\text{mW}$ 两种情况下均小于 SMSS,但二者之间相差最多不超过 0.4.从 SMECN 和 G_{SMECN} 栏的对比中可以看出,实际导出的节点度比算法确定的节点度有较大的增加.例如,除了 30 个节点的情况外, G_{SMECN} 节点度比算法确定的节点度至少大 2.这一方面是由于网络中存在一定数量的半封闭节点,另一方面是由于 SMECN 确定的传输功率效率低.与 SMECN 相比,SMSS 算法与其实际导出的拓扑之间有较好的一致性,二者之间最大差距也不超过 1,并且 SMSS 实际导出的拓

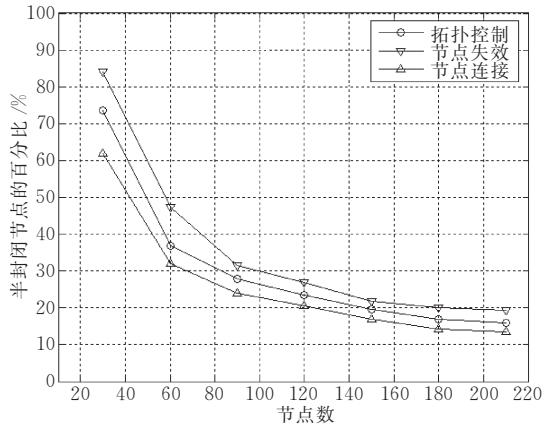
扑节点度在所有情况下均优于 SMECN 实际的节点度, G_{SMSS} 的节点度只是 G_{SMECN} 的 70%~75%.另外,当考虑了接收损耗时,SMECN 和 SMSS 的节点度都有一定程度的增加,这是因为引入接收损耗使得 SMECN 计算的直接传输区域变大,同样它也改变了 SMSS 中邻近节点之间的优于关系,因此随着接收损耗的增加,这两种算法确定的传输功率也将增大,而 SMSS 的增加幅度要比 SMECN 小.

图 3(a)给出了 $c=0$ 时,SMECN 算法在拓扑控制和维护后半封闭节点数所占的比例, $c=20\text{mW}$ 时的结果与此类似.从图中可以看出,SMECN 算法的半封闭节点数随着节点密度的增加而减少.例如,当网络中只有 30 个节点时,半封闭节点的比例高达 70%以上,即使在 210 个节点时,仍有 15%的半封闭节点.半封闭节点大多出现在网络的边缘,也就是说,节点的位置和其邻近节点的分布对 SMECN 有着较大的影响.拓扑维护后的结果进一步说明了 SMECN 算法的半封闭节点数与节点密度的关系.

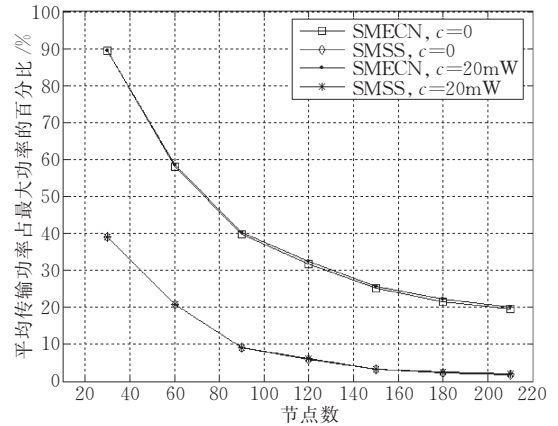
图 3(b)和图 3(c)分别从两个不同的侧面反映

了算法确定的传输功率的效率. 图 3(b)显示了节点平均传输功率占最大功率的百分比, 称之为 EER (Expended Energy Ratio)^[20]. 从图 3(b)的结果可以看出, SMSS 确定的传输功率要远远优于 SMECN. SMSS 在所有情况下确定的传输功率都不超过最大功率的 40%, 当网络中的节点数大于 90 时, 其确定的传输功率不超过最大功率的 10%, 而 SMECN 即使在节点密度最大时也将使用约 20% 的

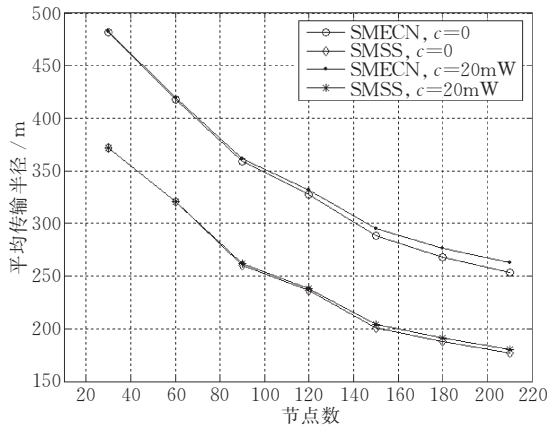
最大功率, 在低节点密度情况下(节点数小于 90), SMECN 使用了 40% 以上的最大功率. 图 3(c)则更直观地显示了两种算法确定的传输半径, 当节点数小于或等于 90 时, SMSS 的传输半径约是 SMECN 的 75%, 当节点数大于 90 时, SMSS 的传输半径约是 SMECN 的 70%. 从图 3(b)和图 3(c)也可以看出, 接收损耗对两种算法有一定程度的影响, 但是影响不大.



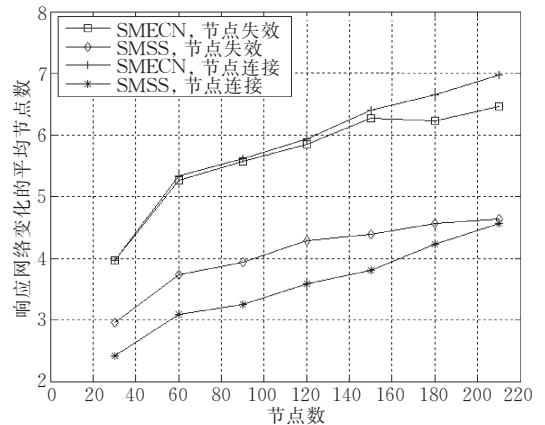
(a) SMECN 半封闭节点数的比例



(b) 节点平均传输功率占最大功率的百分比



(c) 节点平均传输半径



(d) 响应网络变化的平均节点数

图 3 SMSS 和 SMECN 性能比较

SMSS 拓扑控制和维护的开销主要包括计算开销和通信开销. 在通信开销方面主要包括收集邻节点的信息以及检测邻节点的变化, 而路由协议包含这些功能, 用于寻找路由和维护路由, 例如本文使用的邻节点发现协议 TND 是路由协议 TBRPF (Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding)^[12] 的一个模块, 路由协议如 AODV^[13] 也有相应的功能, 因此, 拓扑控制和维护所需的邻节点信息可以直接从相应的路由协议得到. 拓扑控制与路由协议的区别在于, 拓扑控制通过调节节点的功率构建了一个新的连通网络, 而路由协议则负责在这样的网络上寻找和维护路由, 因此更确切地说, 拓

扑控制是从系统的角度来优化整个网络的结构和性能, 它构造和维护的网络拓扑是路由协议工作的基础. 此外, 由于无线 Ad Hoc 网络是动态的, 故拓扑控制必须考虑维护问题, 并且尽量减少维护的开销. 维护的开销一般与响应拓扑变化的节点数成正比. 参与拓扑维护的节点数少说明拓扑维护需要的通信开销和计算开销低, 或者说节点的变化对全网造成的影响小. 图 3(d) 显示了 $c=20\text{mW}$ 时平均响应网络变化的节点数. SMSS 无论在节点失效时还是在增加新节点时响应拓扑变化的节点数都小于 SMECN. 对于节点失效的情况, SMSS 平均响应节点数约为 SMECN 的 70%, 而对于增加节点的情

况, SMSS 平均响应节点数约为 SMECN 的 60%。这主要是因为 SMSS 确定的传输功率的效率比 SMECN 高, 导出的拓扑具有较小的节点度。

6 结 论

如何节省节点的电能是无线 Ad Hoc 网络设计的主要问题。拓扑控制通过调节节点的传输功率能够优化网络的性能, 减少节点的功率消耗, 延长网络的生存时间。由于无线 Ad Hoc 网络的动态性, 如何有效地维护网络的连通性以及维护网络必要的特性是设计拓扑控制算法的一个主要问题。本文提出了一个分布式的拓扑控制算法, 由算法产生的拓扑结构具有最小能量特性, 而且在网络的组成发生动态变化时, 算法能够有效地维护网络的连通性和最小能量特性。该算法不仅适用于同质的无线 Ad Hoc 网络, 而且也适用于异质的网络。仿真研究表明, 所提出的算法在平均节点度、传输功率的效率以及平均响应拓扑变化的节点数方面均优于 SMECN 算法。

也可以进一步将 SMSS 算法推广应用于移动 Ad Hoc 网络的拓扑控制。这是因为节点的移动过程可以看成网络中消失一个节点, 又增加成为网络中的一个新节点。对于移动 Ad Hoc 网络, 由于任意节点的移动都可能会影响到网络的最小能量特性, 故拓扑控制算法应主要保证网络的连通性, 在此基础上尽可能优化网络的传输路径, 这是我们正在研究的问题。

参 考 文 献

- [1] Goldsmith A J, Wicker S B. Design challenges for energy-constrained Ad Hoc wireless networks. *IEEE Wireless Communications*, 2002, 9(4): 8-27
- [2] Shen C-C, Srisathapornphat C, Jaikao C. An adaptive management architecture for Ad Hoc networks. *IEEE Communications Magazine*, 2003, 41(2): 108-115
- [3] Shen C-C, Srisathapornphat C, Liu R et al. CLTC: A cluster-based topology control framework for Ad Hoc networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2004, 3(1): 18-32
- [4] Ramanathan R, Rosales-Hain R. Topology control of multi-hop wireless networks using transmit power adjustment// *Proceedings of the IEEE INFOCOM*. Tel-Aviv, Israel, 2000: 404-413
- [5] Li N, J Hou C, Sha L. Design and analysis of an MST-Based topology control algorithm// *Proceedings of IEEE INFOCOM*. San Francisco, 2003: 1702-1712
- [6] Santi P, Blough D M. The critical transmitting range for connectivity in sparse wireless Ad Hoc networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2003, 2(1): 25-39
- [7] Li L, Halpern J Y. A minimum-energy path-preserving topology-control algorithm. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2004, 3(3): 910-921
- [8] Rodoplu V, Meng T H. Minimum energy mobile wireless networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 1999, 17(8): 1333-1344
- [9] Li X-Y, Wan P-J. Constructing minimum energy mobile wireless networks// *Proceedings of ACM MOBIHOC*. Long Beach, 2001: 283-286
- [10] Liu J, Li B. Distributed topology control in wireless sensor networks with asymmetric links// *Proceedings of IEEE GLOBECOM*. San Francisco, 2003: 1257-1262
- [11] Rappaport T S. *Wireless Communications: Principles and Practice*. 2nd edition. Beijing: Publishing House of Electronics Industry, 2004
- [12] Ogier R, Lewis M, Templin F. Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding (TBRPF). *MANET Internet Draft*, 2003
- [13] Perkins C, Belding-Royer E, Das S. Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) routing. RFC3651, 2003
- [14] Cheng X, Narahari B, Simha R, Cheng M X, Liu D. Strong minimum energy topology in wireless sensor networks: NP-Completeness and heuristics. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2003, 2(3): 248-256
- [15] Wang S-C, Wei D S L, Kuo S-Y. A topology control algorithm for constructing power efficient wireless Ad Hoc networks// *Proceedings of IEEE GLOBECOM*. San Francisco, 2003: 1290-1295
- [16] Lloyd E L, Liu R, Marathe M V, Ramanathan R, Ravi S S. Algorithmic aspects of topology control problems for Ad Hoc networks// *Proceedings of ACM MOBIHOC*. Lausanne, 2002: 123-134
- [17] Sedgewick Robert. *Algorithms in C Parts 5: Graph Algorithms (3rd edition)*. Beijing: China Electric Power Press, 2003
- [18] Li X-Y, Wan P-J, Wang Y. Power efficient and sparse spanner for wireless Ad Hoc networks// *Proceedings of the 10th International Conference on Computer Communications and Networks*. Scottsdale, Arizona, 2001: 564-567
- [19] Li X-Y, Wan P-J, Song W-Z, Frieder O. Sparse power efficient topology for wireless networks// *Proceedings of the 35th Annual Hawaii International Conference on System Sciences*. Hawaii, 2002: 3839-3848
- [20] Hajiaghayi M, Immorlica N, Mirrokni V S. Power optimization in fault-tolerant topology control algorithms for wireless multi-hop networks// *Proceedings of ACM MOBICOM*. San Diego, 2003: 300-312



SHEN Zhong, born in 1969, Ph.D., lecturer. His research interests include wireless Ad Hoc networks and topology management.

CHANG Yi-Lin, born in 1944, professor, Ph.D. supervisor. His research interests include network management and multimedia communications.

CUI Can, born in 1967, senior engineer. His research interests focus on network management.

ZHANG Xin, born in 1968, associate professor. Her research interests focus on fault management.

Background

A wireless Ad Hoc network is a collection of wireless nodes that are self-configured to form a network without the aid of any established infrastructure. Wireless Ad Hoc networks are used in situations where temporary network connectivity is needed. The wireless Ad Hoc network topology has a significant effect on the performance of network. Topology control deals with how to assign the transmission power of each node so that the resulting graph satisfies some specified properties. The importance of topology control lies in the fact that it can conserve battery energy, reduce radio interference and increase spatial reuse of wireless bandwidth.

Since the basic components of Ad Hoc wireless networks are mostly battery-operated device, power conservation is one of the key issues of such networks. In an Ad Hoc network, a packet typically needs to be relayed by several hosts before reaching its final destination. Therefore, it is desirable for topology control algorithms to construct a sub-network that preserves a minimum-energy path between every pair of nodes, which can also facilitate power-aware routing protocols to efficiently find energy-efficient routes between two communication nodes. In addition, since the topology of a wireless network is usually changeable, it is imperative for

the algorithms to maintain such property with as little overhead as possible when the network changes dynamically.

The main contribution of this paper is to propose a topology control algorithm for constructing a minimum-energy path-preserving spanning subgraph for a wireless Ad Hoc network. Not only does the constructed topology preserve a minimum-energy path between every pair of nodes, but the entire network connectivity and the global minimum-energy path property can be efficiently maintained in a responsive manner as the network changes dynamically. That is, only those nodes that detect network changes may need to rerun the topology control algorithm, and the maintained topology preserves the global minimum-energy path property. Although several topology control algorithms have been proposed to construct a subgraph that has minimum-energy property, most of them don't have such self-maintainable capability except the algorithm based on direct-transmission region (called SMECN). Therefore, the authors compare their algorithm with SMECN and simulation results show that their algorithm achieves considerably better performance than SMECN in terms of average node degree, power efficiency and the number of responding nodes to a topological change.