

## 一种基于最短路径树的无线 Ad hoc 网络拓扑维护算法

沈 中 常义林 崔 灿 张 新

(西安电子科技大学综合业务网国家重点实验室 西安 710071)

**摘 要:** 该文主要研究了无线 Ad hoc 网络中节点失效的情况下, 如何维护网络的连通性和拓扑的性能, 并且尽可能地降低拓扑维护的开销。提出了基于最短路径树的拓扑维护算法。该算法在拓扑变化时首先触发失效节点的邻节点响应(即重新运行拓扑控制算法), 在不增加额外通信开销的情况下, 响应的节点根据相互发送的 Hello 分组来判断网络是否连通; 如果不能确定网络是连通的, 再触发失效节点的其它可达邻近节点响应。仿真研究表明, 算法显著地减少了拓扑维护的开销, 维护后的拓扑结构在功率有效性和功率扩展因子等方面也取得了好的性能。

**关键词:** 无线 Ad hoc 网络; 拓扑维护; 拓扑控制

中图分类号: TN915.07

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2007)02-0323-05

## A Topology Maintenance Algorithm Based on Shortest Path Tree for Wireless Ad hoc Networks

Shen Zhong Chang Yi-lin Cui Can Zhang Xin

(National Key Lab of Integrated Service Network, Xidian University, Xi'an 710071, China)

**Abstract:** This paper focuses on how to maintain the wireless network connectivity and performance while reducing the maintenance overhead as some nodes fail. A topology maintenance algorithm based on the shortest path tree is proposed. In this algorithm, the neighbors of a faulty node are first triggered to respond (i.e., rerun the topology control algorithm). Without extra communication overhead, each responding node determines the network connectivity by the contents of Hello messages sent by its neighbors. If the responding nodes could not ensure that the network is connected, the other reachable nodes from the fault node are further triggered. Simulation results show that the proposed scheme can efficiently maintain the network connectivity with low overhead and achieve acceptable performance in terms of both power efficiency and power stretch factor.

**Key words:** Wireless Ad hoc networks; Topology maintenance; Topology control

### 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<sup>[1]</sup>。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, 非常密集的拓扑不利于带宽空间重利用, 从而减小网络的容量<sup>[2]</sup>。拓扑管理和控制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, 节省节点的功率和延长网络的生存时间<sup>[2,3]</sup>。

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。文献[4-7]主要讨论了创建具有最小能量特性(minimum-energy property)的拓扑问题, 即新的拓扑结构  $G$  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需要的功率最小。最小能量特性可以减少分组传输时延, 节省节点的功率, 提高网络的吞吐率。基于中继区域的计算, 文献[4]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[5]和文献[6]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[7]提出了基于最短路径树的拓扑控制(Shortest Path Tree based Topology Control, SPTTC)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。在以上的算法中, 只有文献[6]提出的算法 SMECN 可以自维护网络的最小能量特性, 即只需要发现网

络变化的节点重新运行SMECN算法就可以维护网络的最小能量特性。与SMECN相比, SPTTC算法具有较高的功率有效性(见第 5 节), 但是为了维护最小能量特性需要较大的开销。本文在理论分析的基础上, 为SPTTC算法提出了一个分布式的维护算法, 并通过仿真研究验证了算法的有效性。

## 2 网络模型和定义

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。每个节点配备有GPS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  $\beta$  次方衰减,  $\beta \geq 2$ ,  $\beta$  取决于无线传播模型。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  $p(u, v) = td(u, v)^\beta$ 。假设传输介质是对称的, 则  $p(u, v) = p(v, u)$ 。

节点通过邻节点发现协议(如TND(TBRPF Neighbor Discovery)<sup>[8]</sup>)发现其邻节点。在邻节点发现协议中, 节点周期性地广播Hello分组以确定它们之间链路的状态(如断开链路、单向链路、双向链路), Hello消息中包括节点ID、位置以及其邻节点信息。由于目前的MAC层协议如IEEE 802.11和S-MAC, 路由协议如AODV都只考虑双向链路, 而且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<sup>[9]</sup>, 故本文在拓扑控制和维护时不考虑单向链路。

为了便于论述, 下面首先定义一些本文使用的概念。

**定义 1** (双向可达邻近节点集) 双向可达邻近节点集  $NBR(u)$  是指在最大功率拓扑  $G_{\max}$  中, 节点  $u$  的邻节点组成的集合, 即  $NBR(u) = \{v \mid p_u^{\max} \geq p(u, v) \text{ and } p_v^{\max} \geq p(u, v)\}$ 。

**定义 2** (最短路径) 设  $r = (u = u_0, u_1, \dots, u_{n-1}, u_n = v)$  为从  $u$  到  $v$  的任意一条路径, 其权值  $w(r) = \sum_{i=0}^{n-1} p(u_i, u_{i+1})$ 。在所有从  $u$  到  $v$  的路径中具有最小权值的路径称为最短路径。

基于本文假设的网络模型, 下面首先对SPTTC<sup>[7]</sup>进行理论分析, 然后讨论SPTTC控制后的拓扑维护。

## 3 SPTTC 算法分析

SPTTC算法包括两个阶段: 获得本地拓扑信息和确定传输功率。网络初始时, 节点  $u$  以其最大功率  $P_u^{\max}$  运行邻节点发现协议, 通过与邻近节点之间交换信息, 节点  $u$  可以建立其本地最大功率拓扑结构, 用一个无向加权图  $G_u^{\max}$  表示, 其中  $V(G_u^{\max}) = NBR(u) \cup \{u\}$ ,  $E(G_u^{\max}) = \{(j, k) \mid (j, k) \in E(G_{\max}), j, k \in V(G_u^{\max})\}$ , 权值函数  $w: E(G_u^{\max}) \rightarrow R$ ,  $w(j, k) = p(j, k)$ 。根据  $G_u^{\max}$ , 节点  $u$  执行单源最短路径算法<sup>[10]</sup>(如Dijkstra算法)求出以它为根的最短路径树, 然后把功率

设定为到达树中最远的一跳子节点所需的功率。值得注意的是, 如果  $G_u^{\max}$  中有多条链路具有相同的权值, 那么节点  $u$  求出的最短路径树不是唯一的。为了保证最短路径树的唯一性, 可以根据节点ID号的唯一性来比较链路的权值。

**定义 3** (拓扑结构) 由 SPTTC 算法导出的拓扑为有向图  $\vec{G} = (V(\vec{G}), E(\vec{G}))$ , 其中  $V(\vec{G}) = V(G_{\max})$ ,  $E(\vec{G}) = \{(u, v) \mid P_u \geq p(u, v), u, v \in V(\vec{G})\}$ 。去掉  $\vec{G}$  中所有单向链路后的拓扑为无向图  $G = (V(G), E(G))$ , 其中  $V(G) = V(\vec{G})$ ,  $E(G) = \{(u, v) \mid P_u \geq p(u, v) \text{ and } P_v \geq p(u, v), u, v \in V(G)\}$ 。

**引理 1** 设  $\overline{PATH}_{\vec{G}}(u, v)$  和  $PATH_G(u, v)$  分别表示图  $\vec{G}$  和  $G$  中节点  $u$  到节点  $v$  的一条路径。若  $(u, v) \in E(G_{\max})$ , 则  $\exists PATH_G(u, v)$ 。

**证明** 我们用归纳法证明。把  $G_{\max}$  中的边按照权值递增的顺序排列, 即  $w(u_1, v_1) < w(u_2, v_2) < \dots < w(u_n, v_n)$ 。

(1) 当  $i = 1$  时, 由于  $(u_1, v_1)$  具有最小的权值, 故根据 SPTTC 控制算法显然有  $PATH_G(u_1, v_1)$ 。

(2) 假设对于  $(u_i, v_i)$ ,  $i = 1, 2, \dots, k-1$ , 有  $PATH_G(u_i, v_i)$ 。现证明对于  $(u_k, v_k)$  同样有  $PATH_G(u_k, v_k)$ 。如果  $(u_k, v_k) \in E(G)$ , 显然有  $PATH_G(u_k, v_k)$ ; 反之存在  $(u_k, v_k) \notin E(\vec{G})$ , 或者  $(v_k, u_k) \notin E(\vec{G})$ , 或者两种情况均存在。不失一般性, 假设  $(u_k, v_k) \notin E(\vec{G})$ 。根据 SPTTC, 由于  $(u_k, v_k) \in E(G_{\max})$ , 故在以  $u_k$  为根的最短路径树中存在唯一的路径  $p = (u_k = u_0, u_1, u_2, \dots, u_l = v_k)$ 。根据最短路径树的性质有  $w(u_i, u_{i+1}) < w(u_k, v_k)$ , 而根据归纳假设有  $PATH_G(u_i, u_{i+1})$ ,  $i = 0, 1, 2, \dots, l-1$ , 从而有  $PATH_G(u_k, v_k)$ 。证毕

引理 1 说明了如果在最大功率拓扑中两个节点之间存在一条双向链路, 那么在拓扑控制后它们之间存在一条由双向链路构成的路径。

**性质 1** 如果  $G_{\max}$  是连通的, 那么拓扑  $\vec{G}$  是强连通的, 即任意两个节点  $u$  和  $v$  之间存在  $\overline{PATH}_{\vec{G}}(u, v)$ 。

**证明** 我们用反证法证明。假设  $\vec{G}$  不是强连通的, 则必然存在一对节点  $u$  和  $v$ , 使得  $(u, v) \in E(G_{\max})$  且  $\nexists \overline{PATH}_{\vec{G}}(u, v)$ , 否则  $\vec{G}$  是强连通的。由于  $(u, v) \in E(G_{\max})$ , 根据引理 1, 有  $PATH_G(u, v)$ 。由于  $G \subseteq \vec{G}$ , 故与假设矛盾。证毕

**性质 2** 如果  $G_{\max}$  是连通的, 那么  $G$  也是连通的。

**证明** 根据引理 1, 性质 2 显然成立。证毕

性质 2 进一步说明了 SPTTC 导出的拓扑具有的属性: 即使忽略所有的单向链路, 网络仍然是连通的。性质 2 也为拓扑维护奠定了基础, 而且希望维护后的网络同样具有连通性。

## 4 节点失效后的拓扑维护

拓扑维护是指网络中的节点发生变化后需要采取的措施, 重新组织节点形成连通的网络。拓扑维护算法的开销和维护后网络拓扑的性能是拓扑维护的两个主要问题。本文主要讨论当节点失效的情况下, 如何以较小的开销维护网络的连通性。

假设节点 $m$ 失效,那么由于 $m$ 的失效可能造成网络分区。对于 $\forall u \in NBR(m)$ ,假设节点 $u$ 存储了拓扑控制前的本地最大功率拓扑信息,文献[11]指出,当 $u$ 收到节点 $m$ 失效的消息后,更新 $G_u^{\max}$ 为 $G_u^{\max} - \{m\}$ ,重新计算 $G_u^{\max}$ 的最短路径树并调整其功率值来维护网络的连通性,我们称此拓扑维护方案为STMA(Scheme for Topology Maintenance by All bidirectional reachable nodes)。然而,STMA存在以下问题。首先,在拓扑控制后,并非集合 $NBR(m)$ 中的所有节点均能检测到失效事件,这是因为拓扑控制后它们其中大部分节点不再是节点 $m$ 的邻节点,因此需要通过某种机制(如主动通知、广播/多播或路由更新)通知节点 $m$ 失效的消息,这造成了很大的通信开销;其次,当无线Ad hoc网络的节点密度大时(如传感网络),一个节点的失效将影响许多节点重新计算和调整功率。

根据前面的分析,本文提出了一种分阶段拓扑维护方案为STMP(Scheme for Topology Maintenance in two Phases)。假设 $N_G(m)$ 表示拓扑控制后节点 $m$ 的双向邻节点集, $N_G(m) = \{n | (m, n) \in E(G), n \in V(G)\}$ ,有 $N_G(m) \subseteq NBR(m)$ 。当节点 $m$ 失效时, $N_G(m)$ 中的节点将发现此事件。这些节点首先将功率调整到最大,防止网络分区,然后通过邻节点发现协议得到当前的本地拓扑信息,最后根据计算的最短路径树调整功率。设响应后的拓扑为 $G^-$ ,若 $\forall u, v \in N_G(m)$ , $u \neq v$ ,存在 $PATH_{G^-}(u, v)$ ,那么根据引理1和性质2,网络必然是连通的。如果不能确定网络是连通的, $N_G(m)$ 中的节点再触发 $NBR(m)$ 中其它节点响应以维护网络的连通性,其具体过程如图1所示。与STMA不

```

Procedure STMP
/* phase 1 */
When node  $u$  detects its neighbor  $m$ 's failure by Neighbor Discovery Mechanism
if ( $m \in N_G(u)$  and  $m \in NBR(u)$ )
     $G_u^{\max} \leftarrow G_u^{\max} - \{m\}$ 
     $NC(u) \leftarrow \emptyset$ ;
     $NP(u) \leftarrow N_G(m) - \{u\}$ ;
     $P_u \leftarrow P_u^{\max}$ ;
     $G_u^- \leftarrow$  local topology derived by current two way neighbors;
    Compute the shortest path tree of  $G_u^-$ ;
    Set  $P$  required to reach its furthest one-hop neighbor on the shortest path tree;
else
     $NC(u) \leftarrow$  all two way neighbors of node  $u$  after responding;
    if ( $\forall v \in NP(u), (v \in NC(u) \text{ or } (\exists w \in NC(u), v \in NC(w)))$ )
        The network is connected, return;
    else
        Broadcasts a message that the node  $m$  failed;
        Compute the shortest path tree of  $G_u^{\max}$ ;
        Set  $P$  required to reach its furthest one-hop neighbor on the shortest path tree;
    end if
end if
/* phase 2 */
When node  $v$  receives the message that node  $m$  failed
if ( $m \in NBR(v)$ )
     $G_v^{\max} \leftarrow G_v^{\max} - \{m\}$ 
    Compute the shortest path tree of  $G_v^{\max}$ ;
    Set  $P$  required to reach its furthest one-hop neighbor on the shortest path tree;
end if

```

图1 STMP 拓扑维护方案

同的是,STMP 在第1阶段首先尝试以 $m$ 当前的邻节点来维

护,并以分布式的方式判断网络的连通性,只有在无法确定连通性时才触发所有 $NBR(m)$ 中的节点响应。另外,由于只依靠邻节点发现协议收集当前的本地拓扑信息和判断维护后网络的连通性,因此STMP 在第1阶段没有额外地增加网络的通信开销。

例如,图2(a)和图2(b)分别显示了最大功率拓扑 $G_{\max}$ 和SPTTC 导出的拓扑 $G$ 。在图2(b)中,节点5的失效将造成网络非连通。节点5的双向邻节点 $N_G(5) = \{3, 4, 7\}$ ,由于该信息包含在拓扑控制后节点5发送的Hello 分组中,故节点3、4、7均可以获得此信息。当节点5失效后,节点3、4和7将首先检测到失效事件并响应,响应结果增加了链路(3,7),(3,4)和(4,8),如图2(c)所示,此时 $NC(3) = \{1, 2, 4, 7\}$ , $NC(4) = \{3, 8\}$ , $NC(7) = \{3, 6, 8\}$ 。由于节点3发现节点4、7都是其邻节点,因此节点3可以判断网络是连通的。节点4需要根据是否与节点3和节点7之间存在路径来判断网络的连通性,因为节点3是节点4的邻节点,所以节点4只要判断是否与节点7之间有一条路径。由于 $8 \in NC(4)$ 且 $7 \in NC(8)$ ,故节点4从节点8发送的Hello 分组可以得知它们之间存在一条路径,因此节点4也可以判断网络是连通的。同理,节点7也判断网络是连通的。由此可以看到,STMP 首先触发失效节点的邻节点响应,并且在增加额外通信开销的情况下,根据邻节点相互发送的Hello 分组来判断网络是否连通,如果不能确定网络是连通的,再触发失效节点的其它可达邻节点去响应。STMA 导出的拓扑与STMP 导出的拓扑几乎一样,只是增加了链路(2,6),如图2(c)中虚线所示,这是因为节点5失效后,节点2到达节点6的最短路径不再是路径(2,3,5,7,6),而是(2,6)。因此,STMP 减少了响应失效事件的节点数量,降低了失效节点对网络造成的影响,但也可能损失一些最优路径。该问题将在下面的仿真中进一步讨论。

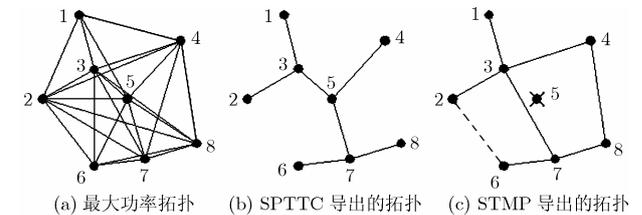


图2 STMP 拓扑维护举例

## 5 仿真研究

为了验证STMP拓扑维护方案的有效性,我们对不同节点密度的无线网络进行了仿真,并且与SMECN<sup>[6]</sup>,STMA 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。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 $\beta$ 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。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 SPTTC 拓扑控制算法，然后随机地失效某个节点，分别运行 SMECN、STMA 和 STMP 拓扑维护算法，重复此过程直到失效的节点数占网络原节点数的 10% 时(或者网络已经无法连通时)停止，统计它的仿真结果。

图 3(a) 显示了 3 种算法维护后的拓扑平均节点度。节点度小有利于带宽的空间重利用，提高网络的容量，减少分组碰撞的概率。基于 SPTTC 算法，STMA 和 STMP 的节点度比 SMECN 小得多。节点度小也说明算法确定的平均传输功率低。如图 3(b) 所示，STMA 和 STMP 确定的节点平均传输功率在所有仿真中不超过最大功率的 40%，且节点数大于 60 时，不超过最大功率的 10%；而 SMECN 在节点密度最大时也使用了 20% 的最大功率。虽然 SMECN 算法在平均节点度和平均传输功率方面比 SPTTC 差，但是 SMECN 算法具有可自维护的性质。SMECN 算法在设计时综合考虑了拓扑的控制和维护，它与 SPTTC 本质的区别在于，在 SMECN 算法确定的传输半径以外发生的拓扑变化都不会影响该节点的功率值，因此只要那些检测到网络变化的节点重新运行 SMECN 算法就可以维护网络的连通性和最小能量特性。SPTTC 显然不具有这种性质，其更注重如何在初始控制时尽量减少节点的传输功率，但是当拓扑变化时需要较大的开销来维护。如图 3(c) 所示，在响应失效的节点数方面，SMECN 表现的最好，且趋向稳定；而 STMA 随着节点密度的增加，响应的节点数以近似仿真节点增长的倍数快速地增加。STMP 较大地改进了 STMA，其响应节点数一般不到 STMA 的 50%，这显著地减少了拓扑维护带来的通信开销和计算开销。

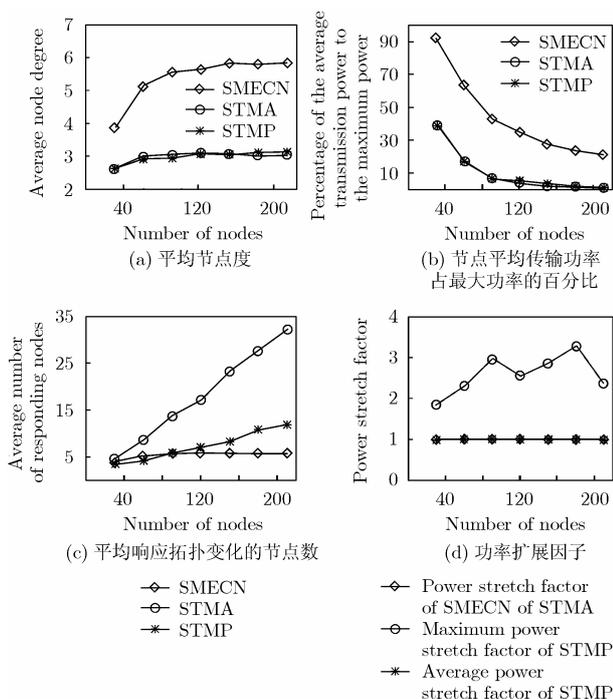


图 3 SMECN, STMA 与 STMP 的性能比较

图 3(d) 显示了 3 种算法的功率扩展因子<sup>[9]</sup>。假设最大功

率拓扑为  $G_{\max}$ ，拓扑控制(维护)导出的网络拓扑为  $G$ ，显然  $G \subseteq G_{\max}$ 。设  $SP_{G_{\max}}(u, v)$ ， $SP_G(u, v)$  分别表示  $G_{\max}$  和  $G$  中节点  $u$  与节点  $v$  之间的最短路径。 $G$  相对于  $G_{\max}$  的功率扩展因子  $\rho_G$  定义为

$$\rho_G = \max_{u, v \in V(G)} (w(SP_G(u, v)) / w(SP_{G_{\max}}(u, v))) \quad (1)$$

由于功率扩展因子只是反映了拓扑结构中某条最差路径(与最优路径相比差距最大)的情况，故我们定义平均功率扩展因子  $\bar{\rho}$ ：

$$\bar{\rho} = \left( \sum_{u, v \in V(S)} \frac{w(SP_G(u, v))}{w(SP_{G_{\max}}(u, v))} \right) / C_n^2 \quad (2)$$

其中  $n$  为网络中节点的数量， $C_n^2$  为所有节点对的数量。平均功率扩展因子  $\bar{\rho}$  能够较全面地反映拓扑结构的情况。

由于 SPTTC 和 SMECN 建立的，以及 STMA 维护的拓扑包含了所有最短路径，故它们导出拓扑的功率扩展因子等于 1。图 3(d) 验证了 STMP 会损失一些最优路径。另外，由于在仿真中随机失效节点，故 STMP 的最大功率扩展因子出现了波动的现象。从维护后整体的网络拓扑来看，STMP 导出的拓扑结构与 STMA 导出的拓扑还是非常接近的，其平均功率扩展因子的误差不超过 1%。

以上的仿真结果表明，STMP 显著地减少了拓扑维护的开销，同时它导出的拓扑结构的性能与 STMA 非常接近，这进一步说明了 STMP 的有效性。

## 6 结束语

拓扑控制和拓扑维护是优化无线 Ad hoc 网络拓扑结构的两个重要方面，它们之间相互依存，不可分割。为了适应无线 Ad hoc 网络的动态变化，设计拓扑控制算法时需要兼顾这两方面。本文为 SPTTC 算法提出了一种改进的维护方法，并通过仿真研究验证了它的有效性，而开发具有高性能且可自维护的拓扑控制算法将是我们的下一步的工作。

## 参考文献

- [1] Goldsmith A J and 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, and Liu R, et al. CLTC: A cluster-based topology control framework for ad hoc networks. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2004, 3(1):18-32.
- [3] Li N, Hou J C, and Sha L. Design and analysis of an MST-Based topology control algorithm. Proc. INFOCOM 2003, San Francisco, 2003: 1702-1712.
- [4] Rodopl V and Meng T H. Minimum energy mobile wireless networks. *IEEE J. on Select. Areas Commun.*, 1999, 17(8): 1333-1344.
- [5] Li X Y and Wan P J. Constructing minimum energy mobile wireless networks. Proc. ACM MOBIHOC, Florence, 2001: 283-286.

- [6] Li L and Halpern J Y. A minimum-energy path-preserving topology-control algorithm. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2004, 3(3): 910–921.
- [7] Liu J and Li B. Distributed topology control in wireless sensor networks with asymmetric links. GLOBECOM, San Francisco, 2003: 1257–1262.
- [8] Ogier R, Lewis M, and Templin F. Topology dissemination based on reverse-path forwarding (TBRPF). MANET Internet Draft, 2003.
- [9] Wang S C, Wei D S L, and Kuo S Y. A topology control algorithm for constructing power efficient wireless Ad hoc networks. GLOBECOM, San Francisco, 2003: 1290–1295.
- [10] Sedgwick R. *Algorithm in C Parts 5: Graph Algorithms* (Third Edition). Boston, Addison-Wesley Publishing Company, 2003: 280–300.
- [11] Liu J. Topology control in wireless sensor and mobile Ad hoc networks. [Master thesis], University of Toronto, 2002: 42–44.
- 沈 中: 男, 1969年生, 博士生, 研究方向为无线Ad hoc网络管理、拓扑控制和维护.
- 常义林: 男, 1944年生, 教授, 博士生导师, 主要从事网络管理和多媒体通信的研究.
- 崔 灿: 男, 1966年生, 高级工程师, 主要从事主动网络和网络抗毁性的研究.
- 张 新: 女, 1966年生, 副教授, 主要事故障管理的研究.