

移动自组网基于能量效率的分布式拓扑控制算法^{*}

罗玉宏⁺, 王建新, 黄家玮, 陈松乔

(中南大学 信息科学与工程学院, 湖南 长沙 410083)

An Energy-Efficient Distributed Topology-Control Algorithm for Ad Hoc Networks

LUO Yu-Hong⁺, WANG Jian-Xin, HUANG Jia-Wei, CHEN Song-Qiao

(School of Information Science and Engineering, Central South University, Changsha 410083, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-731-8830212, Fax: +86-731-8830212, E-mail: lyhyst@public.cs.hn.cn

Luo YH, Wang JX, Huang JW, Chen SQ. An energy-efficient distributed topology-control algorithm for ad hoc networks. *Journal of Software*, 2007,18(3):702-713. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/18/702.htm>

Abstract: The topology of a wireless multi-hop network can be controlled by varying the transmission power at each node. The primary goal of topology control is to design power-efficient algorithms that maintain network connectivity and optimize performance metrics such as nodes lifetime and throughput. An energy-efficient distributed topology-control algorithm is proposed, briefly called VCGG (A varying-cone distributed topology-control algorithm on Gabriel graph). Using a new mechanism of selecting the logic neighbor nodes by firstly deleting the farthest node (FDFN), the VCGG algorithm builds a degree-bounded, power spanner and planar subgraph by making use of merit of the varying cone. The simulation results show that the VCGG algorithm performs better, in terms of power efficiency, number of communication neighbors and interference, than the existing SÖGG and SYaoGG algorithms.

Key words: ad hoc network; topology control; energy-efficient; optimal power; t -spanner

摘要: 移动自组网中,网络的拓扑结构可以通过调节每个节点的传输功率加以控制,拓扑控制的基本目标是设计基于功率优化的算法,既能维护网络的连通性,又能降低节点的传输功率,延长节点的生存时间,达到优化网络性能的目的.在 GG 图的基础上,提出了一种基于能量效率的拓扑控制算法 VCGG(a varying-cone distributed topology-control algorithm on Gabriel graph).算法采用可变扇区的思想,运用优先删除最远节点的方法(FDFN)选择逻辑邻居节点,建立了一个度有界、平面、干扰小的 t -支撑图.模拟结果显示:VCGG 算法与 SÖGG, SYaoGG 等算法相比,减少了节点的传输功率,降低了通信邻居节点的数目,减轻了邻居节点的干扰,提高了能量的使用效率.

关键词: 移动自组网;拓扑控制;能量效率;功率优化; t -支撑图

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant Nos.90304010, 60673164 (国家自然科学基金); the Program for New Century Excellent Talents in University of China under Grant No.NCET-05-0683 (新世纪优秀人才支持计划); the National Research Foundation for the Doctoral Program of Ministry of Education of China under Grant No.20060533057 (国家教育部博士点基金); the Provincial Natural Science Foundation of Hu'nan of China under Grant No.06JJ10009 (湖南省杰出青年基金); the Scientific Research Fund of Hu'nan Provincial Education Department of China under Grant No.05D054 (湖南省教育厅资助科研项目)

Received 2006-01-11; Accepted 2006-04-03

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

移动自组网是在没有中心基础设施的情况下,由一些移动用户自组织形成的多跳无线网络,具有动态变化的网络拓扑结构、有限的无线传输带宽、移动终端的能量限制等特点.由于移动终端设备依赖于电池供电,为了延长节点的工作时间,要求尽量减少节点的能量消耗,从而延长网络的使用寿命.文献[1,2]提到,节点发送的信号既可以同时被传送范围内的多个节点接收,也可能对它们的通信造成干扰.因此,每个节点可以通过调整自身的传输功率来控制邻居节点的数目,改变网络的拓扑结构.拓扑控制是设计基于功率优化的算法,既能维护网络的连通性,又能降低节点的传输功率,延长节点的生存时间,达到优化网络性能的目的^[3,4].

研究通常假设节点的传输功率为 $p(u)=K \cdot d_u^\beta+c$,其中: K 是天线属性的常量; d_u 是节点 u 的传输距离; β 是无线传输介质能量损耗的常量 ($2 \leq \beta \leq 4$); c 是硬件和数据处理所消耗的能量.研究中通常假设所有节点的 K 和 c 都一样,即 $K=1, c=0$.拓扑控制问题描述如下:

集合 V 中 n 个节点随机分布在一个二维的平面中,每个节点的最大传输范围是 1.这些节点构成一个 $UDG(V)$ (unit disk graph)图: $G=(V, E), E=\{(u, v) | d(u, v) \leq 1\}$, $d(u, v)$ 是节点 u 和 v 之间的距离^[5].我们的目标是找一个子图 G' , 包含 G 中所有的节点和比 G 更少的边,并且满足以下要求:

(1) 连通性:如果 G 是连通的,那么 G' 也是连通的.

(2) t -支撑图(t -spanner)^[6]:在图 G 中,对任意一对节点 $u, v \in V$,它们之间功率的最小消耗是 $p_G(u, v)$.在子图 G' 中,若满足条件 $p_{G'}(u, v) \leq t \cdot p_G(u, v)$,则称 G' 是 G 的 t -支撑图, t 称为功率伸长因子(power spanning ratio).如果 $p_G(u, v)$ 用长度来代替,则称 t 为长度伸长因子.

(3) 度有界(degree bounded):子图 G' 的度被限制在一个小的常数范围内,即 $\{degree(v) | degree(v) \leq c, \forall V \in G'\}$, c 是一个小的常数.限制节点的度,可以减少 MAC 层的冲突和干扰,减轻隐终端和显终端问题,降低节点的传输功率,提高网络的吞吐量^[7,8].

(4) 平面(planar)性:在网络拓扑图中,任意两条边都是不相交的.拓扑图的平面特性可以使一些分布式的路由协议(如 GPSR^[9]、GOAFR^[10]等)在没有路由表的情况下实现信息的正确、高效转发.

1 相关研究

拓扑控制的研究一般基于以下 3 种基本的网络拓扑结构^[11]:

RNG(relative neighborhood graph)图^[12]:包含所有的边 uv ,不存在任何点 $w \in V$ 满足 $\|uw\| < \|uv\|$ 且 $\|wv\| < \|uv\|$.

GG(Gabriel graph)图^[13]:包含所有的边 uv ,不存在任何点 $w \in V$ 位于以边 uv 为直径构成的圆区域内.

$\overline{YG}_k(V)$ (Yao graph)图^[14]:对任一整数 $k \geq 6$,以节点 u 为原点,发散出 k 条等分射线,形成 k 个扇区.在每个扇区中,选择最短的边 uv ,如果这样的边存在,则增加一条有向边 \overrightarrow{uv} ,最终形成有向图 $\overline{YG}_k(V)$ 图.

文献[15]提出了一种集中式算法 PlanarSpanner,建立一个度有界、平面的、低权值的 t -支撑图,时间复杂度是 $O(n \log n)$,通信开销最坏达到 $O(n^2)$.由于无线节点的资源限制,采用分布式算法来构造网络的拓扑结构更为合理^[6,16-19].文献[6]提出了集中式 AUDel(augment unit delaunay triangulation)和相应的分布式算法,用来构造平面的 t -支撑图,它的通信开销为 $O(n)$,但没有给出具体的功率伸长因子和度上界.文献[17]采用算法 CBTC(cone based topology control)提出了一个类似于 Yao 图的拓扑结构,能够较好地降低节点的传输功率.区别在于:Yao 的扇区数目是一个常量 k ;而 CBTC 的扇区数目是可变的,最大可达到 $2n$.当 $\alpha \leq 5\pi/6$ 时,如果 UDG 图是连通的,那么 CBTC 图也一定是连通的,当 $\alpha > 5\pi/6$ 时,则不能保证 CBTC 图的连通性.另外, CBTC 图不满足平面、度有界、 t -支撑图等特性.文献[18]提出了一种分布式算法 BPS(Degree-bounded planar spanner),用于建立一个度有界、平面的 t -支撑图,但它理论上的度边界可以达到一个很大的值.例如,当 $\alpha = \pi/6$ 时,度边界高达 25.另外,虽然 BPS 的通信开销理论上只有 $O(n)$,实际上,为了收集两跳邻居节点的信息所付出的开销是巨大的.文献[19]在 GG 图上构造 Yao 图,提出了 OrdYaoGG 和 SYaoGG 两种方法构造度有界、平面的 t -支撑图,比 BPS 算法具有更好的性能和更低的通信开销. SYaoGG 仅用了 $3n$ 的通信开销,确保了在 $k \geq 9$ 等分的每个圆锥扇形中至多有一个邻居节

点.文献[11]提出的 SGG 算法采用 θ 控制域的方法构造了一个度有界、平面的 t -支撑图,比 SYaoGG 算法具有更少的节点的度、传输功率和节点干扰.

表 1 列出了几种常见拓扑控制算法的特征.由表 1 可以看出,SGG 算法具有节点度最小、节点干扰少、通信开销小等优点,是一种比较好的分布式算法.但是,实验结果^[11]显示:它与 SYaoGG 算法一样,都不能有效降低 GG 图中节点的传输功率、减少最大邻居节点的干扰.

Table 1 The characteristics of current approaches

表 1 几种常见拓扑控制算法的特征表

	t -spanner	Degree bounded	Planar	Communication cost
RNG	$n-1$	$n-1$	√	$O(n)$
GG	1	$n-1$	√	$O(n)$
YG	$\frac{1}{1 - \left(2 \sin \frac{\pi}{k}\right)^\beta}$	$k, n-1$		$O(n)$
PlanarSpanner*	$(1+\pi) \cdot C_{del}, C_{del} \leq \frac{4\sqrt{3}}{9} \pi$	27	√	$O(n^2)$
BPS*	$\max\left(\frac{\pi}{2}, \pi \sin \frac{\alpha}{2} + 1\right) \cdot C_{del} (1 + \varepsilon)$	$19 + \left\lceil \frac{2\pi}{\alpha} \right\rceil, 0 < \alpha \leq \pi/3$	√	$O(n)$
SYaoGG	$\rho = \frac{(\sqrt{2})^\beta}{1 - \left(2\sqrt{2} \sin \frac{\pi}{k}\right)^\beta}$	k	√	$O(n)$
SGG	$\rho = \frac{(\sqrt{2})^\beta}{1 - \left(2\sqrt{2} \sin \frac{\pi}{k}\right)^\beta}$	$k-1$	√	$O(n)$

*Using length spanning ratio

本文在 GG 图的基础上提出一种基于能量效率的拓扑控制算法 VCGG(a varying-cone distributed topology-control algorithm on Gabriel graph).算法采用可变扇区的思想,运用优先删除最远节点的方法 FDFN (firstly deleting the farthest node)选择逻辑邻居节点,建立一个度有界、平面、干扰小的 t -支撑图,能够较好地减少通信节点的数目,降低节点的传输功率和最大邻居节点的干扰.

2 VCGG 算法

2.1 可变扇区的选取方法

VGGG 算法在可变扇区使用了 θ 控制域的概念, θ 控制域的定义如下:

定义 1. θ 控制域^[11].对于 u 的邻居节点 v ,它的 θ 控制域是以 u 为源点, uv 为轴心 2 倍 θ 的扇形区域.

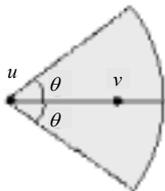


Fig.1 Node v 's q -dominating region with respect to node u

图 1 节点 u 的邻居节点 v 的 q 控制域

图 1 给出了节点 u 的邻居节点 v 的 θ 控制域的图示.

VCGG 算法是在 GG 图的基础上,采用优先删除最远节点的方法 FDFN 选择逻辑邻居节点:

(1) 对于节点 u 的黑色邻居节点(已经进行逻辑邻居节点选择处理的节点,标记为黑色节点,未进行逻辑邻居节点选择的节点,标记为白色节点),节点 u 依次按照距离 d_w 从近到远选择黑色邻居节点 w (d_w 是节点 w 到节点 u 的距离),删除所有位于节点 w 的 θ 控制域内的节点的连接;

(2) 处理完黑色邻居节点后,如果剩余的白色邻居节点中 d_v 最大,节点 u 优先选择邻居节点 w ,使节点 v 位于节点 w 的 θ 控制域内(所有满足这个条件节点中 d_w 最小).删除所有与节点 w 冲突的节点的连接(包括节点 v).重复这个步骤,直到

d_v , 小于已经选择的逻辑邻居节点距离,再按照(1)的方法处理剩下的白色节点.详细描述见算法 1.

定理 1. 在 VCGG 算法中,对 θ 控制域进行如下限制:

(1) 如果节点 u 选择的邻居节点 w 是黑色的,则节点 w 对白色节点 $v(d_w \leq d_v)$ 的 θ 控制域小于 $\pi/3$,对白色节点 $v(d_w > d_v)$ 的 θ 控制域小于 $\pi/4$,对黑色节点的 θ 控制域小于 $2 \arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}}$;

(2) 如果节点 u 选择的邻居节点 w 是白色的,则节点 w 对白色节点 $v(d_w \leq d_v)$ 的 θ 控制域小于 $2 \arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}}$,对白色节点 $v(d_w > d_v)$ 的 θ 控制域小于 $\pi/6$.

可以保证 VCGG 图的 t -支撑图的特性.

证明:如图 2 所示,假设 w, v 是节点 u 的邻居节点, $\theta = \angle wuv$; x, u 是节点 w 的邻居节点, $\gamma = \angle uwx$,按照新的节点选取方法,处理节点的方法分以下几种情况:

1) w 是黑色节点, v 是白色节点, $\|uw\| \leq \|uv\|$ (如图 2(a)所示).节点 u 选择节点 w 删除了与节点 v 的连接,得到的功率伸长因子为

$$\|uv\|^\beta = \|uw\|^\beta + p(w, \dots, v) \leq \|uw\|^\beta + t \cdot \|wv\|^\beta \leq \|uv\|^\beta + t \cdot \left(2 \cdot \sin \frac{\theta}{2} \cdot \|uv\| \right)^\beta \leq t \cdot \|uv\|^\beta,$$

得到 $t \geq \frac{1}{1 - \left(2 \sin \frac{\theta}{2} \right)^\beta}$, 有 $t = \frac{1}{1 - \left(2 \sin \frac{\theta}{2} \right)^\beta}$ (当 $\theta = \pi/3 - \epsilon (\epsilon > 0)$ 时条件成立);

2) w 是黑色节点, v 是白色节点, $\|uw\| > \|uv\|$ (如图 2(b)所示).节点 u 选择节点 w 删除了与节点 v 的连接,得到的功率伸长因子为:

令 $\eta = \angle wvu$, 由 GG 图的特性可知, $\eta < \pi/2$.

$$\|uw\| = \|uv\| \cdot \frac{\sin \eta}{\sin(\theta + \eta)}, \|wv\| = \|uv\| \cdot \frac{\sin \theta}{\sin(\theta + \eta)},$$

$$\|uv\|^\beta \leq \|uw\|^\beta + t \cdot \|wv\|^\beta = \|uv\|^\beta \cdot \left(\frac{\sin \eta}{\sin(\theta + \eta)} \right)^\beta + t \cdot \|uv\|^\beta \cdot \left(\frac{\sin \theta}{\sin(\theta + \eta)} \right)^\beta \leq t \cdot \|uv\|^\beta,$$

得到 $t \geq \frac{\sin^\beta \eta}{\sin^\beta(\theta + \eta) - \sin^\beta \theta}$, 有 $t = \frac{1}{\cos^\beta \theta - \sin^\beta \theta}$ (当 $\eta > \pi/2, \theta = \pi/4 - \epsilon (\epsilon > 0)$, 条件成立);

3) w 是白色节点, $\|uw\| \leq \|uv\|$, x 是黑色节点, $\|wx\| \leq \|uw\|$ (如图 2(c)所示).首先,处理节点 u 时,选择节点 w 删除了与节点 v 的连接;然后,处理节点 w 时,选择节点 x 删除了与节点 u 的连接.得到的功率伸长因子为

$$\begin{aligned} \|uv\|^\beta &= p(u, \dots, x) + \|wx\|^\beta + p(w, \dots, v) \leq t \cdot \|ux\|^\beta + \|wx\|^\beta + t \cdot \|wv\|^\beta \\ &\leq t \cdot \left(2 \cdot \sin \frac{\gamma}{2} \cdot \|uv\| \right)^\beta + \|uv\|^\beta + t \cdot \left(2 \cdot \sin \frac{\theta}{2} \cdot \|uv\| \right)^\beta \leq t \cdot \|uv\|^\beta, \end{aligned}$$

得到 $t \geq \frac{1}{1 - \left(2 \sin \frac{\theta}{2} \right)^\beta - \left(2 \sin \frac{\gamma}{2} \right)^\beta}$, 有 $t = \frac{1}{1 - 2 \left(2 \sin \frac{\theta}{2} \right)^\beta}$ (令 $\theta = \gamma$, 当 $\theta = 2 \arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}} - \epsilon (\epsilon > 0)$ 时条件成立);

4) w 是白色节点, $\|uw\| > \|uv\|$, x 是黑色节点, $\|wx\| \leq \|uw\|$ (如图 2(d)所示).首先,处理节点 u 时,选择节点 w 删除了与节点 v 的连接;然后,处理节点 w 时,选择节点 x 删除了与节点 u 的连接.得到的功率伸长因子为

$$\begin{aligned} \|uv\|^\beta &= p(u, \dots, x) + \|wx\|^\beta + p(w, \dots, v) \leq t \cdot \|ux\|^\beta + \|wx\|^\beta + t \cdot \|wv\|^\beta \\ &\leq t \cdot \left(2 \cdot \sin \frac{\gamma}{2} \cdot \frac{1}{\cos \theta} \cdot \|uv\| \right)^\beta + \left(\frac{1}{\cos \theta} \cdot \|uv\| \right)^\beta + t \cdot \left(\frac{\sin \theta}{\cos \theta} \cdot \|uv\| \right)^\beta \leq t \cdot \|uv\|^\beta, \end{aligned}$$

得到 $t \geq \frac{1}{\cos^\beta \theta - \sin^\beta \theta - \left(2 \sin \frac{\gamma}{2}\right)^\beta}$, 有 $t = \frac{1}{\cos^\beta \theta - \sin^\beta \theta - \left(2 \sin \frac{\gamma}{2}\right)^\beta}$ (当 $\gamma = 2 \arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}} - \varepsilon, \theta = \pi/6 - \varepsilon (\varepsilon > 0)$ 时条件

成立).

综上所述, VCGG 算法通过对 θ 控制域的限制可以保证 VCGG 图的 t -支撑图特性.

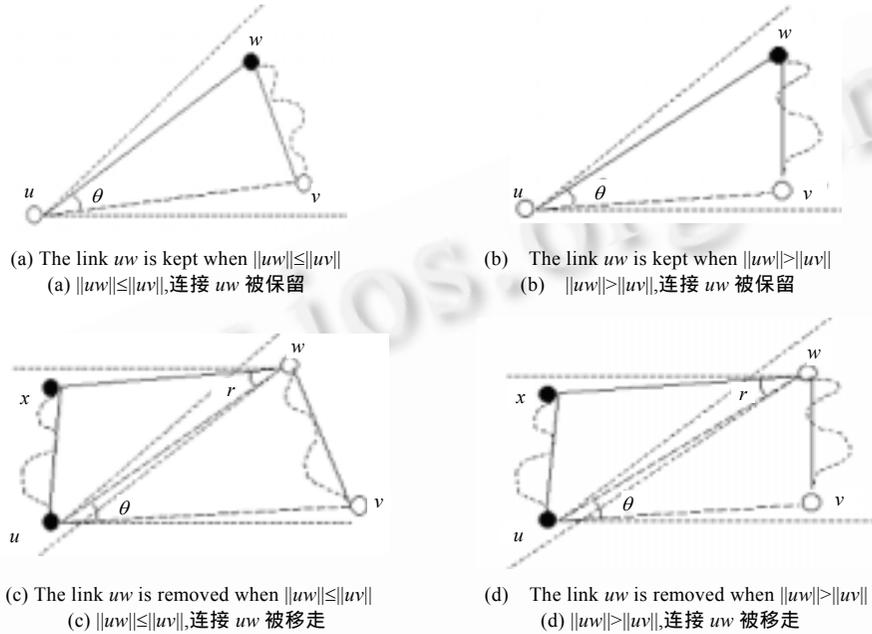


Fig.2 Node u selects logical neighbors

图 2 节点 u 选择逻辑邻居节点

推论 1. 在 VCGG 算法中, θ 控制域的选取方式满足 $\varepsilon = 2 \arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}} - 2\pi/k, k \geq 9, 2 \leq \beta \leq 4$, 可以得到比 SyaoGG 和 SGG 算法更好的功率伸长因子.

证明: SyaoGG 和 SGG 算法的功率伸长因子的下界为 $\rho = \frac{(\sqrt{2})^\beta}{1 - \left(2\sqrt{2} \sin \frac{\pi}{k}\right)^\beta} (k \geq 9, 2 \leq \beta \leq 4)^{[11,19]}$. 由定理 1 可

知: VCGG 的功率伸长因子与节点的个数无关, 只与 θ 控制域中 ε 的取值有关. 令 $\varepsilon = 2 \arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}} - 2\pi/k, k \geq 9, 2 \leq \beta \leq 4$, 则定理 1 中情形:

(1) $\theta = \pi/3 - \varepsilon$,

$$t = \frac{1}{1 - \left(2 \sin \frac{\theta}{2}\right)^\beta} = \frac{1}{1 - \left(2 \sin \left(\frac{\pi}{k} + \frac{\pi}{6} - \arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}}\right)\right)^\beta},$$

只要证明

$$\frac{1}{1 - \left(2 \sin \left(\frac{\pi}{k} + \frac{\pi}{6} - \arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}}\right)\right)^\beta} \leq \frac{(\sqrt{2})^\beta}{1 - \left(2\sqrt{2} \sin \frac{\pi}{k}\right)^\beta},$$

即

$$(\sqrt{2})^\beta \left[1 - \left(2 \sin \left(\frac{\pi}{k} + \frac{\pi}{6} - \arcsin 2^{-\frac{1+\beta}{\beta}} \right) \right)^\beta \right] + \left(2\sqrt{2} \sin \frac{\pi}{k} \right)^\beta \geq 1.$$

对不等式左边函数 $f(\beta)$ 求导, 有 $f'(\beta) > 0$, 得知 $f(\beta)$ 是一个单调递增的函数, 当 $\beta=2$ 时取最小值:

$$2 \left(1 - 4 \sin^2 \left(\frac{\pi}{k} + \frac{\pi}{6} - \arcsin 2^{-1.5} \right) \right) + 8 \sin^2 \frac{\pi}{k} > 2 \left(1 - 4 \sin^2 \left(\frac{\pi}{9} + \frac{\pi}{6} - 20.7^\circ \right) \right) + 8 \sin^2 \frac{\pi}{9} > 1.01 > 1.$$

所以情形(1)中, 当 $k \geq 9, 2 \leq \beta \leq 4$ 时, VCGG 算法的功率伸长因子小于 SYaoGG 和 SØGG 算法的功率伸长因子.

(2) $\theta = \pi/4 - \varepsilon$,

$$t = \frac{1}{\cos^\beta \theta - \sin^\beta \theta} = \frac{1}{\cos^\beta \left(\frac{\pi}{4} - 2 \arcsin 2^{-\frac{1+\beta}{\beta}} + \frac{2\pi}{k} \right) - \sin^\beta \left(\frac{\pi}{4} - 2 \arcsin 2^{-\frac{1+\beta}{\beta}} + \frac{2\pi}{k} \right)},$$

用(1)中的方法同理可证 $t \leq \frac{(\sqrt{2})^\beta}{1 - \left(2\sqrt{2} \sin \frac{\pi}{k} \right)^\beta}$.

所以情形(2)中, 当 $k \geq 9, 2 \leq \beta \leq 4$ 时, VCGG 算法的功率伸长因子小于 SYaoGG 和 SØGG 算法的功率伸长因子.

(3) $\theta = 2 \arcsin 2^{-\frac{1+\beta}{\beta}} - \varepsilon = \frac{2\pi}{k}$,

$$t = \frac{1}{1 - 2 \left(2 \sin \frac{\theta}{2} \right)^\beta} = \frac{1}{1 - 2 \left(2 \sin \frac{\pi}{k} \right)^\beta} < \frac{(\sqrt{2})^\beta}{1 - \left(2\sqrt{2} \sin \frac{\pi}{k} \right)^\beta}.$$

所以情形(3)中, 当 $k \geq 9, 2 \leq \beta \leq 4$ 时, VCGG 算法的功率伸长因子小于 SYaoGG 和 SØGG 算法的功率伸长因子.

(4) $\gamma = 2 \arcsin 2^{-\frac{1+\beta}{\beta}} - \varepsilon, \theta = \pi/6 - \varepsilon$,

$$t = \frac{1}{\cos^\beta \theta - \sin^\beta \theta - \left(2 \sin \frac{\gamma}{2} \right)^\beta} = \frac{1}{\cos^\beta \theta - \sin^\beta \theta - \left(2 \sin \frac{\pi}{k} \right)^\beta},$$

用(1)中的方法同理可证 $t \leq \frac{(\sqrt{2})^\beta}{1 - \left(2\sqrt{2} \sin \frac{\pi}{k} \right)^\beta}$.

所以情形(4)中, 当 $k \geq 9, 2 \leq \beta \leq 4$ 时, VCGG 算法的功率伸长因子小于 SYaoGG 和 SØGG 算法的功率伸长因子.

因此, 节点 u 在选择邻居节点时, 如果 θ 控制域选取时, $\varepsilon = 2 \arcsin 2^{-\frac{1+\beta}{\beta}} - 2\pi/k, k \geq 9, 2 \leq \beta \leq 4$, 可以得到比 SYaoGG 和 SØGG 算法更好的功率伸长因子.

定义 2. 扇区 α 为相邻两逻辑节点的夹角.

如图 3 所示, 节点 u 选择了两个逻辑邻居节点 w, v , 扇区 α 为夹角 $\angle wuv$ 形成的扇形区域. 当扇区 $\alpha > 2\theta$ 时, 如果在 $\alpha - 2\theta$ 的阴影部分至少存在一个邻居节点, 为了保证 VCGG 图的 t -支撑图特性, 必须增加一个新的逻辑邻居节点. 由于各逻辑邻居节点的 θ 控制域是可变的, 它与各逻辑邻居节点的处理状态、到节点 u 的距离有关, 因此, 扇区 α 的大小也是可变的. 只有当扇区 $\alpha \leq 2\theta$ 或者 $\alpha - 2\theta$ 的阴影部分不存在邻居节点时, VCGG 图才是 t -支撑图. VCGG 算法采用可变扇区的思想, 比 SYaoGG 和 SØGG 算法的等分扇区和等分 θ 控制域更加灵活, 能够更好地减少逻辑邻居节点的度, 降低节点的传输功率, 减少邻居节点的干扰.

定理 2. 令 $M = 2\pi / \left(\pi/6 + 2 \arcsin 2^{-\frac{1+\beta}{\beta}} - 2\varepsilon \right)$, 如果 M 为小数, 则 VCGG 算法的度上界为 $2 \lfloor M \rfloor$; 否则, VCGG

算法的度上界为 $2M - 1$.

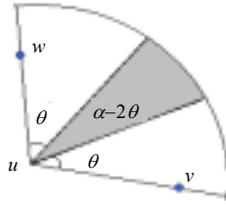


Fig.3 A α -cone between the neighbor node w and v of node u

图3 节点 u 的邻居节点 w, v 形成一个 α 扇区

证明:由定理 1 的 θ 控制域的选取方式可知,在情形(4)选择白色节点时,VCGG 的度可能达到最大.在最坏情况下,节点 u 在选择逻辑邻居节点的时候,逻辑节点最小的 θ 控制域分别为 $\pi/6 - \varepsilon$ 和 $2\arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}} - \varepsilon$ ($\varepsilon > 0$).于是,在一个圆形区域中,最多可以有 $M = 2\pi / \left(\pi/6 + 2\arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}} - 2\varepsilon \right)$ 个这样的控制域,如果 M 是小数,每个节点和节点的控制域之间最多有 1 个节点,如图 3 阴影部分所示,则 VCGG 算法的度上界为 $2\lfloor M \rfloor$;如果 M 是整数,至少有一对节点的控制域之间是重合的,不需要选择节点,所以 VCGG 算法的度上界为 $2M-1$.

2.2 VCGG 算法

VCGG 算法运用了可变扇区的思想和 FDFN 逻辑节点选择策略,具体描述如下:

1. 采用文献[19]中的分布式算法构造一个 GG 图,每个节点均为白色(未处理),并且具有唯一的 ID.

2. 当节点 u 比所有白色邻居节点具有更小的 ID 时,它选择逻辑邻居节点的方法如下:

(1) 节点 u 先将它所有黑色邻居节点(已处理)按照距离从近到远的顺序排序,将排好序的结果写入到它的邻居列表 $Nb(u)$,再将它所有的白色邻居节点按照从近到远的距离顺序排序,将排好序的结果写入到临时列表 $Nw(u)$.

(2) 从左到右依次扫描 $Nb(u)$ 中的节点.在每一步操作中,假设指针当前指向的节点是 w ,先保留指针位置,删除列表 $Nb(u)$ 中节点 w 右边所有与 w 冲突的节点和列表 $Nw(u)$ 中所有与 w 冲突的节点,假设删除的节点为 v ,那么,节点 v 位于节点 w 的 θ 控制域(θ 控制域满足定理 1 中条件(1)要求).节点 w 处理完毕后,指向节点 w 的指针位置后移 1 位.如果列表 $Nb(u)$ 中的节点都扫描完毕,进入第(3)步.

(3) 如果邻居列表 $Nw(u)$ 不为空,并且列表 $Nw(u)$ 中最右边的节点到 u 的距离大于列表 $Nb(u)$ 中所有节点到 u 的距离.从左到右搜索 $Nw(u)$ 中的节点,如果存在节点 x 位于列表 $Nw(u)$ 最右边节点的 θ 控制域 $\left(\theta = 2\arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}} \right)$,则删除列表 $Nw(u)$ 中节点 x 右边所有与 x 冲突的节点 v (θ 控制域满足定理 1 中条件(2)),将节点 x 移到列表 $Nb(u)$,重复步骤(3);否则,将列表 $Nw(u)$ 最右边的节点移到列表 $Nb(u)$,进入步骤(4).

(4) 如果邻居列表 $Nw(u)$ 不为空,则从左到右扫描 $Nw(u)$ 中的节点,假设当前指针指向的节点是 w ,那么删除列表 $Nw(u)$ 中节点 w 右边所有与 w 冲突的节点 v (控制域 $\theta = 2\arcsin 2^{\frac{1+\beta}{\beta}}$).列表 $Nw(u)$ 中所有节点扫描完毕后,将列表 $Nw(u)$ 中剩余的节点移到列表 $Nb(u)$.

(5) 标记节点 u 为黑色,广播一个 UpdateN 信息给所有被删除的邻居节点 v .

节点 u 选择逻辑邻居节点的算法描述见算法 1.

3. 如果任意节点 v 收到来自邻居节点 u 的 UpdateN 信息,它将检查自己是否属于被节点 u 删除的节点之列,如果是,节点 v 从它的邻居列表中删除 u ;否则,节点 v 标记 u 为黑色邻居节点.

4. 节点处理完毕后,所有的剩余连接 $\{uv | v \in N(u); v \in GG\}$ 组成最后的拓扑图,节点 u 缩小它的传输范围,仅可覆盖它的所有逻辑邻居节点.

算法 1. 节点 u 选择邻居节点的算法.

```

Algorithm Selcet_N_Node;
{
Sort all black neighbors by distance to array Nb[]; // Nb[] is the neighbors list of node u
Sort all white neighbors by distance to array Nw[]; // Nw[] is the temp list of node u
For (i=0;i<size;i++) //size is the number of nodes of array Nb[]
{
For (j=i+1;j<size;j++) If (cone(Nb[i],Nb[j])<2 arcsin 21+β/β ) Delete Nb[j];
// cone(Nb[i],Nb[j]) is the angle ∠Nb[i]u Nb[j]
For (j=0;j<w_size;j++) //w_size is the number of nodes of array Nw[]
{
If (cone(Nb[i],Nw[j])<π/3 && ||u,Nb[i]||≤||u,Nw[j]||) Delete Nw[j];
If (cone(Nb[i],Nw[j])<π/4 && ||u,Nb[i]||≥||u,Nw[j]||) Delete Nw[j];
//||u,Nb[i]|| is the distance btwwen node u and Nb[i]
}
}
While (Nw[]<>null) Do { //some white nodes still not be selected
For(i=0;i<w_size-1;i++) If (cone(Nw[i],Nw[w_size-1])<2 arcsin 21+β/β ) break;
If (i<>w_size-1 && ||Nw[w_size-1],u||>max(||Nb[],u||))
{
For (m=i+1;m<w_size;m++)
{
If (cone(Nw[i],Nw[m])<2 arcsin 21+β/β && ||u,Nw[i]||≤||u,Nw[m]||) Delete Nw[m];
If (cone(Nw[i],Nw[m])<π/6 && ||u,Nw[i]||>||u,Nw[m]||) Delete Nw[m];
}
Move Nw[i] to Nb[];
}
Else {
If (i==w_size-1) Move Nw[w_size-1] to Nb[];
For (m=0;m<w_size;m++)
For (j=m+1;j<w_size;j++) If (cone(Nw[m],Nw[j])<2 arcsin 21+β/β ) Delete Nw[j];
Move Nw[] to Nb[] ;
}
}
Node u sets its color as black;
Node u broadcasts message UpdateN to its neighbors including the information of all deleted node j.
}
    
```

2.3 VCGG算法的性质

定理 3. 如果 UDG(*V*)是一个连通图,那么 VCGG 图也是连通的.

证明:采用反证法.如图 2 所示,假设在 VCGG 算法中处理节点 *u* 时,因为选择节点 *w* 而移走了连接 *uv*,*uv* 是造成 UDG 图的连通性被破坏的最短连接.

(1) 如图 2(a)和图 2(b)所示,节点 *w* 是已经处理的节点,节点 *v* 是没有处理的节点.并且由 GG 图的性质可知,||*wv*||<||*uv*||,即连接 *wv* 小于 *uv*.因为节点 *w* 已经处理过,所以连接 *uw* 将保留在最终的 VCGG 图中.由假设可知,*p*(*u*...*v*)最终不连通是由于 *p*(*w*...*v*)不连通造成的.也就是说,如果连通性被破坏,*uv* 不是破坏连通性的最短连接,这与假设矛盾.

(2) 如图 2(c)所示,||*uw*||<||*uv*||,因为 ∠*vuw*<π/4,有 ||*wv*||<||*uv*||.也就是说,连接 *uw* 和 *wv* 都小于 *uv*.根据假设,只有路径 *p*(*u*...*w*)或 *p*(*v*...*w*)断裂,才会导致路径 *p*(*u*...*v*)断裂.因此,如果连通性被破坏,表示 *uv* 不是破坏连通性的最短连接.与假设矛盾.

(3) 如图 2(d)所示,因为 ∠*vuw*<π/4,有 ||*wv*||<||*uv*||,即连接 *wv* 小于 *uv*.因为 ||*wx*||<||*uw*||,∠*xwu*<π/4,有

$|xu| < |uw|$,由(2)可知,删除 uw 不会造成 uw 之间的不连通.所以,由假设可知, $p(u\dots v)$ 最终不连通,只有 $p(w\dots v)$ 不连通才成立.也就是说,如果连通性被破坏, uv 不是破坏连通性的最短连接.这与假设矛盾.

所以,如果 $UDG(V)$ 是一个连通图,那么 VCGG 图也一定是连通的.

定理 4. VCGG 图满足平面特性.

证明:很明显,因为 GG 图是平面的,VCGG 图没有增加任何其他连接,所以也是平面的.

定理 5. VCGG 算法的通信开销最多是 $3n$.

证明:构建 GG 图的通信开销仅为 $n^{[19]}$.每个节点仅需广播 1 个消息给它的邻居节点(包括它的 ID 和坐标位置).VCGG 算法的邻居选择过程中,因为 GG 图的边数为 $[n, 3n-6]$,算法要保持图的连通性至少要保留 $n-1$ 条边,即最多从 GG 图中移走 $2n$ 条边,广播移走邻居节点的通信开销为 $2n$,因此,总的通信开销不超过 $3n$.

推论 2. VCGG 算法中,FDFN 逻辑邻居节点的选择策略可以降低节点的干扰和传输功率.

证明:如图 4 所示,节点 x, w, y, v 都是白色节点, $\|uw\| < \|ux\| \leq \|uy\| < \|uv\|$, $\angle wuy < \theta$, $\angle xuy > \theta$, $\angle wuv > \theta$.VCGG 算法选取邻居节点的方式是:最远的邻居节点是 v ,因为节点 v 位于节点 y 的 θ 控制域范围内,并且节点 y 是满足这个条件中距离节点 u 最近的节点,因此优先选择邻居节点 y ;然后,删除节点 y 的 θ 控制域中所有邻居节点的连接,包括 $\|uv\|$ 和 $\|uw\|$;最后再选择节点 x 作为节点 u 的另一个逻辑邻居节点.这样,节点 u 的最大功率就是 $\|uy\|^\beta$.而文献[11]中,S θ GG 算法采用的依次从近到远选取邻居节点的方法,节点 u 的传输功率是 $\|uv\|^\beta$.由 GG 图的定义可知: $\|uy\| \geq \|uv\| \cdot \cos \frac{2\pi}{k}$ ($k \geq 9$),当 $k=9$ 时, $\|uv\|$ 最坏情况可以达到 $\|uy\|$ 的 1.3 倍 $(1/\cos \frac{2\pi}{9})$,功率达到 1.3^β 倍.因此,VCGG 算法中,逻辑邻居节点的选择策略 FDFN 可以降低节点的干扰和传输功率.

推论 3. VCGG 算法中,可变扇区的设计使节点的选择更加灵活,能够降低节点的干扰和传输功率.

证明:如图 5 所示,节点 x, w 是黑色节点,节点 v 是白色节点, $\|uw\| \leq \|ux\| < \|uv\|$, $\angle wux < 2\pi/3$, $\angle xuv > \theta$, $\angle wuv > \theta$,当 $2\theta < 2\pi/3$.在 VCGG 算法中,只会选择 w, x 两个节点,节点 v 位于它的可变扇区 $\alpha=2\pi/3$,因此,节点 u 删除了与节点 v 的连接,节点 u 的传输功率为 $\|ux\|^\beta$.如果按照 SYaoGG 和 S θ GG 算法中等分扇区或等分控制域的方法,节点 u 会选择节点 v 作为逻辑邻居节点,节点 u 的功率为 $\|uv\|^\beta$.由 GG 图的特性可知 $\|uv\| \leq \sqrt{2}\|ux\|$,这种情况下,VCGG 的功率可缩小近 $(\sqrt{2})^\beta$ 倍.

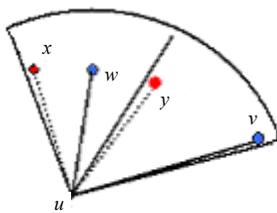


Fig.4 The method of node u selecting logical neighbors
图 4 节点 u 的逻辑邻居节点的选择方法

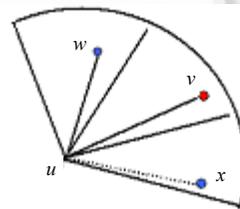


Fig.5 The more logic neighbors due to k -equally cones
图 5 k 等分扇区增大了逻辑邻居节点个数

3 性能评价

实验环境参照文献[11],产生 n 个节点随机分布在 16×16 单元区域,节点数目的变化在 30~360 之间,即 $n=30i, 1 \leq i \leq 12$.每个节点的最大传输半径设置为 4 个单元.测试网络的连通性,如果网络是连通的,建立相应的 $UDG(V)$ 图.在 $UDG(V)$ 图的基础上构造 VCGG 图和其他已知的图,包括 MST,GG,S θ GG,SYaoGG 等进行比较.无线传输介质能量损耗 $\beta=2$,当构造 SYaoGG 和 S θ GG 图时参数 k 设置为 9,VCGG 算法中 $\varepsilon=2\arcsin 2^{-1.5}-2\pi/9 \approx 1.4^\circ$.实验在不同的节点集合进行 500 次,比较这些拓扑图的平均功率伸长因子、平均(最大)逻辑邻居节点个数、平均(最大)物理邻居节点个数、平均(最大)节点传输能量.

(1) 功率伸长因子

图 6 显示了几种拓扑图的平均功率伸长因子,从小到大的顺序依次是 GG,SYaoGG,S θ GG,VCGG 和 MST.

其中,GG 的功率伸长因子为 1;SYaoGG 和 SθGG 的功率伸长因子小于 1.02;VCGG 的功率伸长因子小于 1.03;MST 的功率伸长因子最大.VCGG 算法对 θ控制域进行了严格限制,功率伸长因子可以通过对 θ控制域的调节控制在常数范围内.VCGG 的平均功率伸长因子比 SθGG 略有增大(<0.01),主要原因是,VCGG 更好地降低了节点的传输功率和逻辑邻居节点的个数,减少了与更多邻居节点的连接.而 MST 的长度伸长因子至少是 $\Omega\left(\frac{\log n}{\log \log n}\right)$,功率伸长因子达到 $n-1$,所以有较大的平均伸长功率因子,并且随着节点数的增加而不断增大.

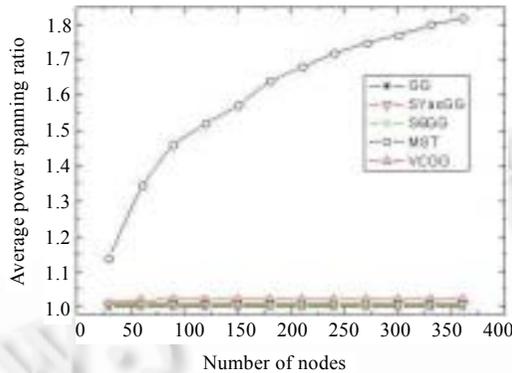
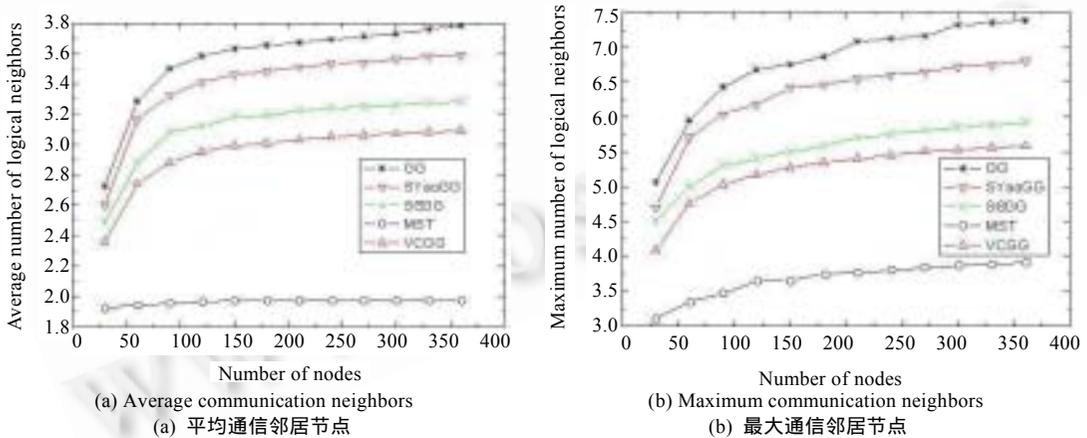


Fig.6 The average power spanning ratio of various structures

图 6 不同图结构的平均功率伸长因子

(2) 逻辑邻居节点的度

图 7(a)和图 7(b)分别显示了几种拓扑图的平均逻辑邻居节点和最大逻辑邻居节点.可以看出,VCGG 算法由于采用了可变扇区的思想,比 SYaoGG 和 SθGG 算法的等分扇区和等分 θ控制域更加灵活,同时,采用 FDFN 逻辑邻居节点的选择策略,降低了节点的传输功率,逻辑邻居节点的度有较明显的下降.VCGG 的平均逻辑邻居节点个数比 SθGG 大约下降了 0.2,最大逻辑邻居节点的个数大约下降了 0.5 左右.



(a) Average communication neighbors (a) 平均通信邻居节点

(b) Maximum communication neighbors (b) 最大通信邻居节点

Fig.7 The communication neighbors of various structures

图 7 不同图结构的通信邻居节点

(3) 物理邻居节点的度(干扰)

图 8(a)和图 8(b)分别显示了几种拓扑图的物理邻居节点和最大物理邻居节点(用来衡量通信时节点之间的相互干扰).可以看出,由于缩小了节点的传输功率,有效地减少了节点的干扰,降低了节点的物理邻居节点的度.VCGG 的平均物理邻居节点个数比 SθGG 大约下降了 0.5,最大物理邻居节点的个数大约下降了 1.3 左右.

(4) 节点的功率

图 9(a)和图 9(b)分别显示了几种拓扑图节点的平均传输功率和最大传输功率.同样,VCGG 由于选择了

DFDN 逻辑邻居节点的选择策略以及更灵活的角度分区,节点的传输功率比 S0GG 有所下降.其中,节点的平均传输功率大约下降了 0.4 左右;节点的最大传输功率大约下降了 1.0 左右,减少了节点的能量消耗,延长了节点的使用寿命,同时也降低了邻居节点的干扰.

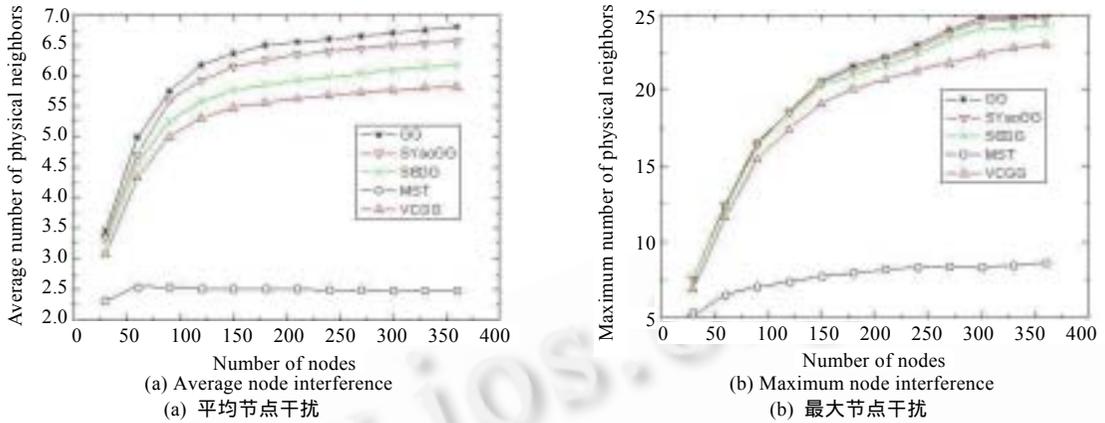


Fig.8 The node interference of various structures

图 8 不同图结构的节点干扰

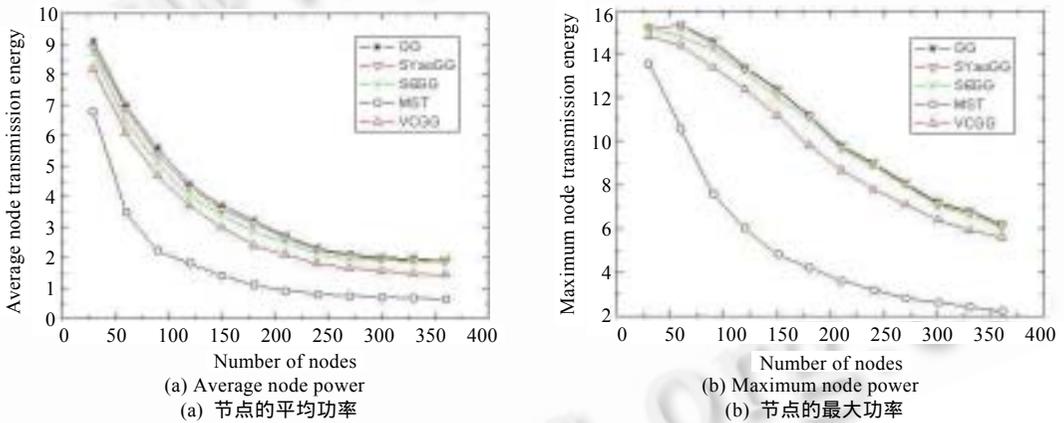


Fig.9 The node power of various structures

图 9 不同图结构的节点功率

4 结论

在移动自组网中,网络的拓扑结构可以通过调节每个节点的传输功率进行控制.拓扑控制就是要设计基于功率优化的算法,既能维护网络的连通性,又能减少每个节点的传输功率,延长节点的生存时间,达到优化网络性能的目的.本文在 GG 图的基础上提出了一种基于能量效率的拓扑控制算法 VCGG,建立了一个度有界、平面、干扰小的 t -支撑图.VCGG 算法采用可变扇区的思想,比 SYaoGG 和 S0GG 算法的等分扇区和等分 θ 控制域更加灵活;对 θ 控制域进行了严格限制,功率伸长因子可以控制在常数范围内;算法还采用了 FDFN 逻辑邻居节点的选择策略,降低了节点的传输功率和节点干扰.实验表明,VCGG 算法与已有的 S0GG,SYaoGG 等算法相比,更好地降低了最大邻居节点干扰、最大功率、平均邻居节点干扰和平均功率,提高了能量的使用效率.进一步的研究包括,考虑节点接收数据、侦听对能量消耗的影响,考虑节点加入、离开和移动性带来的影响等因素,对算法做进一步的改进.同时考虑广播的能量效率,在 VCGG 算法的基础上设计新的分布式、低权值的算法.

References:

- [1] Wieselthier J, Nguyen G, Ephremides A. Distributed algorithms for energy-efficient broadcasting in ad hoc networks. In: O'Berry CG, ed. Proc. of the IEEE Military Communications Conf. Piscataway: IEEE Inc., 2002. 819–824.
- [2] Luo YH, Wang JX, Chen JE, Chen SQ. A distributed algorithm based on probability for refining energy-efficiency of multicast trees in ad hoc networks. In: Werner B, ed. Proc. of the IEEE Conf. on Local Computer Networks (LCN). New York: IEEE Inc., 2005. 482–483.
- [3] Rajaraman R. Topology control and routing in ad hoc networks: A survey. SIGACT News, 2002,33(2):60–73.
- [4] Li XY. Algorithmic, geometric and graphs issues in wireless networks. Wireless Communications and Mobile Computing, 2002, 3(2):119–140.
- [5] Capkun I, Hamdi M, Hubaux J. Gps-Free positioning in mobile ad-hoc networks. Cluster Computing, 2002,5(2):157–167.
- [6] Li M, Lu XC, Peng W. Planar t -spanner for wireless ad hoc network. Journal on Communications, 2005,26(6):62–69 (in Chinese with English abstract).
- [7] Kleinrock L, Silvester J. Optimum transmission radii for packet radio networks or why six is a magic number. In: Gerla M, ed. Proc. of the IEEE National Telecommunications Conf. New York: IEEE Inc., 1978. 431–435.
- [8] Zhou SH, Chen SD. A multi-rate aware topology control algorithm in mobile ad hoc networks. Journal of Software, 2004,15(12): 1869–1876 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/15/1869.htm>
- [9] Karp B, Kung HT. GSPR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In: Pickholtz R, ed. Proc. of the ACM MobiCom. New York: ACM Press, 2000. 243–254.
- [10] Kuhn F, Wattenhofer R, Zollinger A. Worst-Case optimal and average-case efficient geometric ad-hoc routing. In: Johnson DB, ed. Proc. of the ACM MobiHoc. New York: ACM Press, 2003. 267–278.
- [11] Li XY, Song W, Wang W. A unified energy efficient topology for unicast and broadcast. In: Porta TL, ed. Proc. of the ACM MobiCom. New York: ACM Press, 2005. 1–15.
- [12] Toussaint G. The relative neighborhood graph of a finite planar set. Pattern Recognition, 1980,12(4):261–268.
- [13] Gabriel KR, Sokal RR. A new statistical approach to geographic variation analysis. Systematic Zoology, 1969,18(3):259–278.
- [14] Yao AC. On constructing minimum spanning trees in k -dimensional spaces and related problems. SIAM Journal of Computing, 1982,11(4):721–736.
- [15] Bose P, Gudmundsson J, Smid M. Constructing plane spanners of bounded degree and low weight. In: Raman R, ed. Proc. of the 10th Annual European Symp. of Algorithms. London: Springer-Verlag, 2002. 234–246.
- [16] Wattenhofer R, Li L, Bahl P, Wang Y. Distributed topology control for wireless multihop ad-hoc networks. In: Sengupta B, ed. Proc. of the IEEE INFOCOM 2001. Piscataway: IEEE Inc., 2001. 1370–1379.
- [17] Li L, Halpern J, Bahl P, Wang Y, Wattenhofer R. A cone-based distributed topology-control algorithm for wireless multi-hop networks. IEEE/ACM Trans. on Networking, 2005,13(1):147–159.
- [18] Calinescu G. Computing 2-hop neighborhoods in ad hoc wireless networks. In: Pierre S, ed. Proc. of the AD-HOC Networks and Wireless Conf. Berlin: Springer-Verlag, 2003. 175–186.
- [19] Song W, Wang Y, Li XY. Localized algorithms for energy efficient topology in wireless ad hoc networks. In: Murai J, ed. Proc. of the ACM MobiHoc. New York: ACM Press, 2004. 98–108.

附中中文参考文献:

- [6] 李铭,卢锡城,彭伟.面向无线 ad hoc 网络的一种平面 t -支撑图.通信学报,2005,26(6):62–69.
- [8] 邹仕洪,程时端.一种多速率移动自组网中的拓扑控制算法.软件学报,2004,15(12):1869–1876. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/15/1869.htm>



罗玉宏(1972 -),男,湖南邵阳人,博士,湖南广播电视大学副教授,主要研究领域为无线网中路由算法,网络性能评价.



黄家玮(1976 -),男,博士生,湖南广播电视大学讲师,主要研究领域为网络服务质量.



王建新(1969 -),男,教授,博士生导师,CCF高级会员,主要研究领域为计算机网络.



陈松乔(1940 -),男,教授,博士生导师,CCF高级会员,主要研究领域为软件工程.