

基于位置信息的无线小区自组织网络拓扑控制研究

仲英济^① 袁东风^{①②}

^①(山东大学信息科学与工程学院 济南 250100)

^②(东南大学移动通信国家重点实验室 南京 210096)

摘要: 针对无线小区自组织网络节点连接性不高的问题,在网络节点所处的平面上引入空间约束机制,通过加入位置信息和增大平面以降低网络节点间干扰的方法来减小网络总干扰。分析了网络源节点的广播成功率,计算了网络节点的空间位置下界,并分别就单数据流和多数据流的情况下网络的有效性加以讨论。实验仿真表明,这种新型的网络拓扑控制方法可以有效提高无线自组织网络的相关性能。

关键词: 小区自组织网络; 拓扑控制; 位置信息

中图分类号: TN915.6

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2007)03-0707-04

Research on Topology Control in Wireless Cellular Ad hoc Networks Based on Location Information

Zhong Ying-ji^① Yuan Dong-feng^{①②}

^①(School of Information Science and Engineering, Shandong University, Jinan 250100, China)

^②(Nation Mobile Communications Research Laboratory Southeast University, Nanjing 210096, China)

Abstract: This paper adopted space restrain mechanism in the plain of network nodes due to the lower performance of connectivity in wireless cellular Ad hoc networks, and the total interference of the networks is decreased by considering location information and increasing the plain to lower the co-interference between the nodes. The broadcast success ratio is analyzed, the lower bound of the space location for the network nodes is computed and the efficiency of the network under single-flow and multi-flow environments is discussed separately. The simulation results show that the novel method can improve the performance of the networks significantly.

Key words: Cellular Ad hoc networks; Topology control; Location information

1 引言

无线自组织网络与传统的无线网络的最大不同在于其网络节点间的通信是在没有固定网络设备支持的条件下进行的,其网络连接性较差主要是由节点的移动性和无线特性所致的差错而引起的^[1],错误持续时间较长时,源节点尽管降低了其拥塞窗口的大小,但仍将试图发送数据,从而造成更多数据包的丢失。尽管吞吐量会有所增加,但是却会产生更多的能量消耗,从而使得能量使用的效率降低。另外,由于移动节点可用带宽较低,从而使得源节点的发送速率受限,不得不用较小的拥塞窗口发送数据^[2]。在这种情况下,一旦有数据包丢失,源节点就无法收到足够多的重复确认包来触发快速重传机制,从而造成可用带宽的使用效率降低。已有的研究成果^[1-3]虽然通过对无线自组织网络拓扑进行局

部控制的方法使网络的可靠性得以提高,但却没有定量地提高网络节点的连接性,从而对提高网络有效性的帮助不大。所以有必要基于位置信息对无线自组织网络的拓扑控制方法加以分析和改进。

本文首先基于位置信息提出适用于无线自组织网络的空间约束控制法,然后对处于二维平面的网络拓扑所属的拓扑空间进行了证明,并通过空间属性论证了为保持网络利用率最高,网络应具备的特性,最后通过实验仿真验证了这种拓扑控制方法的有效性。

2 基于位置信息的自组织网络空间约束拓扑控制法分析

假设网络节点数为 n ,每个节点的无线覆盖范围为 $\pi d^2 = [\log n + c(n)]/n$ 。设全部网络节点成为簇头的概率皆相等,且皆具有相同的无线覆盖半径,网络的平均节点密度为 d_s 。另外,鉴于网络节点的移动和分布特性,可以认为在面积为 A_q 的局部区域内的网络节点数是服从泊松分布的随机变量,如下所示:

$$p(k, A_q) = \frac{(d_s \cdot A_q)^k}{k!} e^{-d_s \cdot A_q} \quad (1)$$

由于网络节点是在(0,1]范围之内均匀分布的,任何节点

2005-06-13 收到, 2006-03-21 改回

国家自然科学基金(60372030), 国家留学回国基金(教外司留[2003]406), 山东省自然科学基金重点项目(Z2003G02), 教育部移动通信国家重点实验室开放基金(A2005010), 教育部综合业务网理论与关键技术国家重点实验室开放基金(ISN7-05), 教育部高等学校博士点基金(20030422031)和教育部移动通信国家重点实验室开放基金(A0205)资助课题

成为簇头的概率都应该相等,即在一个包含 $(k+1)$ 个网络节点的集合中某节点被选为簇头的概率为 $1/(k+1)$ 。为了便于计算,令此包含 $(k+1)$ 个网络节点的集合的所有元素皆服从均值为 M_v 的泊松分布,用 $P(M_v)$ 表示某特定网络节点胜于其他 k 个节点而被选为簇头的概率

$$P(M_v) = \sum_{k=1}^{\infty} \frac{M_v^k}{(k+1) \cdot k!} e^{-M_v} = \frac{e^{M_v} - M_v - 1}{M_v \cdot e^{M_v}} \quad (2)$$

另外,当集合中只包含两个元素时,某网络节点胜于另一个网络节点而被选为簇头的概率用 $S(M_v)$ 表示

$$S(M_v) = 1 - e^{-M_v} \quad (3)$$

用 N_a 表示某网络节点一跳临域内节点的平均数目,则由先前的假设可知 $N_a = \pi d_s r^2$,其中 r 是归一化簇头半径。若将某网络节点定义为簇头,必须满足如下两准则:(1)该网络节点在其一跳临域内具有最高优先级;(2)该网络节点在其一跳临域内的一跳临节点中具有最高优先级。对于准则(1)而言,其概率为

$$p_a = \frac{S(N_a)}{N_a} = \sum_{k=0}^{\infty} \frac{N_a^k}{(k+1)k!} e^{-N_a} \quad (4)$$

若要满足准则(2),假设某网络节点 i 仅在其一个临域节点 j 的作用下成为簇头,下面分析其概率的下界。网络节点 i 及其临域节点 j 如图1所示。

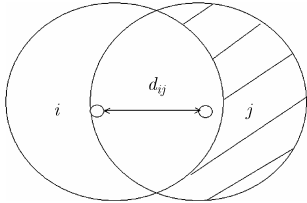


图1 当前节点与临域节点的关系图

下面计算网络节点 i 在其一跳临域节点 j 内具备最高优先级的概率和网络节点 i 在其一跳临域节点 j 的无线覆盖半径之外的临域(图1阴影部分)内具备合理优先级的概率。令图1阴影部分中的网络节点数为 $N_s(t)$

$$N_s(t) = \pi d_s r^2 - 2d_s r^2 A(t) \quad (5)$$

其中 $A(t)$ 是 t 的函数,且 $A(t) = \arccos(t/2) - (t/2) \cdot \sqrt{1 - (t/2)^2}$,参数 t 的概率密度函数 $p(t) = 2t$,则网络节点 i 的优先级低于阴影部分其他网络节点优先级的概率为

$$p_b = S(N_s(t)) - P(N_s(t)) = \sum_{k=1}^{\infty} \frac{k N_s(t)^k}{(k+1)k!} e^{-N_s(t)} \quad (6)$$

对于网络节点 i 在其一跳临域节点 j 内具备最高优先级的情况,其概率为

$$p_c = e^{-N_a} + \frac{P(N_a)(N_a - 1)}{N_a} = \sum_{k=0}^{\infty} \frac{N_a^k e^{-N_a}}{(k+2)k!} \quad (7)$$

则网络节点 i 可以成为簇头的概率为 $p_d = \int_0^1 p(t) \cdot p_b \cdot p_c dt$ 。

Christian 在文献[4]中已经证明,当 $c(n)$ 趋近于无限大时网络的连接性接近于1。随着网络节点数量的增加,网络连接性也会提高。为了使干扰最小化,在包含 n 个网络节点的平面 A_n 上使用空间约束机制。用 $A(v_i)$ 表示网络节点 v_i 的覆

盖圆形区域,且假设网络节点 v_i 和 v_j 可以实现直接互连。在不考虑边界效应的情况下,第三方网络节点 v_k 能够与网络节点 v_j 实现直接互连却无法与网络节点 v_i 实现直接互连的上界为 $A(v_j) - [A(v_i) \cap A(v_j)]$ 。假设第1个网络节点位于 πd^2 的圆周上,而源节点位于圆心处,其他 $n-2$ 个网络节点离散地分布于 $(n-2)\alpha d^2/6$ 之内,为了简单起见,此时不考虑最后一个网络节点的附加空间。因此

$$A_n \geq \pi d^2 + (n-2)\alpha d^2/6 \quad (8)$$

就是网络节点的空间位置下界。

假设网络节点的状态仅有两种,即RTS/CTS握手机制下的数据传送状态和休眠状态^[4]。在稳定的状态下,定义网络节点 n 针对流 f 所发起RTS的概率为 P_{nf} ,定义针对流 f 而数据传送成功的概率为 P_{sf} 。在实现数据成功传送的过程中,需要源节点正确发起数据流,即源节点在发起RTS之前信道的状态应为空闲。另外,为了保证RTS/CTS握手机制的实现,目的节点要确保不会因超出源节点的载波侦听范围而变成隐藏节点。设目的节点因超出源节点的载波侦听范围而变成隐藏节点的概率为 Y_t 。令数据包在被丢弃前网络所发起的RTS最大次数为 u_r ,则在考虑到源节点尝试发起RTS且失败的情况时的丢包概率为

$$P_d = \frac{Y_t^{u_r}(1 - Y_t)}{1 - Y_t^{u_r+1}} \quad (9)$$

3 二维平面下的小区自组织网络拓扑空间证明

本文所使用的系统分析模型是包含7个小区的多小区环境,其中的网络节点符合点态分布。针对网络拓扑的二维平面分析是基于双环型拓扑结构的。双环型拓扑结构如图2所示,网络拓扑由双环构成,双环分别用 $\{C_i\}_{i \in [1,2]}$ 来表示,网络基站位于小区1的中央。令 $\mathcal{E} = C_1 \cup C_2$,可见 C_1 是 \mathcal{E} 的紧子集,对于由 \mathcal{E} 的临域基所组成的开覆盖 U 而言, U 的有限子集 U' 可以覆盖 C_1 ,因此 \mathcal{E}/U 是有限集,且 U 具有有限子覆盖。

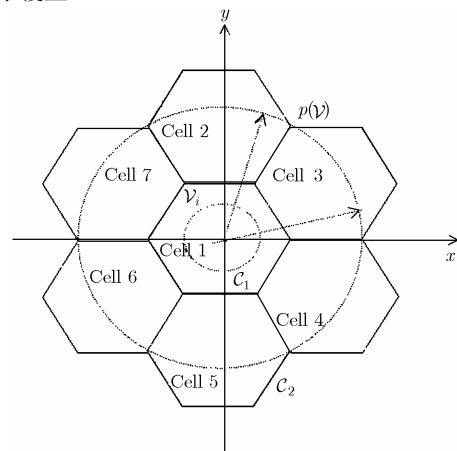


图2 双环型拓扑结构的一种表示方法

由于 $\{e\} : e \in C_2$ 是 \mathcal{E} 的互不相交的不可数开集族,于是 \mathcal{E} 不满足可数链条件,因此 \mathcal{E} 不是可度量化空间。设 $\mathcal{K}_1 \neq \Phi$,若 p 是紧度量空间 C_1 的可数基且 $\{\mathcal{F}\}_{n \in \mathcal{N}}$ 是 \mathcal{K}_1 的

有限覆盖, 则对于任一 $n \in \mathcal{N}$ 和 $\mathcal{K}_n \in \mathcal{N}$, 有 $\mathcal{F}_n = \{\mathcal{V}(e_{n,i}) : i \leq k_n\}$, 其中 $\mathcal{V}(e_{n,i})$ 是 \mathcal{C}_1 的中心在 $e_{n,i}$ 的开圆弧。设

$$U_n = \left(\bigcup_{i < k_n} \mathcal{V}(e_{n,i}) \cup p(\mathcal{V}(e_{n,i})/\{e_{n,i}\}) \right) \cup \mathcal{K}_2 \quad (10)$$

则每一 U_n 皆是 X 的开集且 $\mathcal{K} \subset U_n$ 。对于 \mathcal{E} 中 \mathcal{K} 的每一临域 U , 若 $e \in \mathcal{K}_1$, 则必然存在 \mathcal{C}_1 的中心在 e 的开圆弧 $\mathcal{V}(e)$ 使得

$$\mathcal{V}(e) \cup p(\mathcal{V}(e)/\{e\}) \subset U \quad (11)$$

由 K 的紧性, 存在 $n \in \mathcal{N}$ 使得

$$\mathcal{K}_1 \subset \left(\bigcup_{i < k_n} \mathcal{V}(e_{n,i}) \cup p(\mathcal{V}(e_{n,i})/\{e_{n,i}\}) \right) \subset U \quad (12)$$

因此 $\mathcal{K} \subset U_n \subset U$, \mathcal{E} 中每一紧子集皆具有可数临域基。由此可见双环型拓扑结构隶属于 Alexandroff 双环空间^[5,6]。

为了便于分析, 先给出如下两个假设: 第一, 网络节点在网络平面中随机分布, 若网络覆盖区域的面积为 A , 则网络中每一节点无线覆盖范围的面积平均值为 A/n_t , 其中 n_t 为网络节点的总数; 第二, 网络中业务量的分布为随机模式^[7,8], 若网络中拥塞节点的数量为 n_y , 则每一节点拥塞概率均为 n_y/n_t 。则链路丢包率可表示为

$$P_l(n_y) = \left(1 - \frac{s(n_y)}{t(n_y)} \right)^{n_y} \cdot \frac{s(n_y)}{n_y - n_y \left\{ 1 - \left[\frac{s(n_y)}{t(n_y)} \right] \right\}^{n_y+1}} \quad (13)$$

为了保证网络利用率最高, 网络应具备如下 3 个特性:

- (1) 若 $M_c < n_y$, 则 $P_l(n_y)$ 将保持恒定。
- (2) 若 $M_b < n_y$, 则 $P_l(n_y)$ 随 n_y 的增加而提高。
- (3) 若 $M_b > n_y$, 则 $P_l(n_y)$ 趋近于 0。

对于特性(1), 仅有 M_b 个节点能够成功传送数据, 则 $t(n_y) \approx M_c$ 且 $s(n_y) \approx M_b$ 。对于特性(2), 所有的 n_y 个节点皆能发起 RTS, 但只有 M_b 个节点可以成功传送数据, 即 $t(n_y) \approx n_y$ 且 $s(n_y) \approx M_b$, 则 $M_c > n_y > M_b$ 。随着网络负荷 (B_n) 的增加, 即 n_y 的增加, 链路丢包率会提高。对于特性(3), 所有的 n_y 个节点皆能成功传送数据, 即 $t(n_y) \approx n_y$ 且 $s(n_y) \approx n_y$, 即在 B_n 合理的情况下, 链路丢包率极低, 从而使网络性能得以保证。但是当 B_n 较大时, 网络性能会恶化。

4 仿真结果与分析

仿真基于 NS-2, 并在 $2000\text{m} \times 2000\text{m}$ 的正方形区域内进行, 此仿真系统内的网络结构为 7 个小区构成的多小区结构, 网络节点按照特定的拓扑形式随机分布其中。节点间的链路皆为双向链路。所有小区的基站皆使用全向天线, 且其无线覆盖半径皆为 500m。每个基站具有 128 个可用数据信道。仿真系统的 Ad hoc 模式的 MAC 层协议使用 DCF 与 “802.11g+802.11a” 的混合模式, 小区模式的 MAC 层协议采用 PCF 模式。仿真系统的网络层路由寻址协议采用了位置信息的改良 DSR 协议^[9]。传输层的协议仅考虑 TCP 协议且假定功率消耗仅取决于节点和基站间的距离。小区间的切换机制为硬切换, 每个点上的仿真时间取 3600s。为了

便于分析, 用归一化的节点覆盖半径 (r/R) 来表征网络节点的无线覆盖范围。

图 3 给出了节点数量分别为 1000 和 2000 时, 节点覆盖半径取不同的值所对应的实现节点全连接的概率曲线。如图 4 所示, 当节点覆盖半径 r 仅为 R 的十分之一时, Ad hoc 网络实现节点全连接的概率近乎为零, 即在这种情况下, 难以实现网络节点的全部连接。但是随着 r 的增加, 此概率会迅速增大。在网络节点数量取值为 1000 的情况下, 当 $r = 0.3R$ 时, 即可确保全部网络节点的连接。相比较而言, 在网络节点数量取值为 2000 的情况下, 确保全部网络节点的全连接相对困难。在相同的节点覆盖条件下, 其性能较之 $n = 1000$ 时最大相差 27.81%, 但仍能保证较高的连接概率。由此可见, 通过位置信息对网络进行空间约束, 可以有效实现网络的拓扑控制, 从而在网络节点数量较少和较多的情况下皆可以保证节点的全连接性。

不同网络负荷条件下保证节点连接性的概率比较如图 4 所示。与图 4 所示的结果类似, 当 $r \leq 0.1R$ 时, Ad hoc 网络实现节点全连接的概率约为零, 随着 r 的增加, 此概率也会迅速增大。当网络负荷 $B_n = 50\text{Mb/s}$ 时, r 取值 $0.3R$ 就可以保证 80% 以上的网络节点实现连接。 $B_n = 100\text{Mb/s}$ 时, 即使 r 的取值高达 $0.35R$, 网络节点全连接概率也只能达到 0.57。这说明, 网络负荷的增加对网络节点连接性的负面影响较重, 当网络负荷过高时, 即使借助位置信息加强网络的拓扑控制, 仍难以使节点的全连接性处在较高的水平上。

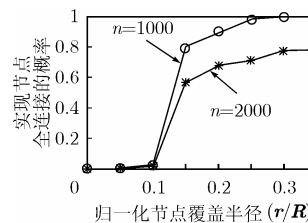


图 3 不同节点数量条件下保证节点连接性的概率比较

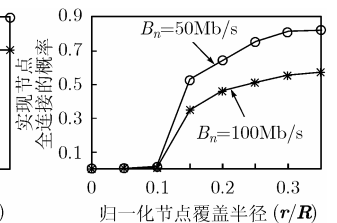


图 4 不同网络负荷条件下保证节点连接性的概率比较

以上是在考虑位置信息的前提下, 验证了网络节点数量和网络负荷的变化对节点连接性的影响。下面取网络节点全连接概率为固定值, 对考虑位置信息的情况和不考虑位置信息的情况下节点覆盖半径的变化加以比较, 如图 5 所示。

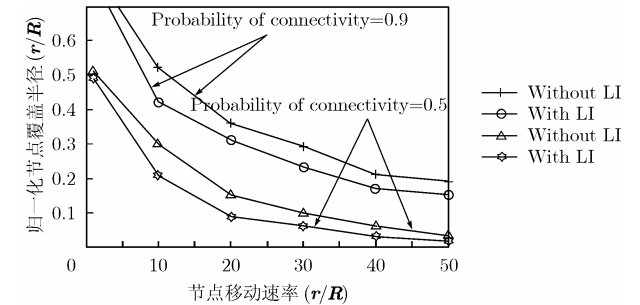


图 5 不同连接性要求下节点的覆盖半径变化曲线

由图 5 可见, 当网络节点全连接概率取值为 0.5 时, 网络节点的覆盖半径会随着节点移动速度的增加而呈下降趋势。

在借助位置信息实现网络拓扑控制的情况下, 由于拓扑控制精确度的提高和网络节点间干扰的降低, 节点覆盖半径在取值较小时即可保证网络元素实现 50% 的连接, 并可以有效节约节点能量。在不考虑位置信息的情况下, 节点覆盖半径相对较大, 在网络节点移动速度为 10m/s 时, 此项性能较之考虑位置信息的情况有高达 9.92% 的差别。随着节点移动速度的进一步提高, 两者的性能有接近的趋势。当网络节点全连接概率取值为 0.9 时, 由于对网络连接性要求的提高, 节点覆盖半径不得不随之增大, 但总的趋势与概率取值为 0.5 时类似。

5 结束语

本文基于用网络节点位置信息保证拓扑控制精度的思想, 在网络节点所处的平面上引入空间约束机制, 通过加入位置信息和增大平面以降低网络节点间干扰的方法来减小网络总干扰。对网络源节点的广播成功率加以研究和分析, 计算了网络节点的空间位置下界, 分别就单数据流和多数数据流情况下网络的有效性加以讨论。仿真结果表明, 引入位置信息思想的空间约束机制可以有效确保网络数据流的精度, 从而可以在保证流的识别精度的前提下更合理地发挥系统优势, 并能够显著提高无线自组织网络的相关性能。

参 考 文 献

- [1] Santi P and Blough D. The critical transmitting range for connectivity in sparse wireless ad hoc networks[J]. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2003, 2(1): 25–39.
- [2] Chaskar H and Lsksbrian T. TCP over wireless with link level error control: analysis and design methodology[J]. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 1999, 7(6): 605–615.
- [3] Hu L. Topology control for multihop packet radio networks[J]. *IEEE Trans. on Communication*, 1993, 41(2): 1424–1481.
- [4] Christian B. On the connectivity of ad hoc networks[J]. *The Computer Journal*, 2004, 47(4): 432–447.
- [5] Ikeda Y, Liu Chuan, and Tanaka Y. Quotient compact images of metric space and related matters. *Topology Appl*, 2002, 122(3): 237–252.
- [6] Garcia P and Petrou M. Classification of binary textures using the one-dimensional Boolean model. *IEEE Trans. on Image Processing*, 1999, 8(10): 1457–1462.
- [7] 何国光, 曹志彤, 陈宏平, 朱萍. 基于轨道空间压缩的混沌神经网络控制[J]. *电子与信息学报*, 2004, 26(1): 142–145.
He Guo-Guang, Cao Zhi-tong, Chen Hong-ping, and Zhu Ping. Controlling chaos in a neural network based on the orbit space compression[J]. *IEEE Trans. on Journal of Electronics & Information Technology*, 2004, 26(1): 142–145.
- [8] Binachi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function[J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2000, 18(3): 535–547.
- [9] Zhong Ying-ji and Yuan Dong-feng. Dynamic source routing protocol for wireless ad hoc networks in special scenario using location information[C]. *IEEE ICCT'2003, Beijing*, 2003, vol 2: 1287–1290.

仲英济: 男, 1976 年生, 博士, 讲师, 研究方向为自组织网络、多媒体网络、跨层优化和 QoS.

袁东风: 男, 1958 年生, 博士, 教授, 博士生导师, IEEE 高级会员, 中国电子学会高级会员, 中国通信学会高级会员, 山东大学信息科学学院院长. 已在核心刊物和重要国际会议上发表论文 200 余篇. 主要研究方向为多级编码、时空编码、OFDM、LDPC、Turbo Code、自组织网络、跨层优化等.