构造自组网的容错骨干集

时 锐, 左德承, 张 展, 杨孝宗
(哈尔滨工业大学计算机科学与技术学院, 黑龙江哈尔滨 150001)

摘 要: 为简化网络结构和提高网络性能所使用的骨干网技术若未考虑容错易造成自组网无法面对节点和无线信道失效. 本文研究了如何利用容错骨干来提高网络可靠性, 设计了一种分布式容错骨干集构造算法 LKFB, 满足网络内任意两点之间仅通过容错骨干集保持最大限度 K 连通容错能力. 仿真结果表明, LKFB 能够通过改变 K 值来调整网络的容错能力, 通过增加较少的骨干节点换得较高的容错性能. 最后通过修改权值函数能够保证按照全网能耗均衡的方式选择容错骨干.

关键词: 容错; 骨干集; 骨干网; 自组网
中图分类号: TP393 文献标识码: A 文章编号: 0372-2112 (2006) 02-0287-06

Fault-Tolerant Backbone Set Construction in Ad Hoc Network

SHI Rui, ZUO De-cheng, ZHANG Zhan, YANG Xiao-zong
(School of Computer Science and Technology, Harbin Institute of Technology, Harbin, Heilongjiang 150001, China)

Abstract Backbone technology has been proposed to simplify network structure and improve network performance. Without regard to fault tolerance, however, this will degrade the reliability of Ad hoc networks and make communications through constructed backbone susceptible to disabilities of nodes or wireless links. In this paper we explore how to improve network reliability through fault-tolerant backbone. We proposed a localized algorithm (LKFB) to construct the fault tolerance backbone, based on which the maximum extent K fault-tolerant connectivity for any two nodes in the network could be preserved. Simulation results show that by using LKFB network structure can be simplified since the number of gateway nodes has been decreased, and meanwhile by adjusting K network reliability can be controlled. Finally energy-aware fault-tolerant backbone could be constructed through modification of the algorithm's weight function.

Key words fault tolerance; backbone node set; backbone network; ad hoc network

1 引言

自组网是一种具有自组织能力的分布式多跳无线网络, 每个节点都可以按需充当网关, 协助完成网络通讯的任务. 网络拓扑在路由等许多网络任务中扮演重要角色, 它可以从许多方面影响系统性能. 原始的网络拓扑是由不可预测的节点位置及电台半径所决定, 由于无线电台在共享信道上的广播特性, 使得无线信道碰撞几率随网络密度的增大而提高. 通过网络结构简化, 能够减少信道碰撞和节省能量, 提高网络吞吐量和空间重用性, 从而提高网络的可扩展性. 网络结构简化主要通过两种方式实现: 调整电台半径进行拓扑控制和基于连通支配集构造骨干网. 分布式拓扑控制算法通常依靠周期性的 Hello包获取局部拓扑信息, 由每个节点自己决定所使用的电台半径, 其综述参见[1]. 构造骨干网是针对固定电台半径, 通过选择某些节点作为骨干节点, 由骨干节点的集合(称为骨干集)形成骨干网, 仅在骨干节点执行路由算法, 使其充当网关从而担负起自组网通讯的责任. 与拓扑控制方式不同, 构造骨干网是通过裁减冗余网关、降低网关节点比例来简化网络结构, 通过减小信道碰撞几率和简化路由表来提高网络性能, 通过非骨干节点周期性休眠来节省能量. 分布式算法如[2~6]通过寻找连通支配集, 形成网络的骨干. 有关构建骨干网的综述参见[7].

无论通过何种方式简化网络结构, 面对节点和信道的失效需要考虑网络健壮性. 文[8]中提出了保持最大限度K连通容错特性的拓扑控制概念, 讨论了具有容错特性的

收稿日期: 2005-07-12; 修回日期: 2005-10-10
基金项目: 基础基金 (No.51416040101HT0117); "十五"预研基金 (No.41316.4.4); 黑龙江省攻关项目 (No.GC04A113)

拓扑控制问题.而目前大多数构造骨干网的算法都是以构造一个连通支配集为最终目标[7],均未考虑最终生成的骨干网的容错特性,使得减少网关节点后,建立在骨干网上的通讯非常脆弱,路径冗余少,网络不健壮.

本文先分析了连通支配集作为骨干集的局限性,从图论的角度提出了更具普遍意义的骨干集的定义.在文献[8]的基础上从两点之间的容错连通角度出发,考虑形成的骨干网对于网络中任意两点之间容错连通的影响,提出了保持K点、K边和K路径连通的骨干集.针对自组网不可预测的拓扑结构G,提出了保持最大限度K容错连通骨干集的概念.提出了一种基于K条内部节点互不相交路径的分布式骨干集构造算法LKFB(Localized K Fault-tolerant Backbone),能使G内任意两点之间通过骨干集保持最大限度K容错连通能力.对算法的有效性进行了证明,并给出了仿真结果.讨论了以能耗均衡方式构造容错骨干网的问题.

2　模型与符号

设网络的拓扑结构为图G,本文所指的图均为平面图.$V(G)$表示所有节点的集合,$E(G)$表示所有边的集合.设各节点的电台半径均为R,用$dsit(u,v)$表示节点u,v之间的欧式距离,$\langle u,v\rangle$表示自u到v的一条边,有$\langle u,v\rangle\in E(G)\Leftrightarrow dist(u,v)<R$. $u\Rightarrow v$表示u连通到v,包括u与v直接一跳或多跳到达v.使用$p^{u\Rightarrow v}$表示从u到v的一条路径,如未声明,本文提到的所有路径均为节点不重复的无环简单路径.路径长度用$l(p^{u\Rightarrow v})$表示,路径上的点集与边集分别用$V(p^{u\Rightarrow v})$,$E(p^{u\Rightarrow v})$表示.使用$N(u)$表示点u的一跳内所有邻居(开集邻居,不包括u).对于点集$A\subseteq V(G)$,使用$G[A]$表示通过A得到的G的诱导子图.

3　定义与分析

3.1　支配集DS(Dominating Set)与连通支配集CDS(Connected Dominating Set)

若两个点集A、C是$V(G)$的一个划分,能够满足$\forall u\in A$,$\exists v\in C$使得$u\in N(v)$,则称C为图G的一个支配集,显然,图G中的所有节点,或者是支配集中的点,或者与支配集中的点一跳相邻.若通过支配集C得到的G的诱导子图$G[C]$是连通图,则称C为图G的一个连通支配集.显然,只有连通图G才会有连通支配集.目前大多数构造骨干网的算法都是以构造一个连通支配集为目标[7].

然而由于自组网所形成的拓扑结构G具有很大的随机性和多样性,连通支配集的概念有时不能够充分表达“网络骨干节点”的含义,如对于非连通图,不存在连通支配集,但是仍然存在网络骨干节点集合.而对于完全图,按照连通支配集的定义应该至少存在一个节点为连通支配集.然而,由于完全图中任意两点都彼此相邻,无需骨干节点存在.

3.2　骨干集和骨干节点

骨干集是G中所有节点集的一个子集,集合内的节点称为骨干节点.当G中任一节点u发出广播包时,仅经由骨干节点转发就可覆盖u所在的极大连通子图内所有节点;仅在骨干节点上运行路由算法(充当网关),就能使得每一个极大连通子图内任意节点间相互路由.由此给出其定义如下:

设点集$B\subseteq V(G)$,对于任意两个节点$u,v\in V(G)$,若在G中存在路径$p^{u\Rightarrow v}$,则在通过$B\cup\{u,v\}$得到的G的诱导子图$G[B\cup\{u,v\}]$中仍然存在路径$p'^{u\Rightarrow v}$,则B是G的一个骨干集,B中的节点称作骨干节点.有如下定理:

定理1　当G是连通图且非完全图时,一个G的骨干集B是G的一个连通支配集.

证明　(1)B是G的一个支配集.只要证明对于任意一点$u\in V(G)$,若$u\notin B$则u必是B中某点的一跳邻居.设点$u\notin B$,分两种情况:(a)若u至少存在一个两跳邻居,不妨设其为v,故在G中u到v存在长度为2的路径$p^{u\Rightarrow v}$.按照骨干集的定义,在$G[B\cup\{u,v\}]$中仍然存在路径$p'^{u\Rightarrow v}$,由于u与v不相邻,故u必定和B中的结点相邻.(b)若u不存在两跳邻居,即所有其他节点都与u一跳相邻.由G为非完全图,不妨设节点v存在两跳邻居w,因此在G中v到w存在长度为2的路径$p^{v\Rightarrow w}$.按照骨干集的定义,在$G[B\cup\{v,w\}]$中仍然存在路径$p'^{v\Rightarrow w}$,由于v与w不相邻,故v必定和B中的结点相邻.由于$u\notin B$,考虑到u与其他所有节点一跳相邻,故u必定和B中的结点相邻;(2)$G[B]$是连通图.由于G是连通图,$B\subseteq V(G)$,故对于任意两点$u,v\in B$在G中都存在路径$p^{u\Rightarrow v}$.按照骨干集的定义,u与v在$G[B\cup\{u,v\}]=G[B]$中仍存在路径$p'^{u\Rightarrow v}$.

3.3　*K*点(边、路径)连通

若两点$a,b\in V(G)$,任意移去G中除a,b之外的$K-1$个点及其相关的边,仍然存在路径$p^{a\Rightarrow b}$,称$a\Rightarrow b$在图G中是K点连通的.若任意移去G中$K-1$个点及其相关边仍能得到一个连通图,则称图G是K点连通图.显然图G是K点连通图等价于图G中任意两点都是K点连通的.

若两点$a,b\in V(G)$,任意移去G中的$K-1$条边,仍然存在路径$p^{a\Rightarrow b}$,称$a\Rightarrow b$在图G中是K边连通的.若任意移去G中$K-1$条边仍能得到一个连通图,则称图G是K边连通图.图G是K边连通图等价于图G中任意两点都是K边连通的.若两点$a,b\in V(G)$,至少存在K条路径,$p_i^{a\Rightarrow b}$,$i=1,2,\cdots,K$,称$a\Rightarrow b$在图G中是K路径连通的.若图G中任意两点间都至少存在K条不同的路径,则称图G是K路径连通图.

3.4　容错骨干集

设点集$B\subseteq V(G)$,对于任意两个节点$a,b\in V(G)$,若$a\Rightarrow b$在$G[B\cup\{a,b\}]$中能够K点连通,则B是G的一个保持K点连通的骨干集.

类似可以定义保持K边连通的骨干集和保持K路径连通的骨干集.

3.5 保持最大限度 *K* 容错连通的骨干集

仅当 G 为 K 点 (边、路径) 连通图时, 才会存在保持 K 点 (边、路径) 连通的骨干集. 然而, 由于自组网不可预测的拓扑结构, 无法保证 G 本身是 K 点 (边、路径) 连通图, 即使使用 $B = V(G)$, 也无法保证存在 K 点 (边、路径) 连通的骨干集. 因而我们提出保持最大限度 K 容错的连通的骨干集的概念:

设点集 $B \subseteq V(G)$, $0 < S < K$, 对于任意两节点 $a, b \in V(G)$.

若满足: (1a) 若在 G 中 $a \Rightarrow b$ 能够 K 点连通, 则在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中 $a \Rightarrow b$ 仍能够 K 点连通; (1b) 若在 G 中 $a \Rightarrow b$ 仅能 S 点连通, 则在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中 $a \Rightarrow b$ 仍能 S 点连通; 则称 B 是 G 的一个保持最大限度 K 点连通的骨干集.

若满足: (2a) 若在 G 中 $a \Rightarrow b$ 能够 K 边连通, 则在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中 $a \Rightarrow b$ 仍能够 K 边连通; (2b) 若在 G 中 $a \Rightarrow b$ 仅能 S 边连通, 则在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中 $a \Rightarrow b$ 仍能 S 边连通; 则称 B 是 G 的一个保持最大限度 K 边连通的骨干集.

若满足: (3a) 若在 G 中 $a \Rightarrow b$ 至少存在 K 条路径, 则在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中 $a \Rightarrow b$ 仍然至少存在 K 条路径; (3b) 若在 G 中 $a \Rightarrow b$ 仅存在 S 条路径, 则在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中这 S 条路径仍全部保留; 则称 B 是 G 的一个保持最大限度 K 路径连通的骨干集.

特性 (1a) 反映了 $a \Rightarrow b$ 对骨干节点出错的容错能力. 特性 (2a) 反映了 $a \Rightarrow b$ 对骨干节点相关的有向边 (通讯信道) 出错的容错能力. 特性 (3a) 保证了 $a \Rightarrow b$ 通过骨干节点的多路径连通. 特性 (1b、2b、3b) 则保证在图 G 中 $a \Rightarrow b$ 原本较脆弱的容错能力 (点、边、路径) 不会由于使用骨干网而更加脆弱.

若 B 能够同时满足保持最大限度 K 点, K 边和 K 路径连通的骨干集, 则称其为保持最大限度 K 容错连通的骨干集. 显然, 若 B 为保持最大限度 K 容错连通的骨干集, 则对于 G 为 K 点 (边、路径) 连通图时, 由性质 (1a、2a、3a) 能够保证 B 为保持 K 点 (边、路径) 连通的骨干集.

下面给出一个能够保持最大限度 K 容错连通的骨干集的分布式构造算法 LKFB. 针对自组网可能出现的任意拓扑结构 G, 生成的容错骨干集能够保持 G 中任意两点间的最大限度 K 连通容错能力.

4 LKFB 算法

首先定义权值函数 $w: V \to R$ 满足 $w(u_0) > w(u_1) \Leftrightarrow id(u_0) > id(u_1)$, $id(u)$ 表示节点 u 的序号, 可以取其 IP 地址或 MAC 地址. 这样可以保证在图 G 中没有两点的权值一样大. 各节点算法相同, 以 u 为例.

4.1 收集 *N(u)* 信息

各节点通过发送含有自己 id 信息的 Hello 包且捎带自己的位置信息 (可以通过 GPS 或其他定位方式获得的相对位置信息), 能够获得 G 中自己一跳邻居及其位置信息. 在无法获得自己位置信息的情况下, 也可以通过相对距离 (例如通过检测 Hello 包的信号衰减) 实现算法, 在这种情况下 Hello 包中捎带自己与 N(u) 中各点的相对距离.

4.2 决定自己是否属于骨干集 *B*

基于 N(u), 若对于任意两点 $u_0, u_1 \in N(u)$ 都至少存在 K 条内部节点互不相交的路径, 且这些内部节点 (如果有的话) 的权值比 u 大, 则 u 不属于 B, 否则 u 声明自己属于 B. 或用数学描述: $u \notin B \Leftrightarrow \forall u_0, u_1 \in N(u), u_0 \neq u_1$, 至少存在 K 条路径 $p_i^{u_0 \Rightarrow u_1}$, $i = 1, 2, \cdots, K$, 有: $\forall i \neq j, V(p_i^{u_0 \Rightarrow u_1}) \cap V(p_j^{u_0 \Rightarrow u_1}) = \{u_0, u_1\}$, 且满足 $l(p_i^{u_0 \Rightarrow u_1}) = 1$ 或 $l(p_i^{u_0 \Rightarrow u_1}) > 1$ 且 $\forall v \in (V(p_i^{u_0 \Rightarrow u_1}) - \{u_0, u_1\})$, 有 $w(v) > w(u)$.

算法构造出来的 B 为保持最大限度 K 容错连通的骨干集.

4.3 *B* 优化裁减成为 *B′*

若 $u \in B$, 则进一步判断自己是否能够从 B 中裁减掉. 将 N(u) 划分为: 声明自己为 B 的节点的集合, 记为 NB(u), 其余节点的集合, 记为 $\overline{NB}(u)$. 有以下裁减条件:

若 u 的任意一个非骨干邻居及 u 自己都至少被 K 个权值比 u 小的骨干邻居所覆盖, 且 u 的任意两个骨干邻居都至少存在 K 条点不相交的路径, 路径上的点 (如果有的话) 都是比 u 的权值小的骨干点构成, 则 u 能够从 B 中裁减掉. 或用数学描述, 若同时满足:

(1) $\forall v \in (\overline{NB}(u) \cup u)$, 至少存在 K 个节点 $v_i \in NB(u)$, $i = 1, 2 \cdots K$, 满足 $w(v_i) < w(u)$ 且 $v \in N(v_i)$;

(2) $\forall u_0, u_1 \in NB(u)$, $u_0 \neq u_1$, 至少存在 K 条路径 $p_i^{u_0 \Rightarrow u_1}$, $i = 1, 2, \cdots K$, 有: $\forall i \neq j, V(p_i^{u_0 \Rightarrow u_1}) \cap V(p_j^{u_0 \Rightarrow u_1}) = \{u_0, u_1\}$, 且满足 $l(p_i^{u_0 \Rightarrow u_1}) = 1$ 或 $l(p_i^{u_0 \Rightarrow u_1}) >$ 且 $\forall v \in (V(p_i^{u_0 \Rightarrow u_1}) - \{u_0, u_1\})$, 有 $v \in NB(u)$ 且 $w(v) < w(u)$.

则 u 能够从 B 中裁掉.

B 中的节点经过裁减剩余的集合为 B′, 仍为保持最大限度 K 容错连通的骨干集.

5 证明

考虑任意两点 $a, b \in V(G)$, 从图 G 到其诱导子图 $G[B \cup \{a, b\}]$ 相当于移除了点集 $RN = V(G) - (B \cup \{a, b\})$, 以及与这些点相关联的边, 由于移除的顺序对最终的诱导子图 $G[B \cup \{a, b\}]$ 没有影响, 为证明方便, 设移除的点是按照权值由小到大的顺序移除的. 设 RN 中共有 m 个点, $m \geqslant 0$, v_i 表示移去的 m 个点中权值为第 i 大的点, $REL(v_i)$ 表示 G 中所有与 v_i 相关的边, $i = 1, 2, \cdots, m$, 并令 $v_0 = \phi$ 且其权值小于 RN 中任何一个点的权值, 故 $REL(v_0) = \phi$. 使用 $G_i = G[V(G) - \{v_0, v_1, \cdots, v_i\}]$ 表示移去第 i 个点后图 G 的诱导子图, $i = 0, 1, \cdots, m$, 则从 G 到其诱导子图 $G[B \cup \{u, v\}]$ 的变化过程为:

$$G \xrightarrow[\text{及 } REL(v_0)]{\text{移去 } v_0} G_0 \xrightarrow[\text{及 } REL(v_1)]{\text{移去 } v_1} G_1 \cdots \xrightarrow[\text{及 } REL(v_i)]{\text{移去 } v_i} G_i \cdots$$

$\xrightarrow[\text{及 REL}(v_m)]{\text{移去 } v_m} G_m = G[B \cup \{a, b\}]$ 有: $w(v_{i-1}) < w(v_i)$, $V(G_i) = V(G_{i-1}) - \{v_i\} = V(G) - \{v_0, v_1, \cdots, v_i\}$, $E(G_i) = E(G_{i-1}) - REL(v_i) = E(G) - REL(v_0) - REL(v_1) - \cdots - REL(v_i)$, $i = 1, \cdots, m$. 可得到如下定理:

定理 2 若 $a \Rightarrow b$ 在 G 中 K 点连通, 则在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中仍是 K 点连通.

证明 考虑到 m 为有限值, 使用数学归纳法来证明.

(1)基础: $G = G_0$, 定理成立.

(2)假设: G_i 中 $a \Rightarrow b$ 是 K 点连通的.

(3)递推: 下面来证明 G_{i+1} 中 $a \Rightarrow b$ 也是 K 点连通的.

设 $v_{i+1} = u$, 即 $G_{i+1} = G_i - u$. 由于 $u \in RN = V(G) - (B \cup \{a, b\})$, 故 $u \notin B$ 且 $u \neq a$, $u \neq b$. 由假设, G_i 中 $a \Rightarrow b$ 是 K 点连通的, 设任意取走除 a, b 之外的 $K-1$ 个点 $\{rv_1, rv_2, \cdots, rv_{k-1}\}$ 及其相关边后, 在 G_i 中 $a \Rightarrow b$ 的路径为 p, 则 $rv_k \notin V(p)$, $k = 1, 2, \cdots, K-1$. 若 $u \notin V(p)$, 则 p 在 G_{i+1} 中仍然存在, 定理得证. 若 $u \in V(p)$, 则 $u \notin \{rv_1, rv_2, \cdots, rv_{K-1}\}$. 由于 p 是一条简单路径, 不妨设 p 为 $p^{a \Rightarrow u_0}$, $\langle u_0, u\rangle$, $\langle u, u_1\rangle$, $p^{u_1 \Rightarrow b}$. 考虑到 $G_{i+1} = G_i - u$, 故在 G_{i+1} 中移去 $\{rv_1, rv_2, \cdots, rv_{K-1}\}$ 及其相关边后仍然有 $a \Rightarrow u_0$, $u_1 \Rightarrow b$ 成立. 因为 $u \notin B$, 按照算法 LKFB 则对于任意两点 $u_0, u_1 \in N(u)$ 都至少存在 K 条内部节点互不相交的路径 $p_j^{u_0 \Rightarrow u_1}$, $j = 1, 2, \cdots K$, 且这些内部节点 (如果有的话)的权值比 u 大. 由于节点的移出顺序 (按照权值由小到大)保证在从 G_i 移去 u 及其相关边得到 G_{i+1} 的时候, 比 u 的权值大的点都没有移走, 即 $p_j^{u_0 \Rightarrow u_1}$, $j = 1, 2, \cdots K$ 在 G_{i+1} 中存在. 所以即使 $\{rv_1, rv_2, \cdots, rv_{K-1}\} \subset \sum_{j=1}^{K} V(p_j^{u_0 \Rightarrow u_1}) - \{u_0\} - \{u_1\}$, $u_0 \Rightarrow u_1$ 依然成立, 故在 G_{i+1} 中仍有 $a \Rightarrow b$, 定理得证.

推论 若在 G 中仅 S 点连通 $(S < K)$, 则在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中仍是 S 点连通. 证明类似, 略.

定理 3 若 $a \Rightarrow b$ 在 G 中 K 边连通 $(S < K)$, 则在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中仍是 K 边连通. 证明类似, 略.

推论 若 $a \Rightarrow b$ 在 G 中仅 S 边连通 $(S < K)$, 则在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中仍是 S 边连通. 证明类似, 略.

定理 4 若 $a \Rightarrow b$ 在 G 中至少存在 K 条路径, 则在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中仍至少存在 K 条路径.

证明 使用数学归纳法来证明.

(1)基础: $G = G_0$, 定理成立.

(2)假设: G_i 中 $a \Rightarrow b$ 至少存在 K 条路径.

(3)递推: 下面来证明 G_{i+1} 中 $a \Rightarrow b$ 也至少存在 K 条路径.

设 $v_{i+1} = u$, 图 G_i 中 $a \Rightarrow b$ 存在的 K 条路径为 $p_1, p_2, \cdots p_K$. 若 $u \notin V(p_k)$, $k = 1, 2, \cdots, K$, 则定理成立. 否则, 不妨设 $u \in V(p_1)$. 将 p_1 表示为 $p^{a \Rightarrow u_0}$, $\langle u_0, u\rangle$, $\langle u, u_1\rangle$, $p^{u_1 \Rightarrow b}$. 由于 $G_{i+1} = G_i - u$, 因此 $p^{a \Rightarrow u_0}$ 和 $p^{u_1 \Rightarrow b}$ 在 G_{i+1} 中依然存在. 由于 $u \notin B$, 按照算法则对于任意两点 $u_0, u_1 \in N(u)$ 都至少存在 K 条内部节点互不相交的路径 $p_j^{u_0 \Rightarrow u_1}$, $j = 1, 2, \cdots K$, 且这些内部节点 (如果有的话)的权值比 u 大. 由于节点的移出顺序 (按照权值由小到大)保证在从 G_i 移去 u 及其相关边得到 G_{i+1} 的时候, 比 u 的权值大的点都没有移走, 即 $p_j^{u_0 \Rightarrow u_1}$, $j = 1, 2, \cdots K$ 在 G_{i+1} 中存在. 因此在 G_{i+1} 中 $a \Rightarrow b$ 至少存在 K 条可能出现重复节点的路径: $p^{a \Rightarrow u_0}$, $p_j^{u_0 \Rightarrow u_1}$, $p^{u_1 \Rightarrow b}$ $(j = 1, 2, \cdots K)$. 由于 p_1 是图 G_i 中的一条简单路径, 所以, $\langle u_0, u\rangle$, $\langle u, u_1\rangle$, $p^{u_1 \Rightarrow b}$ 没有公共点, 且 $p_j^{u_0 \Rightarrow u_1}$ $(j = 1, 2, \cdots K)$ 是 K 条内部节点互不相交的路径, 因此在 G_{i+1} 中这 K 条可能出现重复节点的路径消去环后, 仍然能够形成 K 条不同的简单路径, 定理得证.

推论 若 $a \Rightarrow b$ 在 G 中仅存在 S 条路径, 则这 S 条路径在 $G[B \cup \{a, b\}]$ 中都将被保留.

证明 使用反证法. 不妨设图 G 中 $a \Rightarrow b$ 的路径 p_1 上的边 $\langle u_0, u\rangle$, $\langle u, u_1\rangle$ 在图 G_i 到图 G_{i+1} 时由于移去节点 u 及其相关边而断开, 因此 $u \in V(p_1)$. 由定理 4 的证明可知, 若 $u \in V(p_1)$, 则移去 u 及其相关边后, 在 G_{i+1} 中 a 到 b 将形成至少 K 条路径. 由于 $E(G_{i+1}) \subset E(G_0)$, $V(G_{i+1}) \subset V(G_0)$, 故 $a \Rightarrow b$ 在 $G_0 = G$ 中至少存在 K 条路径, 这与 $S < K$ 矛盾. 定理得证. 对于 B 经过优化裁减条件生成的 B', 证明类似, 不再累述.

6 仿真结果

在自组网仿真器 GloMoSim[9] 上实现了算法 LKFB, 图 1 为 50 节点随机分布在 500×500 区域内由可视工具 VT 给出的容错骨干集 B 及经过优化的 B', 红色带圈节点为骨干节点. 为了得到骨干节点所占比例与 K 值及网络密度的关系, 使用 100 节点随机分布在 $1000 \times 1000m^2$ 区域内, 电台半径从 250m 增至 600m, 统计 B 与 B' 占全部节点的比例. 改变随机种子生成 100 幅场景, 得到的平均值示于图 2 可以得到如下结论: (1)随节点密度增大, 骨干节点所占比例逐渐减小. 事实上极限情况出现在所有节点处于一跳范围内, 网络成为完全图时: $K = 1$ 有 $|B| = |B'| = 0$, $K = 2$ 有 $|B| = |B'| = 3$, $K = 3$ 有 $|B| = |B'| = 4$; (2)相同网络密度下, 网络可靠性越高, 即 K 值越大, 需要的骨干点的比例越大; (3)通过优化条件得到的 B' 能够进一步减少骨干点的比例.

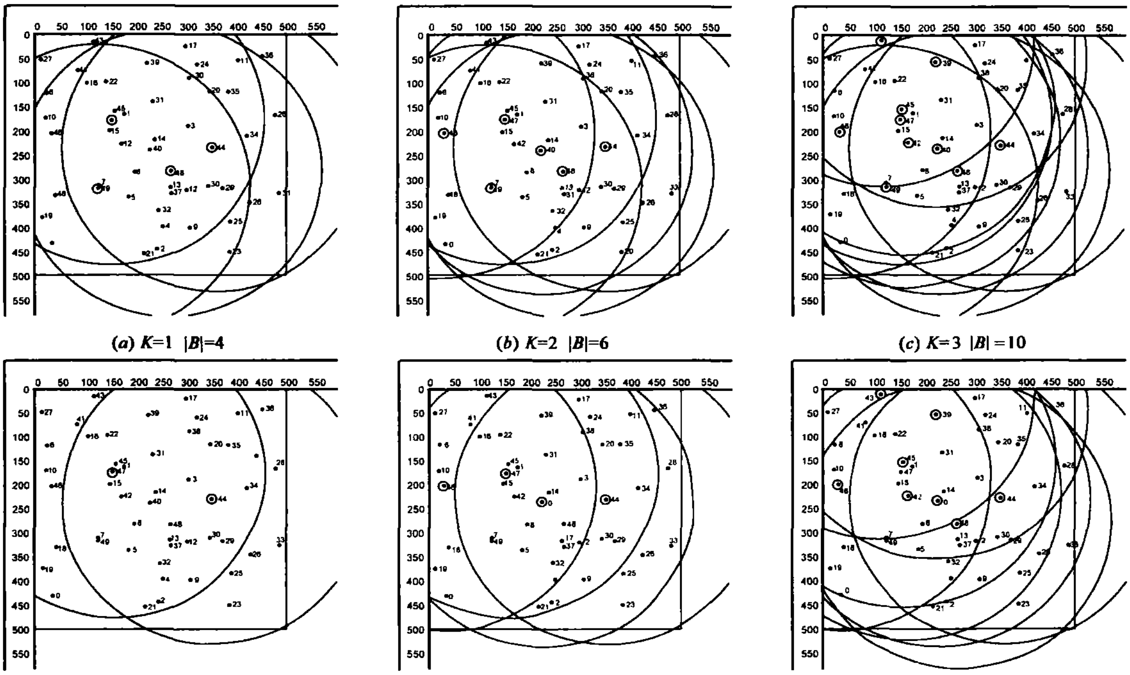
7 构建能耗均衡的骨干网

骨干网的能耗均衡问题由于骨干节点承担着全网的通讯责任而显得十分突出. 非骨干节点的能耗远小于骨干节点的能耗, 因此如果不能周期性按照能耗均衡的原则选择骨干节点, 则骨干节点会因能量耗尽而枯竭, 导致网络的生命周期终结.

将上节 LKFB 算法中的权值函数定义修改为:

定义权值函数 $w: V \mapsto R$ 满足

$$w(u_0) > w(u_1) \Leftrightarrow Energy(u_0) > Energy(u_1),$$



(a) K=1 |B|=4　　(b) K=2 |B|=6　　(c) K=3 |B| =10

(d) K=1 |B|=2　　(e) K=2 |B′|=4　　(f) K=3 |B′|=8

图 1　通过分布式算法 LKFB 构造的容错骨干网 B 与 B′

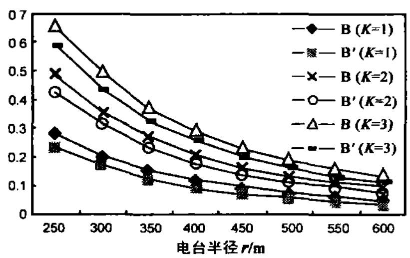


图 2　容错骨干节点所占比例与 K 值及网络密度的关系

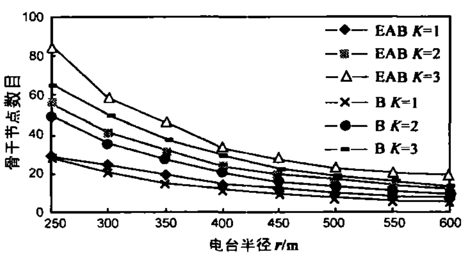


图 3　两种权值函数下骨干节点数目与电台半径的关系

或 Energy(u) = Energy(u_1)且 id(u_0) > id(u_1).

Energy(u)表示节点 u 的剩余电量, 算法其余部分不变. 由于使用剩余能量作为权值函数, 能够优先选择剩余能量大的节点作为骨干节点, 算法构造出来的骨干集记作 EAB(Energy-Aware Backbone). 由于仅改变了 LKFB 算法的权值函数, 故 EAB 也为保持最大限度 K 容错连通的骨干集. 需要注意的是, 在节点 u 计算自己的权值时, 使用的 Energy(u)应当是其上一次 Hello 包中捎带出去的剩余能量, 这样才能够保证权值计算的一致性.

仿真参数不变, 统计 B 与 EAB 占全部节点的比例. 为了消耗节点能量, 在每个场景下仿真 100 秒, 每秒随机选择一个节点发出一个广播包, 仅骨干节点转发广播包, 使用先序电台能耗模型, 得到的骨干节点平均值示于图 3. 分别比较了使用 id 和使用剩余能量两种不同的权值函数下产生的骨干网 B 与 EAB. 可以看出 EAB 除了具有与 B 类似的性质之外, 对于相同的 K 值与相同的网络密度, EAB 中的骨干节点数目略高于 B 中的骨干节点数目.

为了观察两种不同权值函数下网络的能耗情况, 每秒统计一次各节点的剩余能量. 记录电台半径 400m 随机种子为 0 时两种权值函数下所有网络节点的能耗情况 100 秒, 结果分别示于图 4a ~ 图 4f 中. 从图 4a ~ 图 4c 中明显可以看出, 由于采用 id 作为权值函数, 选择到的骨干节点没有变化, 骨干节点的能量下降很快, 非骨干节点与骨干节点剩余能量的差异随网络仿真时间的流逝而越来越大. 相比之下图 4d ~ 图 4f 中由于采用剩余能量作为权值函数, 总是优先寻找剩余能量大的节点作为骨干节点, 因此全网的节点轮流作为骨干节点, 保证了所有节点的能耗均匀下降. 这证明了 EAB 生成的是具有能量意识的骨干网, 能够保证全网的能耗均衡.

8　结论

通过选择网络中部分节点作为骨干节点, 并将其作为网关, 就能完成转发广播包和路由等网络通讯任务. 本文针对自组网可能出现的任意拓扑结构 G, 提出了保持最大限度 K 点、K 边和 K 路径连通的容错骨干集的概念,

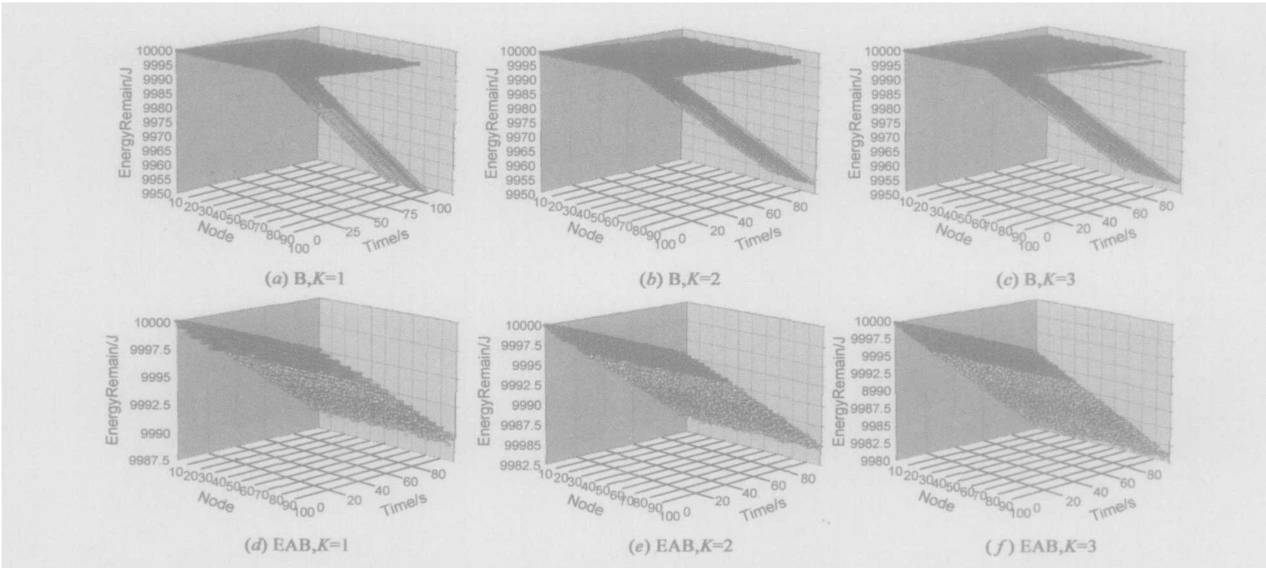


图 4 使用 id 作为权值函数生成的骨干网 B 与使用剩余能量作为权值函数生成的骨干网 EAB

并将同时具备这三种容错能力的骨干集称为保持最大限度 K容错连通的骨干集. 证明了提出的分布式容错骨干集构造算法 LKFB能够保证G 内任意两点之间仅通过骨干集保持最大限度 K 连通容错能力. 仿真结果表明, LKFB 构造的骨干集能够通过改变 K 值来调整骨干节点的比例, 从而调整网络中任意两点建立在骨干网上的容错能力, 通过增加较少的骨干节点换得较高的容错特性. 然后针对骨干集构造中的能耗均衡问题, 通过修改权值函数,既保证构造出的是保持最大限度 K 容错连通骨干集, 又保证全网节点能够轮流充当骨干节点, 从而使全网能耗均衡.

参考文献:

[1] Gaurav Srivastava, Paul Boustead, Joe Chicharo. A comparison of topology control algorithms for ad-hoc networks[A]. Australian Telecommunications Networks Applications Conference [C]. Melbourne, Australia. ATNAC, 2003. ISBN: 0-646-42229-4

[2] K Alzoubi, X Y Li, Y Wang et al. Geometric spanners for wireless ad hoc networks[J]. IEEE Trans Parallel and Distributed Systems, 2003, 14(5): 408-421.

[3] Yu Wang, WeiZhao Wang, Xiang-Yang Li. Distributed low-cost weighted backbone formation for wireless ad hoc networks[A]. Proc of ACM MobHoc05[C]. Urbana-Champaign, IL: ACM press, 2005. 2-13.

[4] Sergiy Butenko, Xiuzhen Cheng, Ding-Zhu Du, Panos M Pardalos. On the construction of virtual backbone for ad hoc wireless networks, in S Butenko et al (eds) Cooperative Control Models, Applications and Algorithms [M]. Kluwer Academic Publishers, 2003. volume 1 of Cooperative Systems, chapter 3. 43-54

[5] F Dai, J Wu. An extended localized algorithm for connected dominating set formation in ad hoc wireless networks[J]. IEEE Trans Parallel and Distributed Systems, 2004, 15(10): 908-920.

[6] Haitao Liu, Rajiv Gupta. Selective backbone construction for topology control in ad hoc networks[A]. Proc of 1st IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems[C]. Florida: IEEE press, 2004. 41-50.

[7] Basagni S, Mastrogiovanni M, Petrioli C. A performance comparison of protocols for clustering and backbone formation in large scale ad hoc networks[A]. Proc of 1st IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems[C]. Florida: IEEE press, 2004. 70-79.

[8] 时锐, 刘宏伟, 董剑, 杨孝宗. 自组网容错拓扑控制的研究[J]. 电子学报. 2005, 33(11): 1978-1982.
SHI Rui, et al. Fault-tolerant topology control in Ad Hoc networks[J]. Acta Electronica Sinica, 2005, 33(11): 1978-1982

[9] UCLA Parallel Computing Laboratory and Wireless Adaptive Mobility Laboratory. GloMoSim: A Scalable Simulation Environment for Wireless and Wired Network Systems[EB/OL]. http://pcl.cs.ucla.edu/projects/glomosim/, 2001-02-07.

作者简介:

时 锐 男, 1975年生于河南洛阳市, 博士研究生, 主要研究方向为无线自组网的体系结构、路由协议和网络仿真与协议测试.
E-mail: shirui@hit.edu.cn