

无线移动网络中 k 连通 m 控制集 的一个维护算法

秦云龙, 禹继国, 王 康

(曲阜师范大学 计算机科学学院, 山东 日照 276826)

摘 要: 构建一个连通控制集(CDS)或者 k -连通 m -控制集(kmCDS)作为虚拟骨干网来减小路由开销是当前无线网络拓扑控制领域中的一个重要课题。但是, 大多数 kmCDS 构造算法在网络节点移动时都要重新构造 kmCDS。文中给出了一个在无线网络中节点移动情况下的 kmCDS 维护算法。在使用现有算法构造出 kmCDS 骨干网的无线网络中, 本维护算法将节点的移动情形分为三类, 并针对各种移动情形分别提出了局部维护策略。理论分析表明在各种移动情况下, 该算法都能很好地维持虚拟骨干网 kmCDS 的性质。

关键词: 连通控制集; k -连通 m -控制集; 无线移动网络; 维护算法

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1673-629X(2010)08-0083-04

A Maintaining Algorithm for k -Connected m -Dominating Sets in Wireless Mobile Networks

QIN Yun-long, YU Ji-guo, WANG Kang

(School of Computer Science, Qufu Normal University, Rizhao 276826, China)

Abstract: Constructing a connected dominating set(CDS) or a k -connected m -dominating set(kmCDS) as a virtual backbone to reduce the routing overhead is an important issue of topology control in wireless network. However, most kmCDS construction algorithms must reconstruct kmCDS when nodes move. In this paper, propose a kmCDS maintaining algorithm for wireless networks with mobile nodes. With the kmCDS constructed by existing algorithms, maintaining algorithm divides the nodes into three categories and provides a local maintaining strategy for different mobile situations. Theoretical analyses prove that our algorithm can maintain kmCDS efficiently in different mobile situations.

Key words: connected dominating set; k -connected m -dominating set; wireless mobile networks; maintaining algorithm

0 引 言

当前无线网络被广泛应用于越来越多的领域, 鉴于无线网络中没有固定的或预定义的基础结构, 其最简单的路由方法是泛洪。但是泛洪法不仅浪费节点能量, 而且减小了整个网络的吞吐量。因此连通控制集(CDS)被提议用作无线网络的虚拟骨干网来减小路由开销。在 CDS 中的节点被称为控制节点, 其余的被称为边缘节点。有了这样一个 CDS, 主要的路由任务被

分配给控制节点, 简化了路由。传统方法中, 任何节点在任何时刻收到数据包都要进行广播, 而在有了 CDS 作为虚拟骨干网的无线网络中, 边缘节点只需要将信息发送到离它最近的控制节点, 再由控制节点将信息传到最终目的地。

由于大多数无线网络中节点容易失效并且可能具有移动性等复杂情况, 在构造的虚拟骨干网中很有必要维持一定的冗余度。只能保证 1-连通的 CDS 往往容易遭到破坏。这种情况下, 研究者们提出了构造 k -连通 m -控制集(kmCDS)作为虚拟骨干网的问题。 k -连通性要求保证每对控制节点之间至少由 k 条不相交路径相连通。 m -控制性则考虑到了边缘节点的容错性和健壮性, 它要求保证每个边缘节点至少有 m 个直接邻居是控制节点。

Wu 和 Dai^[1]提出了三个 k -CDS 构造算法: 第一个是概率性的, 每个节点通过一定概率选择自身颜色;

收稿日期: 2009-12-06; 修回日期: 2010-03-24

基金项目: 国家自然科学基金(10471078); 山东省中青年科学家奖励基金(2005BS01016); 山东省科技攻关计划(2009GG10001014); 山东省教育厅科研项目(J07WH05)

作者简介: 秦云龙(1984-), 男, 硕士研究生, 研究方向为无线网络; 禹继国, 博士, 教授, 硕士研究生导师, 研究方向为无线网络、优化理论与算法设计、对等计算等。

第二个是个确定性方法,是 k -覆盖条件的扩展;第三个是基于染色的 k -CDS 构造法,每个节点随机选择 k 种颜色中的一种,整个网络基于颜色分为 k 个不交子集。

Shang 等人^[2]给出了三个集中式算法。一个是构建 1mCDS,另一个是 2mCDS 算法,最后一个算法针对 $3 \leq k \leq m$ 的情况,首先构建一个 kkCDS,然后迭代的构造 $m-k$ 次 MIS。

Wu 等人给出了两个一般 k, m 值情况下的 kmCDS 构造算法:集中式算法 CGA 和分布式算法 DDA^[3]。前者首先构造一个 m -控制集然后将其扩展为 k -连通的,DDA 则是先构造一个 1mCDS,然后将其扩展为 kmCDS。其后又分别对其改进给出了 ICGA 和 LDA 两种算法^[4]。

国内一些学者也在 kmCDS 构造方面做了研究。风旺森等人设计了一个常数近似算法^[5]用以在无线自组织网络中构造一个 2-连通 k -控制的虚拟主干网。王雪瑜等提出一个 2-连通 2-控制集的分布式构造算法^[6],其主要思路是从任一节点开始,在局部形成一个由控制节点组成的回路,以此回路为基础,不断地形成由控制节点组成的回路直到不在回路中的节点是 2-控制为止。孙立山等提出了构造网络 2-连通 2-控制集的两种集中式算法^[7],分别是先回路后控制和先控制后回路。

这些算法大多数只考虑了在静态对称的无线网络下的情形。然而当无线网络的结构发生变化,如节点移动到它处时,要想维持 k -连通性与 m -控制性,这些算法只能选择重新构造 k -连通 m -控制集。这将会增加很多的开销。

施伟在其论文^[8]中提出了一种移动环境下的连通控制集维护算法 ECDSMA,受到该算法的启发,文中给出了一个在节点移动情况下, k -连通 m -控制集的维护算法,利用该算法当网络中某些节点移动时,可以通过局部的调整使虚拟骨干网的 k -连通性和 m -控制性得到保持。

1 基本概念

在无线网络中,如果两个节点之间存在一条直接或间接的(即通过其他节点中转的)通信路径,则称这两个节点是连通的。如果一个无线网络的任意两个节点连通,则称这个无线网络是连通的。假设各个节点之间的通信是双向的,且所有节点所组成的网络是连通的,拓扑结构可有无向图 $G = (V, E)$ 表示,其中 V 是节点的集合, E 是可直接通信的相邻节点之间的连线组成的集合。用 (u, v) 表示节点 u 与节点 v 之间的

连线,它表示 u 与 v 可直接通信,也称 u 与 v 是邻居。此外,引入以下基本术语及符号:

单位圆盘图(UDG):一个单位圆盘图 $G = (V, E)$,其中 V 代表节点集, E 代表边集。对于任意的节点 $v, u \in V$,当且仅当相互在对方发射半径之内时,存在 $(v, u) \in E$ 。

控制集(DS):图 G 的控制集 D 是 V 的一个子集,使得 V 中的节点要么在 D 中,要么有一个直接邻居在 D 中。

连通控制集(CDS):图 G 的一个连通控制集 C 是一个控制集且由 C 导出的图是连通的。 C 中的节点称为控制节点,其余的节点成为边缘节点。

一个图 G 是 k -点连通或 k -连通的,如果任意一对顶点存在至少 k 条互相独立的路径连接它们。换句话说,删除 G 中任意 $k-1$ 个顶点,图 G 仍然可以保持连通性。称一个顶点控制自身和它所有的邻居。一个 m -控制集 D_m 是 V 的一个子集, V/D_m 中的任意顶点至少被 D_m 中 m 个顶点控制。

k -连通 m -控制集(kmCDS):一个连通控制集 C 是图 G 的一个 kmCDS,如果 C 的生成子图 $G' = (C, E')$ 是 k -连通的,且 C 也是 G 的一个 m -控制集。

2 算法设计分析

文中给出了一个基于多点中继的 kmCDS 维护算法,该算法可以很好地处理加入、退出等节点移动情况,很好地保持 kmCDS 的规模及性质。

假定整个网络是 k -连通的,网络的最大节点度为 Δ 且 $\Delta \geq m$,控制节点随时检测两跳范围内邻节点的状态。

下面给出一些算法中用到的符号:

假定在时刻 t , V 表示所有节点的集合; D 表示已有的 kmCDS; B 表示所有边缘节点的集合。我们有:

$$V = D \cup B, D \cap B = \emptyset.$$

$f_m(S)$ 表示 S 中 ID 最小的 m 个节点集合; $N(p)$ 表示节点 p 的所有直接邻居组成的集合。

接下来,将节点移动性分为新节点加入、原有节点退出以及节点的网内移动三类,并分别讨论各种情形下算法的执行过程。

2.1 节点的网内移动情形分析

无线网络中节点的移动表现为节点与原有邻节点断开连接,并与另一部分节点建立连接的过程。不论是控制节点还是边缘节点,一旦离开原节点域,其邻节点将立刻执行节点退出算法;在到达新的节点域后,新的邻节点将在判定该节点已稳定后执行节点加入算法。

将节点移动过程分解为节点启动、节点移动、节点停止三个部分,根据这三个部分分别做出应对动作,描述如下:

1) 节点启动:节点开始移动后,周围邻节点检测到与其连接断开,则执行与节点退出对应的 kmCDS 维护算法。可以看到,节点启动对网络的影响只限于对移动节点周围的邻节点内。

2) 节点移动:在节点移动过程当中,所经路径附近的节点如果在短时间内同时检测到该节点加入和退出,判断该节点正在移动当中,则这些节点不用执行任何维护工作。

3) 节点停止:节点移动到网络某一位置静止后,周围节点检测到该节点在一段时间内始终与自己保持连接,则判断该节点为新加入的节点,执行与节点加入对应的 kmCDS 维护算法。同样的,节点停止对网络的影响也仅限于移动目的地周围的一部分节点。

算法分析:

由于对于节点网内移动时的维护算法以节点加入和退出算法为主,所以节点移动维护算法可以看作是这两种情况的叠加。

该算法是完全无状态依赖的分布式启发式算法:不论是在节点加入、退出以及节点移动的 kmCDS 维护,均不需要加入、退出、以及移动的节点确定自己的状态。在算法中,周围节点完全可以通过检测节点邻居信息来判断对应节点的状态,并采取相应的算法维护 kmCDS,而这一过程不需要运动节点的任何参与。

对于算法的性能分析,将在加入与退出部分做出讨论。

2.2 新节点加入情形

2.2.1 算法描述

假设节点 p 加入到网络中,且整个网络是连通的。这时候需要根据 p 周围控制节点的分布情形来讨论维护策略(算法由控制节点完成)。

节点 p 加入网络之后, $V' = V \cup \{p\}$, $B' = B \cup \{p\}$, $T = N(p) \cap D$ 。

1) 如果 $|T| = l \geq m$ 令:

$D_m = f_m(T)$, $D' = D$, p 加入 D_m 控制域。

2) 如果 $|T| = l < m$

$T' = N(p)/T$, $D_{m-l} = f_{m-l}(T')$, $D_{k-l} = f_{k-l}(T')$

当 $N(p) \geq m$ 令:

$D' = D \cup D_{m-l}$, $B' = B/D_{m-l}$, p 加入到 $T \cup D_{m-l}$ 的控制域。

当 $N(p) < m$ 令:

$D' = D \cup D_{k-l} \cup \{p\}$, $B' = B/D_{k-l}$

2.2.2 性能分析

引理 1: 如果 G 是一个 k -连通图, G' 是通过向 G 中加入一个节点 p 得到的,且 p 在 G 中至少有 k 个邻居,那么 G' 也是 k -连通的。

该引理已在文献[9]中得到证明。

定理 1: 当 $k \leq m$ 时,算法保证得到一个 kmCDS; 加入节点数目为 n_A 时,维护算法对近似系数的影响为 $O(m \cdot n_A)$; 整个算法的消息复杂度为 $O(2\Delta)$, 时间复杂度为 $O(\Delta)$, 这里 Δ 为网络中最大节点度。

证明: 情况 1) 中, kmCDS 没有改变,且保证了新加入节点是 m 控制的。情况 2) 中,一部分边缘节点转换为控制节点,最终边缘节点的 m -控制性可以保证,同时根据引理 1, 当 $k \leq m$ 时, k -连通性也得到了保证。所以,当 $k \leq m$, 算法可以保证得到一个 kmCDS。

情况 1) 中 kmCDS 没有变化; 情况 2) 中, 最坏的情况下, 新节点的一跳之内没有控制节点, 那么需要加入 m 个新的控制节点, 若后加入节点数量以 n_A 表示, 维护算法的近似系数的影响为 $O(m \cdot n_A)$ 。

新节点加入时, 控制节点要检测新节点的加入, 并向其发送信息, 新节点则要选择 m 个控制节点加入其控制域。1) 中, 只有一条之内的控制节点发送信息, 最坏情况下, p 的所有邻节点都为控制节点, 而 p 只需选择 m 个返回确认信息, 消息复杂度为 $O(\Delta)$; 2) 中, 距新节点两跳的控制节点需首先确定一些新的控制节点来控制新节点, 最坏情况下, 所有控制节点均需向其边缘节点邻居发送信息, 同时 p 的所有一跳邻居要向 p 发送信息。无论如何 p 只需选择最多 m 个边缘节点返回信息。这时的消息复杂度为 $O(2\Delta)$ 。所以算法的消息复杂度为 $O(2\Delta)$ 。

情况 1) 中没有经过任何的迭代, 时间复杂度是 $O(1)$; 情况 2) 中, 控制节点需从其边缘节点中选择一些节点作为新的控制节点, 其时间在 $O(\Delta)$ 内。所以时间复杂度为 $O(\Delta)$ 。

2.3 原有节点退出情形

2.3.1 算法描述

假设节点的退出对整个网络的 k -连通性没有影响, 当节点 p 离开网络时, 我们有: $V' = V/\{p\}$

根据 p 的性质的不同讨论如下:

1) 如果 $p \in B$ 令 $B' = B/\{p\}$, $D' = D$

2) 如果 $p \in D$, $D' = D/\{p\}$, $B_1 = N(p) \cap B$

a) 如果由 B_1 导出的图是连通的:

在 B_1 中利用 CDS-BD- $D^{[10]}$ 算法构造一个 CDS D_1 , $D'' = D' \cup D_1$

b) 如果由 B_1 导出的图是非连通的:

令 $D'' = D' \cup B_1$

2.3.2 性能分析(对于情况(1)不再讨论)

定理 2:算法能保证得到 kmCDS;退出节点数目为 n 时,维护算法对近似系数的影响为 $O(n\Delta)$;维护算法最坏情况下的消息复杂度为 $O(\Delta^2)$,时间复杂度为 $O(\text{Diam})$,Diam 为该控制域内连通部分的直径。

证明:对于 m -控制性,只需要考虑 p 控制域内的边缘节点,在 p 退出后,这些节点能被原 kmCDS 中 $m-1$ 个节点控制,对于 a) 中,建立 CDS 后,CDS 外的节点又同时被 CDS 中至少一个节点控制,所以在 CDS 加入原 kmCDS 后,边缘节点至少被 $m-1$ 控制;b) 中的 m -控制性显然满足。对于 k -连通性,由于 p 退出部分控制节点之间变为 $k-1$ -连通的,在执行算法后,a) 中这部分节点之间,通过新加入的 CDS 中的节点可以得到另一条连通路径,b) 中因为节点的退出不影响整个网络的 k -连通性,那么变为 $k-1$ -连通的节点之间一定存在第 k 条连通路径,而第 k 条路径的丢失是由于节点 p 的退出,可以在 p 的邻居集中找到一条路径来替换该条路径。所以 k -连通性得到了保证。

最坏的情况下,将 p 控制域里所有的边缘节点都加入 kmCDS,且假设所有退出的 n 个节点无公共的边缘节点。此时需要向 kmCDS 中加入 $n\Delta$ 个节点。所以对近似系数的影响为 $O(n\Delta)$ 。

情况 a) 中用 CDS-BD- $D^{[10]}$ 算法来构造 CDS,消息复杂度为 $O((\Delta+1)|V|)$,在这里 $|V|$ 决定于所有退出节点控制域的边缘节点数;情况 b) B_1 中节点周围的控制节点都要向 B_1 中发送消息确定其状态,需要 $O(\Delta^2)$ 的消息。所以最坏情况下消息复杂度为 $O(\Delta^2)$ 。

情况 a) 时间复杂度为 $O(\text{Diam})$;情况 b) B_1 直接加入 D 只需 $O(1)$ 时间,所以算法时间复杂度为 $O(\text{Diam})$ 。

3 结束语

针对无线网络终节点的移动情形做了分类分析,给出了一个移动情况下 kmCDS 的维护算法。该算法

针对不同的节点移动情形分别给出了不同的局部解决方法。并通过不同情形下的算法分析,证明了利用该算法在无线移动网络中可以很好地维护虚拟骨干网的 k -连通性与 m -控制性。

参考文献:

- [1] Dai Fei, Wu Jie. On Constructing k -Connected k -Dominating Set in Wireless ad hoc and Sensor Networks[J]. Journal of Parallel and Distributed Computing, 2006, 66(7): 947-958.
- [2] Shang Weiping, Yao F, Wan Pengjun, et al. Algorithms for Minimum m -Connected k -Dominating Set Problem[C]//COCOA 2007. [s.l.]: [s.n.], 2007: 182-190.
- [3] Wu Yiwei, Wang Feng, Thai M T, et al. Constructing k -Connected m -Dominating Sets in Wireless Sensor Networks [C]//Military Communications Conference. Orlando, FL: [s.n.], 2007: 29-31.
- [4] Wu Yiwei, Li Yingshu. Construction Algorithms for k -Connected m -Dominating Sets in Wireless Sensor Networks [C]//Proceedings of the 9th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing. Hong Kong, China: [s.n.], 2008: 83-90.
- [5] 凤旺森, 屈婉玲, 王捍贫, 等. 无线自组织网络中构造 2-连通 k -支配虚拟主干网的近似算法[J]. 计算机工程与科学, 2008, 30(10): 21-26.
- [6] 王雪瑜, 山炳强, 马 艳. 无线传感器网络中 2-连通 2-支配集的分布式构造算法[J]. 青岛大学学报: 工程技术版, 2008, 23(2): 22-26.
- [7] 孙立山, 张瑞宏, 武文斌. 2-连通 2-支配集的集中式构造[J]. 计算机工程与应用, 2009, 45(15): 107-110.
- [8] 施 伟. 移动 Ad Hoc 网络中连通支配集若干关键问题的研究[D]. 杭州: 浙江大学, 2007.
- [9] West D B. Introduction to Graph Theory[M]. 2nd ed. [s.l.]: Prentice-Hall, Inc, 2001.
- [10] Kim D, Wu Yiwei, Li Yingshu, et al. Constructing Minimum Connected Dominating Sets with Bounded Diameters in Wireless Networks[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2009, 20(2): 147-157.

(上接第 82 页)

- cuits and systems for video technology, 2000(8): 1374-1387.
- [8] Kim Beong-Jo, Pearlman W A. Fast Color - Embedded Video Coding with SPIHT[C]//Data Compression Conference. NY: [s.n.], 1998.
- [9] 孙延奎. 上波分析及其应用[M]. 北京: 机械工业出版社, 2005.
- [10] 陈武凡. 小波分析及其在图像处理中的应用[M]. 北京: 科学出版社, 2002.
- [11] Karlsson G, Vetterli M. Extension of Finite Length Signals for Subband Coding[J]. SP, 1989, 17: 161-168.
- [12] Li S P. Shape - Adaptive Discrete Wavelet Transforms for Arbitrarily Shaped Visual Object Coding[J]. IEEE transaction on circuits and systems for video technology, 2000(5): 725-743.
- [13] 杨志强. Linux 下的图像/视频编码算法开发平台的设计[D]. 天津: 天津大学, 2005.