

一种新的无线Ad hoc网络群头生成算法

解争龙¹, 吴振强²

(1. 咸阳师范学院计算机科学系 陕西 咸阳 712000; 2. 西安电子科技大学计算机学院 西安 710071)

【摘要】从网络安全的角度出发提出了一种新的群头选择算法,并结合相应的负载平衡措施改善该算法的性能。该算法以图论为理论背景,使用Kruskal算法求出无线Ad hoc网络拓扑结构的最小生成树,在最小生成树上生成群,确保群内结点间通讯的代价保持在一个较低的水平。该算法采取的负载平衡措施最大限度地延长了群头的生命周期,并可在新老群头交替时保持整个网络的稳定性。

关键词 群头; 选择算法; 无线Ad hoc网络
中图分类号 TP393 **文献标识码** A

A Novel Cluster Generation Algorithm in Wireless Ad hoc Networks

XIE Zheng-long¹, WU Zhen-qiang²

(1. Department of Computer Science, Xianyang Normal College Xianyang Shanxi 712000;
2. School of Computer Science, Xidian University Xi'an 710071)

Abstract A novel cluster selection algorithm is proposed in view of network security in this paper. The algorithm capability is enhanced by means of load-balancing. The algorithm is based on graph theory and use Kruskal algorithm to calculate the minimum spanning tree of topological structure of wireless Ad Hoc networks. The group on the minimum spanning tree is then generated and the cost of communication among nodes of the group keeps in a low level. The measure of load-balancing taken by the algorithm can prolong the lifecycle of the group head to maximum and keep stability of the whole network while the new and old Cluster are alternating.

Key words cluster; selection algorithm; wireless Ad hoc networks

由于移动自组网具有动态的拓扑、有限的带宽及电池供电等诸多特性,导致路由在节点数目增多时开销增大,扩展性较差。分群是解决Ad hoc网络可扩展性的有效方法,如构建一个无线中枢结构^[1-3],现有的分群算法分为两类:(1)指定或计算节点的权值,根据权值的大小确立群头地位,具体的原则包括最小ID (Min ID)^[4]、最大度(Max Dgr)^[5]、最大能量^[6]、最大稳定度^[7]等;(2)随机策略,所有节点公平竞争群头地位,如随机竞争^[8]、基于支配集求解^[9]等。

许多分群算法都有分群数目过多、群间重叠、分群效率低的问题。基于节点权值的分群算法中,任何在一跳范围内权值最大的节点都可以成为群头,群间重叠多,相邻群之间存在大量公共节点,重复的信息传递浪费了网络资源,每个节点在决定自己的身份之前需要等待相邻的具有更大权值的节

点做决定,造成了分群过程的慢收敛^[8];采用随机策略,若允许群重叠,公共节点也可能很多;若不允许重叠,则可能会出现大量包含很少节点的群。

本文从网络安全的角度提出了一种新的群头选择算法,并结合相应的负载平衡措施来改善该算法的性能,确保群内节点间通信的代价保持在一个较低的水平。该算法采取的负载平衡措施可最大限度地延长群头的生命周期,并在新老群头交替时保持整个网络的稳定性。

1 最小生成树及Kruskal算法

定义 1 在一个图中,若从节点 V_i 到节点 V_j 存在一条路,则称从节点 V_i 到节点 V_j 是可达的,或者简称 V_i 可达 V_j 。规定每个节点到其自身是可达的。

对于无向图 G ,易证明节点间的可达性是节点集合上的等价关系,因此节点间的可达性将节点集

收稿日期: 2007-03-06

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(60573036)

作者简介: 解争龙(1961-),男,副教授,主要从事计算机网络、信息安全方面的研究。

合给出一个划分,且划分中的每个元素形成一个诱导子图;两个节点之间是可达的,当且仅当这些节点属于一个子图,称这种子图为 G 的一个连通子图。

定义 2 若图 G 只有一个连通分图,则称 G 是连通图;否则称 G 为非连通图。

定义 3 一个无圈的连通图称为树。给定图 $G = \langle V, E \rangle$, 如果图 G 的生成子图 T 是树, 则称 T 是 G 的生成树, T 中的边称为枝, 是 G 的边但不为 T 的边称为弦。

定理 1 树 T 中任意两个节点间恰有一条链。

证明 因 T 是连通图, 则 T 中每对结点之间至少有一条链。假设在 G 中的结点 u 和 v 之间有两条链, 则这两条链便可构成一个圈, 这与 T 是树相矛盾。故树 T 中每对结点间有且仅有一条链或恰有一条链。证毕。

定理 2 具有 n 个节点的树中有 $n-1$ 条边, 即树 $T = \langle V, E \rangle$ 中, $|E| = |V| - 1$ 。

证明 对结点数施行归纳, 对于 $n=1, 2, 3$, 易见定理为真。假设对于 n 个结点少的所有树, 定理为真。

现在考虑有 n 个结点的树 T 。令 e_k 是 T 中的一条边且其端点为 V_i 和 V_j 。由定理1可知, 在 V_i 和 V_j 之间, 除了 e_k 外无其他链, 所以从 T 中删去 e_k 后, 图成为不连通的, 因而 $T - e_k$ 恰有两个分图组成, 并且因为 T 中无圈, 则这两个分图中的每一个都是树, 并把它们分别记为 T_1 和 T_2 。显然, 树 T_1 或者 T_2 中的结点数比 n 少, 根据归纳假设, T_1 或者 T_2 的边数都比其结点数少1。于是, $T - e_k$ 有 $n-2$ 条边(和 n 个结点)。因此, T 恰有 $n-1$ 条边。证毕。

定理 3 给定图 $G = \langle V, E \rangle$, $|E| = |V| - 1$, 且 $\langle \rangle$ 中无圈, 则 G 是树。

证明 证明 G 是连通的即可。用反证法, 假定 G 是非连通的, 则 G 有 $k \geq 2$ 个连通分图 $G_1 = \langle V_1, E_1 \rangle$, $G_2 = \langle V_2, E_2 \rangle$, ..., $G_k = \langle V_k, E_k \rangle$, 显然, $|V| = |V_1| + |V_2| + \dots + |V_k|$, 这些连通分图的每一个都是无圈的, 于是由定义3知, 它们都是树。由定理2可得:

$$|E_i| = |V_i| - 1 \quad i=1, 2, \dots, k$$

所以:

$$|E| = \sum_{i=1}^k |E_i| = \sum_{i=1}^k (|V_i| - 1) = \sum_{i=1}^k |V_i| - k = |V| - k \leq |V| - 2$$

这与 $|E| = |V| - 1$ 矛盾, 因此 G 是连通的。又由于 G 中无圈, 所以图 G 是树。证毕。

定理 4 图 $G = \langle V, E \rangle$ 有生成树 $T = \langle V_T, E_T \rangle \Leftrightarrow G$ 是连通的, 其中 V 、 V_T 分别是图 G 和图 T 中的所有节点组成的集合; E 、 E_T 分别是图 G 和图 T 中所有边组成的集合。

(1) 充分性证明: 设 $T = \langle V_T, E_T \rangle$ 是 $G = \langle V, E \rangle$ 的生成树, 则 $V_T = V$ 。由定理1可知, 树 T 中每对结点都有一条链, 即 T 中任两个结点都可达。因此 T 是连通的, 于是 G 也是连通的。(2) 必要性证明: 假设图 $G = \langle V, E \rangle$ 是连通的, 若 G 中无圈, 则 G 本来就是一棵平凡生成树。若图 G 中至少有一个圈 C_1 , 可删去 C_1 上一条边得到图 G_1 , 它仍是连通的且与 G 有相同的节点集。若 G_1 中无圈, 则 G_1 就是生成树。若 G_1 中仍有圈 C_2 , 再删去 C_2 上的一条边, 如此等等直到得到一个连通图 H , 它本身无圈且与 G 有相同的节点集。因此 H 是 G 的生成树。证毕。

设 $G = \langle V, E, W \rangle$ 是加权连通图, 对任意边 $e \in E$, 其权 $w(e) \geq 0$ 。令 $T = \langle V_T, E_T, W_T \rangle$ 是 G 的一棵加权生成树, 其所有枝上的权的总和 $\sum_{e \in E_T} w(e)$, 称为 T 的权,

记为 $W(T)$ 。一般来说, 对于 G 的不同生成树 T , $W(T)$ 也是不同的, 但可知道其中必有一个最小者。因此, 有如下定义:

定义 4 给定连通加权图 $G = \langle V, E, W \rangle$, 且 $T_0 = \langle V, |E_{T_0}|, |W_{T_0}| \rangle$ 是 G 的加权生成树, $W(T_0)$ 为 T_0 的权。若 G 的任意加权生成树 T 均有 $W(T_0) \leq W(T)$, 称 T_0 是 G 的最小生成树。

定理 5 设 G 是有 n 个节点的连通图, Kruskal算法产生的生成树就是该连通图的最小生成树: (1) 选取具有尽可能小的权的边 e_1 ; 假定 $i < n-1$ 和已选取边为 e_1, e_2, \dots, e_i ; (2) 在 G 中选取不同于 e_1, e_2, \dots, e_i 的边 e_{i+1} , 使 $\{e_1, e_2, \dots, e_i, e_{i+1}\}$ 的诱导子图无圈, 且 e_{i+1} 是满足此条件的权尽可能小的边。重复做下去, 直至选出边 e_1, e_2, \dots, e_{n-1} 为止。

证明 令 T_0 是依上述算法构造的图, 它具有图 G 中的所有 n 个节点, 其中边是 e_1, e_2, \dots, e_{n-1} , T_0 中无圈。由定理1知, T_0 是树且是 G 的生成树。令 G 的最小生成树是 T , 若 T 与 T_0 相同, 则 T_0 是 G 的最小生成树。若 T 与 T_0 不相同, 则在 T_0 中至少有一条边 e_{i+1} , 使 e_{i+1} 不是 T 的边, 但是 e_1, e_2, \dots, e_i 是 T 的边。于是 $T + e_{i+1}$ 中必有一个基本圈 C 。因为 T_0 是 G 的生成树, e_{i+1} 是 T_0 的边, 所以 C 中必有某条边 f 不在 T_0 中。如果用边 e_{i+1} 替换 T 的边 f , 则产生新树 $T_1 = T + e_{i+1} - f$, 其权为 $W(T_1) = W(T) + W(e_{i+1}) - W(f)$ 。因为 T 为最小生成树, 故 $w(T_1) \leq w(T)$ 。于是 $w(e_{i+1}) \geq w(f)$ 。由于 e_1, e_2, \dots, e_i, f 是 T 的边, 可见 $\{e_1, e_2, \dots, e_i, f\}$ 的诱导子图 $\langle \{e_1, e_2, \dots, e_i, f\} \rangle$ 中无圈。而 $w(e_{i+1}) > w(f)$ 是不可能的, 因为如果在 T_0 中选取 e_1, e_2, \dots, e_i 后将选取 f 而不能选取 e_{i+1} , 与题设矛盾。故 $w(e_{i+1}) = w(f)$, 即有 $w(T_1) = w(T)$ 。表明 T_1 也是 G 的一棵生成树。但是 T_1 与 T_0 的公共边比 T 与

T_0 的公共边数多1, 用 T_1 替换 T , 重复上面的论证直到与 T_0 有 $n-1$ 条公共边的最小生成树。于是可得 T_0 是最小生成树。证毕。

2 群头选择算法

由无线Ad hoc网络拓朴结构的特点和图论的定理可得, 无线Ad hoc网络拓朴结构形成的图就是一个连通加权图, 故该图必然存在着一棵最小生成树。基于这棵最小生成树, 本文提出群头选择算法, 步骤如下: (1) 初始化。在无线Ad hoc网络组建时, 网络中各节点与相邻节点间协商路径权值。该权值可以为无线网络的带宽、两个节点之间的距离、所受的外界干涉、建立链接耗费的时间等, 也可是多种情况的综合。(2) 选择跳长。根据对整个网络的安全要求选择一个适当的跳长。跳长是一个群中任意一个节点到群头的最远距离, 必须保证群中所有节点能够在跳长限度内到达群头。跳长还决定了群头的监视范围。(3) 采用Kruskal算法求该网络平面图的最小生成树。(4) 在该生成树上, 在确保与相邻节点之间路径权值之和尽可能小的前提下, 选择相邻节点较多并且至少有一个邻居节点不属于已存在的任何群的节点作为群头, 记为 V_i , 并对该节点做上标记以表示该节点已属于一个群。不同群的标志不一样。(5) 以该群头为中心, 以跳长为半径, 向四周辐射, 把位于该辐射圆内不属于任何群的节点(含圆周节点)标上与群头 V_i 相同的标志, 表示它们属于以 V_i 为群头的群。在该辐射圆周上或者该辐射圆周以外的节点中, 按步骤(4)选出一个新群头, 记为 V_j 。(6) 重复步骤(5), 直到网络中的所有节点都被包含到不同的群中为止。在这些群头上装载并运行网络监视代理和决策代理。

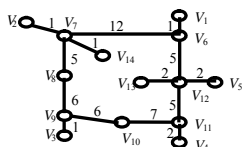


图1 初始化路径权值

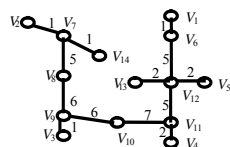


图2 最小生成树

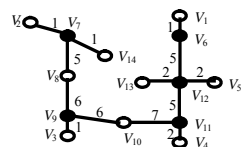


图3 一跳时的群头分布

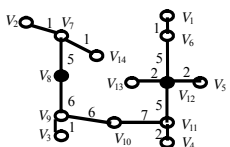


图4 两跳时的群头分布

以14个节点图为例来说明上述群头选择算法。图1中的路径权值根据步骤(1)来确定。图2是根据步骤(2)求出的最小生成树。图3和图4分别是按照步骤

(4)、(5)和(6)在一跳和两跳时求得的群头。跳长为一跳时, 需要五个节点作为群头, 如图3所示。若系统资源匮乏且对安全的要求不高, 采用两跳比较合适, 即只需要两个节点作为群头, 如图4所示。

3 负载均衡措施

借助理机制进行群头负载均衡。一个代理就是一个小的智能活动实体, 它可以通过无线Ad hoc网络移动到其他主机上执行, 并带着执行的结果返回家乡主机。所有的决策, 包括如何在网络中进行路由, 都由代理自己来完成。每个代理都具有明确的功能, 并且可以被看成入侵检测系统的一个组成部分。当群头节点把自身相应的群头资源耗尽或者该群头节点遭到攻击时, 这些代理就可以移动到群内其他节点上继续运行。

定义 5 近似排序就是有若干个节点符合或者接近群头算法使用的排序准则时, 不对这些节点进行严格地排序, 节点之间的顺序可以随意调换。

算法在选择群头过程中, 每个群内节点(包括群头)都是按照该节点与所有邻居节点之间链路权值之和从低向高, 以及按照邻居节点多的节点优先的准则进行近似排序。

定义 6 把节点消耗的能源、CPU处理能力和相应的硬件需求等统称为资源; 节点维持自身运行的资源称为节点资源; 节点行使群头权利和承担群头责任所需的资源称为群头资源; 资源的数量称资源量。

负载均衡算法如下: (1) 网络初始化时, 给每个节点分配节点资源和群头资源。分配的资源量根据现实环境, 如电源供电能力、节点CPU处理能力以及节点所处环境等决定。(2) 当群头节点的群头资源耗尽、或节点资源耗尽、或群头遭受攻击而无法充当群头时, 网络监视代理和决策代理就根据群头选择算法设定的节点顺序转移到下一个节点继续运行, 直到群内无可用节点为止。

负载均衡算法充分利用代理本身的灵活性, 把群头的责任均匀地分散到群中所有节点, 可确保群头选择的公平和稳定, 提高网络抗攻击的可生存性。

4 性能分析

参照文献[10], 仿真实验把新算法与其他群头选择算法LCA^[1]、LCA2^[2]、Degree^[3,5]和Max-Min^[11]进行性能比较。文献[10]在对LCA、LCA2、Degree和Max-Min等算法进行研究时, 没有考虑网络的安全

问题,而是选择这些群头算法的群头平均生命周期进行比较。本文的实验分别选择网络节点数为200、400和600来进行仿真,其他初始化条件都按参考文献[10]来选择,以增加群头选择算法的可比性。

从结果上看,新算法的群头生命周期比LCA、LCA2和Degree要长得多,比Max-Min略短。虽然本文提出的算法的群头生命周期不如Max-Min长,但是,新算法简单易于实现,更适合无线Ad hoc网络。

当网络节点数目为200时,本文算法的群头平均生命周期达到峰值。可以看出,并不是节点越少越好,当节点达到一定数目时,负载平衡算法才能发挥最好的作用。当节点数目为400和600时,群头生命周期开始下降,说明网络中节点数目超过一定数目时,就会加重群头的负载。虽然群头负载平衡算法对延长群头生命周期有一定作用,但最终群头的生命周期要缩短。

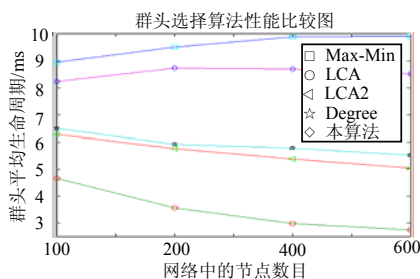


图5 仿真结果

5 总结

本文提出的群头选择算法是用于Ad hoc网络可生存性入侵检测系统服务,决定了本文对该算法考察的重点是算法的稳定性,仿真实验证明该算法能够最大限度地延长群头的生命周期,可以为入侵检测系统提供稳定可靠的服务。

参考文献

[1] BAKER D J, EPHREMIDES A. The architectural organization of a mobile radio network via a distributed

- algorithm[J]. IEEE Transactions on Communications, 1981, 29(11): 1694-1701.
- [2] EPHREMIDES A, WIESELTHIER J.E, BAKER D J. A design concept for reliable mobile radio networks with frequency hopping signaling[J]. Proceedings of IEEE, 1987, 75(1): 56-73.
- [3] PAREKH A K. Selecting routers in Ad-hoc wireless networks[C]//Proceedings of the SBT/IEEE International Telecommunications Symposium. Rio Janeiro: IEEE Press, 1994: 420-424.
- [4] LIN C R, GERLA M. Adaptive clustering for mobile wireless networks[J]. IEEE J Select A Reas Commun, 1997, 15(7): 1265-1275.
- [5] GERLA M, JACK Tzu-Chieh Tsai. Multicluster, mobile, multimedia radio network[J]. Journal of ACM Wireless Networks, 1995, 1(3): 255-265.
- [6] SHELTAI T, MOUFTAH H. A comparative study of on-demand and cluster-based routing protocols in MANETs[C]//In: Proceedings of IEEE IPCCC Workshop on EWCN' 2003. Phoenix: [s.n.], 2003.
- [7] KOZAT U C, KONDYLIOS G, RYU B, et al. Virtual dynamic backbone for mobile ad hoc networks[C]//In: Proc. ICC'01 Helsinki: [s.n.], 2001.
- [8] GERLA M, TAEK Jin Kwo, PEI. Guang-yu. On demand routing in large Ad hoc wireless networks with passive clustering[C]//In: Proceedings of IEEE Wireless Communication and Network Conferenc. Chicago: [s.n.], 2000.
- [9] WU Jie, GAO Ming, STOJMENOVIC I. On calculating Power-aware connected set for efficient routing in ad hoc wireless networks[C]//In: Proceedings of the IEEE International Conference on Parallel. Valencia: IEEE Computer Societyr Publisher, 2001.
- [10] AMIS A D, PRAKASH R. Load-balancing clusters in wireless Ad hoc network[C]// Proceedings of ASSET 2000. Richardson: University of Texas, 2000.
- [11] AMIS A D, PRAKASH R, VUONG T H P, et al. Max-min D-cluster formation in wireless Ad hoc networks[C]//In: Proceedings of IEEE INFOCOM. Tel-Aviv: IEEE Press, 2000.

编辑 熊思亮