

With QoS Constraints Multicast Routing Algorithm Based on Tabu Search

Shupeng YU, Qinghua SHI, Fengjiao LIU

School of Computer Science and Technology, Shandong University, Jinan Shandong 250061, China

E-mail: yushupeng1111@163.com

Abstract: In the wake of the numerous rising of various real-time multimedia applications in high-speed networks, the promotion of quality of service (QoS) of multicast routing in constrained Steiner tree has drawn more and more attention from researchers. The constrained bandwidth and the end-to-end delay are two significant factors influencing QoS. In this paper, an algorithm based on Tabu Search (TS) is proposed to solve the bandwidth-delay-constrained least-cost multicast routing problem. Computational results for various random generated networks show that the proposed algorithm outperforms other existing TS-based algorithms and heuristics.

Keywords: multicast routing; quality of service; Tabu Search; constrained steiner tree

基于禁忌搜索的 QoS 约束组播路由算法

于书鹏, 史清华, 刘凤娇

山东大学计算机科学与技术学院, 山东济南, 250101

E-mail: yushupeng1111@163.com

摘 要: 随着各种实时多媒体在高速网络中应用的大量出现, 提高受限 Steiner 树的组播路由服务质量 (QoS) 越来越受到人们的重视。影响网络服务质量的两个重要因素是受限的网络带宽和网络时延, 为了解决带宽时延约束最小代价多播路由问题, 本文提出了基于禁忌搜索的算法。各种随机生成的网络计算结果表明, 该算法优于其他已经存在的基于禁忌搜索的算法和启发式算法。

关键词: 组播路由; 服务质量; 禁忌搜索; 受限 Steiner 树

1 引言

随着经济的发展和交换技术的提高, 高速网络也得到突飞猛进的发展。这些网络发展将不断满足多媒体应用的各种需求。这些需求之一就是组播网络服务质量 (QoS), 针对于此, 一个有效的 QoS 组播路由算法无疑将极大满足不同客户的要求。组播采用最有效的方式是使用传递信息到目的节点的共享树结构。组播路由算法的主要目标是在组播会话中通过最大限度地减少网络中的交流信息, 以保证在网络上有大量的有效网络资源可供使用。众所周知, 决定最小成本的组播树问题是最小 Steiner 树问题。Steiner 树或受限 Steiner 树的问题属于一类 NP-C 问题。一些比较著名的 Steiner 树问题的启发式算法是 Kou-Markowsky-Berman (KMB), Rayward-Smith (RS), 以及 Takahashi-Matsuyama (TM) 启发式算法。一些启发式算法也有所发展, 以解决延迟受限最小代价组播路由

问题, 比如 KPP 算法和 BSMA 算法。应该认为, 上述算法具体解决了一个实时应用的 QoS 约束问题, 而没有考虑如何将其扩大到支持两个或更多的约束问题。此外, 通过 Salama 等人给出的模拟结果显示, 大部分的启发式算法既不能达到可接受的运行时间也没有求出最优组播树成本。因此, 基于智能化的遗传算法 (GA) 和禁忌搜索算法 (TS) 会更加适合这些问题。因为这些方法已成为解决各种各样 NP-C 约束优化问题强有力的工具。

本文我们提出基于移换的禁忌搜索算法, 它优于其他现有的基于平均树代价的评价函数算法, 而且相比于其他需要多次迭代的算法, 本算法用较少的迭代就能产生比较理想的结果。此外, 它还考虑到了更为复杂的带宽时延受限下的最小代价组播路由问题。本文其余部分安排如下: 第 2 节是问题的定义和表示, 第 3 节介绍了基于禁忌搜索 QoS 组播路由算法, 第 4

节介绍了它的时间复杂度，第 5 节给出了该算法的性能评估，第 6 节得出了结论和分析该算法未来发展方向。

2 QoS 约束组播路由问题的定义和表示

QoS 网络的拓扑结构和资源容量可以抽象为一个加权图 $G(V, E)$ ，其中 V 是代表网络节点的有限集和 E 是代表网络节点之间边的集合。对于任意的网络节点 u, v ，如果存在 u 到 v 的链路 $e = (u, v)$ ，一定存在另一条 v 到 u 的链路 $e' = (v, u)$ ， $e, e' \in E$ ，其中 $u \in V, v \in V$ ，对于任一 $e \in E$ ，我们定义三种函数，成本函数 $C(e): E \rightarrow R^+$ ，时延函数 $D(e): E \rightarrow R^+$ ，带宽函数 $B(e): E \rightarrow R^+$ 。其中，成本函数是表示网络链路利用率；时延函数表示数据在链路中由于交换，排队，传输等导致的延迟；带宽函数表示链路可用带宽。由于网络的不对称性，在大多数情况下， $C(e) \neq C(e')$ ， $D(e) \neq D(e')$ 和 $B(e) \neq B(e')$ 。对于给定的源点 $s \in V$ ，终点集 $M \subseteq V - \{s\}$ ， s 和 M 组成的组播树 $T(s, M)$ 是 G 的一个子集。我们把 M 作为目标组，把 $s \cup M$ 作为组播组。此外组播树含有中继节点就是 Steiner 节点。假设 $P_T(s, d)$ 表示为组播树 $T(s, M)$ 上源点 s 到终点 d 的唯一路由路径。我们定义以下函数：

$$C(T(s, M)) = \sum_{e \in T(s, M)} C(e) \quad (1)$$

$C(T(s, M))$ 为组播树总成本；

$$D(P_T(s, d)) = \sum_{e \in P_T(s, d)} D(e) \quad (2)$$

$D(P_T(s, d))$ 是指组播树中路径 $P_T(s, d)$ 的总时延；

$$B(P_T(s, d)) = \min\{B(e), e \in P_T(s, d)\} \quad (3)$$

$B(P_T(s, d))$ 是指路径 $P_T(s, d)$ 中最小链路带宽；我们的优化目标函数为

$$\text{Min } C(T(s, M)) \quad (4)$$

其限制条件为

$$\begin{cases} D(P_T(s, d)) \leq D, \\ B(P_T(s, d)) \geq B, \end{cases} \quad \forall d \in M \quad (5)$$

其中 D 和 B 分别为时延和带宽的限制条件。

图 1 显示了一网络图、组播组、与 Steiner 树的例子。

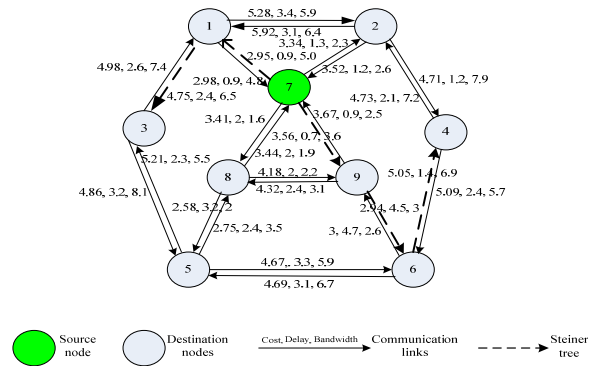


Figure 1. An example of network graph, a multicast group, and a Steiner tree

3 基于禁忌搜索 QoS 约束组播路由算法

3.1 禁忌搜索法的基本原理

Tabu 搜索是一种求解组合优化问题的元启发式算法。它是从 $x \in X$ (X 是可行解集) 到 x 的邻域 $N(x)$ 反复进行迭代直到满足迭代停止条件为止从而得到解 $x' \in N(x)$ 。为了回避局部邻域搜索陷入局部最优的主要不足，禁忌搜索算法用一个禁忌表记录下已经达到过的局部最优点或达到局部最优的一些过程，在下次搜索中，利用禁忌表中的信息有选择地搜索这些点或过程，以此来跳出局部最优。在 Steiner 树中，禁忌表中的信息是链路或者节点。下面显示了简单禁忌搜索方法的总体结构。

STEP 1 选定一个初始可行解： x^0 ；记录当前最优 $x^{best} = x^0$ ， $t = N(x^{best})$ 。

STEP 2 当 $T \setminus \{x^{best}\} = \emptyset$ 时，或满足其他停止运算准则时，输出计算结果，停止计算；否则，从 T 中选一集合 S ，得到 S 中的最好解 x^{now} ；若 $f(x^{now}) < f(x^{best})$ ，则 $x^{best} = x^{now}$ ， $T := T \setminus S$ ；重复 STEP 2。

3.2 基于禁忌搜索 QoS 约束组播路由算法

本文我们假设有完整的源节点的拓扑信息去构建多播树，这可以通过使用基于流或其他技术基础上的众多拓扑组播算法中的一个，在这里本文不作深入研究。下面说明算法原理。

3.2.1 预处理阶段

基于禁忌搜索 QoS 约束组播路由算法在预处理阶段将删除剩余带宽小于带宽约束 D 的所有链接，从而形成一个子图，如果这个子图的源点和目的点是连通的，

则该算法将使用这个子图作为网络拓扑结构。但如果这个子图是非连通子图，拓扑结构不满足带宽约束，这将导致源点和约束条件进行移换或调整，放宽带宽阈值。此外，删除所有度数为 1 且不属于组播组的节点，因为这些节点不包括在解中，这样网络图就大大减少了。

3.2.2 建立可行解

我们通过基于贪心方法的 Dijkstra 最短路径算法来求解最短树路径，从而确定初始可行解。从源点 s 到每一个目的点 $d \in M$ 的最小代价受限时延路径的解集确定了一个充当初始解的树。

3.2.3 链路转移置换

特定问题的禁忌搜索适应性有赖于转移置换定义。本文提出一种新的转移置换，我们称之为完全移换。在这个完全移换解决方案中，我们利用 2 维编码矩阵 $X_{n \times n}$ ，其中 $n = |M \cup \{s\}|$ 。每个元素 $X[u, w]$ ，其中 $u \neq w$ ，代表一条与链路 $l = (u, w)$ 相关联路径。 $l \in G'$ ， G' 是一个覆盖在组播组节点上的完全有向图。在图 G' 中，使用 Dijkstra 的最短路径算法，初始化每条链路 l 的相关路径，如果 $u = w$ 则标记 $X[u, w] = \emptyset$ 。图 2. a. 显示了网络图 1 的完全移换编码。图 2. b 显示其相关的完全图。该网络是不对称的，但为了简单，对于每一对 $e, e' \in E$ ，我们假定 $C(e) = C(e')$ ， $D(e) = D(e')$ 和 $B(e) = B(e')$ 。

这种移换是图中链路的删除替换。在第一步，它从完全图 G' 中删除一条链路 $l = (u, w)$ 。下一步，在初始图 G 中找出一条新的点 u 到点 w 最小成本时延受限路径 $l' = (u, w)$ 来替代上一步删除的链路 $l = (u, w)$ 。使用 Jimenez 和 Marzal 的第 K 个最短路径算法来找替代路径。在每次移换后，我们用两步把图 G' 转变为与它相关联的时延受限最小 Steiner 树。

首先我们使用改进的 Prim 算法来获得图 G' 的涵盖组播组的所有节点的最小生成树。在满足时延限制条件下，改进后的 Prim 算法用最小代价路径把所删除的树节点和剩余的树连接起来。此改进 Prim 算法开始从源节点开始。最后，完全移换用删除边的相关路径来替代所获取的最小生成树的每一条链路，并把它转换成一个 Steiner 树。图 2. c. 显示了完全移换。图 2. d. 显示了完全图的最小生成树。最后，图 2. e. 显示了与其相关的 Steiner 树。

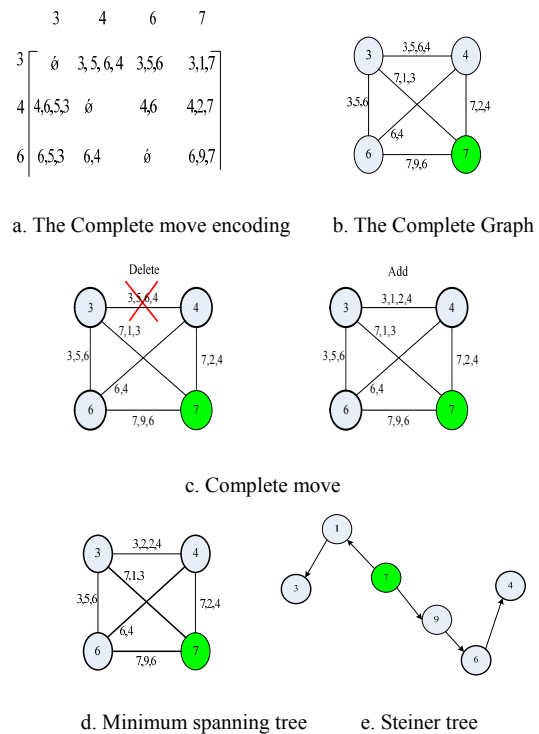


Figure 2. An example of Complete move for the network graph of Figure 1

3.2.4 罚函数

由于延迟约束，完全移换可能导致生成一个不连通的 Steiner 树。因此，为了减少这种可能性，该算法通过设计一个额外的罚函数。罚函数是在该解的代价上增加一个惩罚值，这样使得该解尽可能不被选择。

3.2.5 备份集

在整个不同迭代搜索过程中，使用该复杂移换的最重要部分之一是可行替代路径的重构。因此，该算法为了避免重复计算，在预处理阶段生成一个备份集，并用它来记忆整个可行替代路径。

3.2.6 邻域搜索

我们知道，禁忌搜索算法依靠记忆系统。本算法不是在一个含有重复信息的集合中搜索，而是通过搜索节点的整个邻域集，对每个可行移换进行评估。

3.2.7 就近记忆

为了避免为禁忌搜索算法中出现移换逆转和循环，我们使用了就近记忆。在这种方法中，禁忌搜索算法记忆了一个边集，这个边集是由在就近记忆的一条额外路径或已删除的路径组成。此外，它使用了 3 个量的静态禁忌规则。

3.2.8 特赦准则

在迭代过程中，可能会出现候选解全部被禁忌，或者存在一个优于局部最优解状态的禁忌候选解，此时特赦准则将使某些状态解禁，以实现更高效的优化性能。本算法会一直记录到目前为止的最优解 x^{best} ，如果当前邻域解中的某个禁忌候选解性能优于 x^{best} ，则将此禁忌候选解作为下一次迭代的当前解 x^{now} ，同时更新 x^{best} 。

3.2.9 终止规则

由于禁忌搜索算法是一个启发式算法，不可能让禁忌长度充分大，只希望在可接受的时间里给出一个满意的解。因此，算法给定一个最大迭代步数作为禁忌搜索算法的终止规则。本算法中定义的最大迭代步数为100。

4 时间复杂度

在经过 q (q 是一个非常小的值) 次迭代之后该算法的时间复杂性是 $1+n^2+m(1+kn\log\frac{1}{n})+qkm^4\log m$ ，其中，预处理阶段时间复杂度为 1，生成初始解的时间复杂度为 n^2 ，生成备份解得时间复杂度为 $m(1+kn\log\frac{1}{n})$ ，评估 q 次移换的时间复杂度是 $qkm^4\log m$ 。

5 性能评价

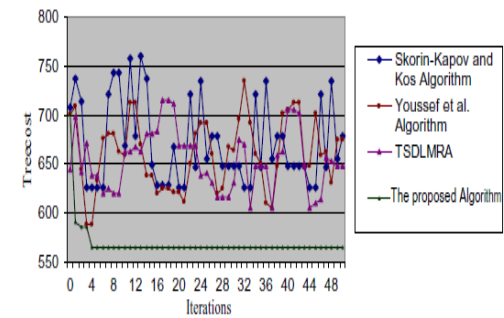
我们通过大量的仿真实验来评估基于禁忌搜索 QoS 约束组播路由算法的性能。我们采用的是不同随机产生的 10-100 各节点的网络来进行仿真。随机网络是由 Salama 图产生器随机产生。在随机产生的所有网络中，我们认为其多播组大小是网络节点数的 30% 是合适的。表 1 显示了基于禁忌搜索 QoS 组播路由算法的仿真结果平均值。另外也显示了用 KPP₁, KPP₂ 和 BSMA 以及一些已经存在基于禁忌搜索算法所取得的平均代价。根据这些实验结果，运用完全移换使该算法的总成本最优。

图 3 显示了两个随机生成网络的迭代次数与树成本的关系图。我们可以看到，使用基于禁忌搜索 QoS 约束组播路由算法只需要较少的迭代步数就能找

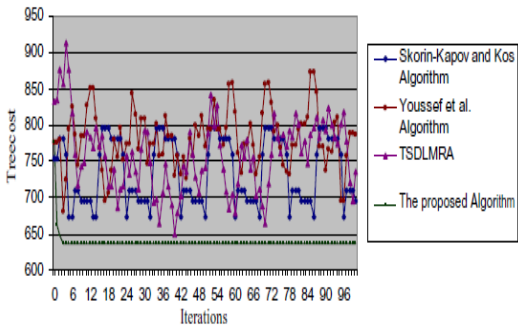
Table 1. Camparison of various algorithms

	算法	平均树代价
启发式算法	KPP ₁	905. 581
	KPP ₂	911. 684
	BMSA	865. 681
基于禁忌搜索算法	Skorin-Kapov and Kos 算法	897. 875
	Youssef et al. 算法	854. 839
	TSDLMRA	869. 291
	基于禁忌搜索 QoS 约束组播路由算法	739. 095

到最佳的组播树。相反其他的算法却需要较多的迭代步数。因此，基于禁忌搜索 QoS 约束组播路由算法能够在一个较小的步数 q 就能终止。



a. Number of nodes=20,Multicast group size=5



b. Number of nodes=30,Multicast group size=7

Figure 3. Tree cost versus iteration number for two random generated networks

6 结论

在本文中，基于禁忌搜索 QoS 约束组播路由算法

是基于一个新颖的移换来构建一个带宽延迟受限最小代价组播树。根据模拟结果，基于禁忌搜索 QoS 约束组播路由算法在总树代价表现最好。在今后工作中，当应用于大型网络时，我们将会考虑备选因素策略的影响和长期记忆关于基于禁忌搜索 QoS 约束组播路由算法的性能。

Reference(参考文献)

- [1] Low C P, Song X Y. On Finding Feasible Solutions for the Delay Constrained Group Multicast Routing Problem [J]. IEEE Transactions on Computers, 2002, 51(5): 581-588.
- [2] H.F. Salama, D.S. Reeves, Y. Viniotis, "Evaluation of multicast routing lgorithms for real-time communication on high-speed networks", IEEE Journal on Selected reas in Communications 15 (3) (1997) 332-345.
- [3] A. T. Haghighat, K. Faez, M. Dehghan, A. Mowlai, Y. Ghahremani, "GA- based heuristic algorithms for bandwidth-delay-constrained least-cost multicast routing", Computer Communications 27 (1) (2004) 111 -127
- [4] Habib Youssef, Abdul aziz Al-Mulhem, Sadiq M. Sait, Muhammad Atif Tahir: "QoS-driven multicast tree generation using Tabu search", Computer Communications 25 (11-12) (2008) 1140-1149
- [5] Journal of China Institute of Communications
王兴伟, 程辉, 黄敏. 一种基于禁忌搜索的QoS 路由算法. 通信学报, 2002, 23(12A): 57-62
- [6] Chinese Journal of Computers
王征应, 石冰心. 基于启发式遗传算法的QoS 组播路由问题求解[J]. 计算机学报, 2001, 24(1): 55-61.
- [7] Journal Of China Institute Of Communications
王新红, 王光兴. 基于遗传算法的时延受限最小组播路由选择方法[J]. 通信学报, 2002, 23(3): 112-117.