

QoS 组播路由的启发式遗传算法

王征应, 石冰心, 赵尔敦

(华中理工大学电子与信息工程系, 武汉 430074)

摘要: 本文首先提出带宽延时约束、费用最小 QoS 组播路由模型, 然后提出解决 QoS 组播路由问题的一种启发式遗传算法, 该算法有以下特点: (1) 预处理机制; (2) 树结构编码; (3) 启发式交叉策略; (4) 指导性变异过程. 最后通过仿真实验证明该算法快速有效.

关键词: QoS; 组播路由; NP 完全问题; 遗传算法

中图分类号: TP393.04 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2001) 02-0253-04

Heuristic Genetic Algorithm for QoS Multicast Routing

WANG Zheng-ying, SHI Bing-xin, ZHAO Er-dun

(Dept. of Electronics & Information Eng., HUST, Wuhan 430074, China)

Abstract: We first introduce the bandwidth-delay-constrained least-cost multicast routing problem, and then propose a related heuristic genetic algorithm. The algorithm has the following characteristics: (1) the preprocessing mechanism, (2) the tree structure coding method, (3) the heuristic crossover technique, and (4) the instructional mutation process. Finally, simulations are showed to prove that the genetic algorithm is efficient and effective.

Key words: QoS; multicast routing; NP complete problem; genetic algorithm

1 引言

QoS 组播路由技术是网络多媒体信息传输的关键技术之一, 这方面已有不少研究成果. 文[1]证明: 基于多个不相关可加度量的 QoS 组播路由问题是 NP 完全问题. 解决这个问题一般有两种方法: (1) 求出具有指数复杂度的精确解; (2) 通过启发式算法找出次优解. 方法(1)虽然能求出问题的精确解, 但计算具有 NP 难度, 只有理论意义, 不能实际应用. 可行的途径是方法(2), 目前已提出了几种启发式算法, 但要么太复杂而难以求解, 要么太费时而不能实际应用^[2].

遗传算法是近几年提出的一种新型优化算法, 它具有并行搜索、群体寻优的特点, 已广泛用于解决具有 NP 难度的问题. 对于 QoS 组播路由, 文[3]F. Xiang 等提出一种通用的遗传算法, 但该算法采用 $N \times N$ 的一维二进制编码机制 (其中 N 为网络结点数), 这种编码模式使得算法编码、解码过程复杂, 并且算法的搜索空间随网络规模增大而急剧增大, 算法效率很低; 文[4]C. P. Ravikumar 等针对延时约束费用最小组播路由问题, 也提出一种遗传算法, 但该算法容易陷于未成熟收敛, 文中也没有提出任何措施来抑制算法未成熟收敛现象, 算法的精度不好. 本文通过对 QoS 组播问题进行分析, 抽象出 QoS 组播路由模型, 采用先进的编码机制, 并优化交叉、变异等关键操作, 提出一种启发式 QoS 组播路由遗传算法. 该算法具有操作简单、收敛速度快、全局收敛等优点. 本算法属于源路由

算法, 即每个结点都要维持整个网络的状态信息, 路由计算只在源点进行.

2 QoS 组播路由问题

一般的 QoS 组播路由问题包含多个约束条件, 如延时、延时抖动、包丢失率、带宽和费用等. 如果在设计具体的路由算法时考虑所有因素, 算法势必太复杂而不能实际应用. 结合实际情况, 对其简化. 延时和带宽作为实时多媒体传输必须保证的重要条件, 费用作为评价网络使用效率的重要因素, 都应列入约束条件; 在保证有效延时的条件下, 延时抖动可在接收端通过采用缓冲技术解决, 故可忽略; 包丢失率也可不考虑, 因为现在多数网络多媒体应用都附带错误恢复功能, 能够容忍一定范围的包丢失率. 根据以上分析, 所设计的 QoS 组播路由算法主要考虑延时、带宽和费用三个约束条件 (为了简化, 只考虑链路而不考虑结点的特性). 下面给出 QoS 组播路由模型.

设 $N < V, E >$ 表示网络, 其中 V 表示网络结点集, E 表示双向链路集, $s \in V$ 为组播源点, $M \subseteq \{V - \{s\}\}$ 为组播终点集, $t \in M$ 为组播终点, R_+ 表示正实数集. 对于任何一条链路 $e \in E$, 定义三种度量, 延时函数 $\text{delay}(e) : E \rightarrow R_+$ 、费用函数 $\text{cost}(e) : E \rightarrow R_+$ 和带宽函数 $\text{bandwidth}(e) : E \rightarrow R_+$. 则对于给定的源点 $s \in V$, 终点集 M , s 和 M 组成的组播树 $T(s, M)$ 存在下列关系:

$$(1) \text{delay}(p(s, t)) = \sum_{e \in p(s, t)} \text{delay}(e)$$

$$(2) \text{cost}(T(s, M)) = \sum_{e \in T(s, M)} \text{cost}(e)$$

$$(3) \text{bandwidth}(p(s, t)) = \text{Min}\{\text{bandwidth}(e), e \in p(s, t)\}$$

定义1 带宽延时约束、费用最小 QoS 组播路由问题:网络 $N < V, E >$, 组播源点 $s \in V$, 组播终点集 $M \subseteq \{V - \{s\}\}$, 链路的延时函数 $\text{delay}(\cdot) \in R_+$, 费用函数 $\text{cost}(\cdot) \in R_+$, 和带宽函数 $\text{bandwidth}(\cdot) \in R_+$. 寻找一棵组播树 $T(s, M)$ 满足:

- (1) 延时约束: $\text{delay}(p(s, t)) \leq D_t$
- (2) 带宽约束: $\text{bandwidth}(p(s, t)) \geq B$
- (3) 费用约束: 在所有满足 1, 2 条件的组播树中, $\text{cost}(T(s, M))$ 最小

其中, $t \in M$ 为任一终点, $p(s, t)$ 表示 $T(s, M)$ 上 s 到 t 的路径, D_t 是 t 的延时约束, B 是带宽约束. 本模型中假设所有组播终点的带宽约束相同, 而延时约束可互不相同.

已经证明, 存在两个不相关可加度量的 QoS 组播路由问题是 NP-完全问题^[1]. 显然, 上述 QoS 组播路由问题属于 NP-完全问题, 其延时和费用为可加度量且互不相关.

3 QoS 组播路由问题的遗传算法

3.1 编码

利用遗传算法求解 QoS 组播路由问题, 首先面临的问题是编码, 文献[3]采用了一维二进制编码机制, 这种编码模式使得算法编码、解码过程复杂, 并且算法的搜索空间随网络规模增大而急剧增大, 算法效率很低. 为克服编码操作带来的负面影响, 所设计的算法, 其染色体结构就采用树型结构, 每条染色体就代表一棵组播树, 这样就可以用树的任何一种数据结构来描述算法中染色体的结构, 既减少了编码空间, 也省略了解码操作. 具体实例如图 1 粗实线所示.

3.2 初始群体的选择

(1) 精简处理

在选择初始群体之前, 先对网络结构进行精简处理, 即除去不满足带宽约束的链路. 经过精简的网络结构可能不是连通图, 而包含几个连通分量. 如果源点和各组播终点位于同一个连通分量, 表明网络满足带宽约束限制, 就选择此连通分量作为算法研究的基图; 否则表明网络不能满足带宽约束条件, 这时应同应用协商放宽带宽约束以便重新处理. 显然, 精简处理后的网络基图各链路都能满足带宽约束. 故下面的研究不考虑带宽约束, 而只考虑延时和费用度量.

上述精简处理方法, 消除了算法的带宽约束, 简化了算法设计的难度, 同时也优化了算法的性能: 减少了算法搜索的空间, 消除了选择不符合带宽约束链路的概率.

(2) 选择初始群体

初始群体选择依照下列方法: 以组播源点为树根, 组播终点为树叶, 按任意的深度优先搜索算法组成组播树. 群体规模 N_p 根据具体情况由系统设定. 必须指出: 上述方法组成的组播树, 可能满足或不满足延时约束.

3.3 适应度函数

适应度函数应能反应被选个体的性能. 性能好(满足延时

约束且费用较小)的个体适应度大, 性能差(不满足延时约束或费用较大)的个体适应度小. 据此, 适应度函数定义为:

$$f(T) = \frac{a}{\text{cost}(e)} \times \prod_{t \in M} (\text{delay}(p(s, t)) - D_t)$$

$$(Z) = \begin{cases} 1, & Z \leq 0 \\ r, & Z > 0 \end{cases}$$

其中, a 是正实系数; (Z) 是惩罚函数, 当个体满足延时约束时 $(\text{delay}(p(s, t)) \leq D_t)$, 其值为 1, 否则等于 $r (0 < r < 1)$. r 值大小决定惩罚的程度, 实验中, 选择 $r = 0.5$.

3.4 选择方法

算法的选择方法采用最佳个体保存法, 即在群体交叉之前, 先选出最佳个体, 直接遗传到子代群体. 其余个体的选择采用比例选择法: 第 i 个个体 T_i 选择概率 sp_i 为:

$$sp_i = f(T_i) / \sum_{j=1}^{N_p} f(T_j)$$

3.5 交叉策略

算法的交叉操作是从当代群体中随机地选择两个个体, 依照下述的交叉规则以概率 1 交叉产生一新子女个体. 该过程重复 $N_p - N_{\text{best}}$ 次(其中, N_{best} 为最佳个体数). 交叉规则如下:

(1) 选择父母中相同链路, 并将其直接遗传到子女

由遗传算法的选择特性可知, 适应度大的个体被选中的概率较大. 故中选的父母个体满足 QoS 约束条件的概率较大, 它们相同链路的性能也倾向于较好, 选择这些链路更有利于算法收敛. 当然, 仅由这些“优良链路”组成的网络其拓扑结构尚不能保证连通性, 而只是一些零散子树. 第 2 步就是连接这些零散子树.

(2) 连接零散子树形成组播树

连接规则为: 如果中选的父个体全不满足延时约束, 用子树间的“最短延时路径”连接; 如果中选的父个体至少有一个满足延时约束, 则用子树间的“最短费用路径”连接. 被连接完毕的两子树作为一棵新子树继续参加后面的连接操作. 重复该过程, 直至组成一棵组播树. 显然, 运用该连接策略组成的组播树不会形成环路.

子树间的最短延时(费用)路径定义为: 在两棵子树中分别增加一个临时结点, 并分别连接两个临时结点与相应子树的所有结点, 设临时结点到子树结点的延时(费用)为 0, 用两点间最短路径法求两临时结点间的最短延时(费用)路径, 然后移去两临时结点, 剩余路径即为两子树间的最短延时(费用)路径.

上述交叉策略采用了启发式方法, 兼顾考虑了延时和费用两个度量, 使后代能尽量继承好的性能(满足延时约束且费用较小), 加快了算法收敛的速度.

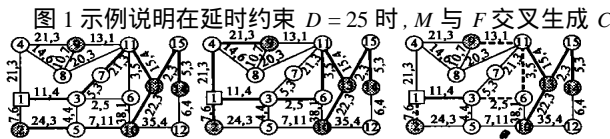


图 1 交叉操作示例

的过程(为了简化,图中省略了带宽度量),由于 F 满足延时约束,故连接时选择子树间的最小费用路径,如 C 中粗虚线所示,其中粗实线表示 M 与 F 相同链路组成的子树。

3.6 变异规则

交叉完成后,新的子女个体以概率 p_m 进行变异,据实验,变异概率 p_m (0.005, 0.05) 效果较好,算法能很快跳出局部最优解并向全局最优解转化。5.3 节的实验也能证明这一点。

变异规则如下:从新子女个体中,随机选择一些中间结点(非组播源点和终点),删除连接这些结点的路径形成零散子树,然后依照交叉操作相类似的连接方法连接各零散子树。不同的是:连接子树的最短延时路径或最短费用路径随机选择。

上述指导性变异操作统计地改善了算法性能,既有利于算法跳出局部最优解,也有利于算法向性能好的方向转化(满足延时约束且费用较小)。

4 算法分析

4.1 收敛性分析

定理 本文提出的遗传算法定能收敛到全局最优解。

证明 本文提出的遗传算法有以下特点:(1)以概率 1 进行交叉;(2)变异概率 p_m (0, 1);(3)按比例选择且在选择前保存最优个体。据文献[5]2.7 定理:具有变异概率 p_m (0, 1),交叉概率 p_c [0, 1],同时采用比例选择法且在选择前保留当前的最优解的遗传算法可收敛到全局最优解。故本文提出的遗传算法可收敛到全局最优解。

必须指出:对于具有 NP-难度的 QoS 组播路由问题,网络规模很大时,求出全局最优解时间复杂度很大。这时可以通过限定遗传代数,求出一个性能较好的次优解解决。

4.2 相关算法比较

相对于文[3],本算法采用树编码机制,克服了二进制编码解码效率低,算法搜索空间大的缺点。相对于文[4],本算法的选择操作采用最佳个体保存法,克服了文[4]算法容易陷入不成熟收敛,算法精度低的缺点。且本算法的交叉操作无环,文[4]的交叉操作容易形成回路,须采取相应措施消除回路,这无疑增加了算法计算的时间复杂度。

5 实验研究

编程实现了上述 QoS 组播路由的遗传算法,程序用标准 C 语言编写,共 1720 行,其中 900 行关于遗传算法。实验在 PIII300 的微机(内存 64MB,cache 512KB)上运行。实验网络的拓扑生成部分借鉴了 Reeves 博士的拓扑生成算法^[2],该算法保证结点度平均为 4,这与现实的网络环境很接近。实验中组播源点、终点随机选择,终点 t 的延时约束 D_t 在 [30ms, 160ms] 均匀分布,链路的延时在 [0, 50ms] 上均匀分布,带宽约束 B 在 [10, 50] 均匀分布,链路的带宽在 [0, 100] 上均匀分布,费用在 [0, 200] 上均匀分布。

实验主要验证算法的收敛性、收敛速度及收敛过程等重要评价因素。进行了如下实验:(1)路由请求平均成功率(验证算法的收敛性);(2)运行时间;(3)收敛过程。

5.1 路由请求平均成功率

路由请求的平均成功率 req 定义如下:

$$req = N_{ack} / N_{req}, N_{ack} —$$

路由请求成功的平均数,
 N_{req} —总共路由请求的平均数。

成功的路由请求定义为:算法构成的组播树满足延时约束和带宽约束。

LDT 组播树是由组播源点与各组播终点的最短延时路径组成,在所有的路由算法中其路由请求的平均成功率最高,故该项实验以 LDT 为参考。考虑到带宽约束,利用本文的精简处理方法,对 LDT 算法进行了修改,改进后的 LDT 能满足带宽约束。

图 2 比较了两种算法的平均路由请求成功率。可以看出,两种算法的路由请求成功率相同。这也证明了算法能够收敛到一个可行解,延时和带宽满足约束条件。

5.2 算法运行时间

表 1 显示了遗传算法运行时间随网络规模改变变化的情况。从表 1 可以看出,该遗传算法随网络规模增大,算法运行的时间没有显著增大;在网络规模很大时(200 个结点),算法仍能保持良好性能。说明算法效率很高。

表 1 遗传算法运行时间

结点数	链路数	CPU 时间/s	变异次数
20	32	0.30	0
40	89	0.47	1
80	172	1.71	1
100	198	2.35	0
120	239	3.86	0
140	291	5.96	1
160	336	7.23	3
180	371	9.95	2
200	427	10.54	1

5.3 算法收敛过程

图 3 和图 4 分别显示了图 1 所示的网络拓扑结构在延时 $D = 18$ 和 $D = 25$ 时,取 $N_g = 20, N_p = 15, p_m = 0.05$ 时算法的收敛过程(为了简化,实验中设所有组播终点的延时约束相同)。

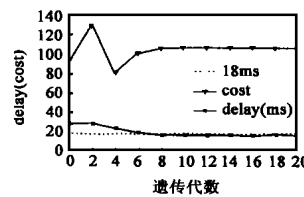


图 3 $D = 18$ 算法搜索中组播树代价、延时随代数变化曲线

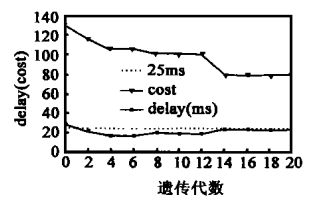


图 4 $D = 25$ 算法搜索中组播树代价、延时随代数变化曲线

可以看出,算法很快地收敛到最佳解,图 4 也表明:指导性变异使算法很快跳出局部最优解,并向性能好的方向转化,最终达到全局最优解。

6 结论

针对 QoS 组播路由问题,本文给出了带宽延时约束,费用最小的 QoS 组播路由模型;提出了一种启发式遗传算法。算法主要有以下特点:(1)采用预处理机制,有效地减少了算法编

码空间和搜索空间,显著地提高了算法的搜索效率;(2)树结构编码,简化了编码操作,省略了复杂的解码过程;(3)启发式交叉策略,加快了算法收敛的速度;(4)指导性变异过程,既能使算法迅速地跳出局部最优解,也能使算法向性能好的方向转化,进而达到全局最优解.仿真实验证明了上述结论.

参考文献:

- [1] Z. Wang and J. Crowcroft. Quality of service for supporting multimedia applications [J]. IEEE JSAC, 1996, 14(7) : 1228 - 1234.
- [2] H. F. Salama, D. S. Reeves and Y. Viniotis. Evaluation of multicast routing algorithms for real-time communication on high-speed networks [J]. IEEE JSAC, 1997, 15(3) : 332 - 345.
- [3] F. Xiang, L. Junzhou, W. Jieyi, G. Guanqun. QoS Routing based on genetic algorithm [J]. Computer Communications, 1999, 22(9) : 1394 - 1399.
- [4] C. P. Ravikumar, Rajneesh Bajpai. Source-based delay-bounded multicasting in multimedia networks [J]. Computer Communications, 1998, 21(2) : 126 - 132.

- [5] 陈国良等. 遗传算法及其应用 [M]. 北京:人民邮电出版社, 1996.

作者简介:



王征应 1974年生,1996年、1998年于哈尔滨工业大学机电一体化专业分别获工学学士、工学硕士学位.现在华中理工大学电子与信息工程系攻读博士学位.研究方向为高速网络的调度技术、路由技术、协议工程和智能网管等.

石冰心 华中理工大学电子与信息工程系教授、博士生导师,长期从事数据通信与计算机网络方面的教学与科研工作.近年来的研究领域是现代信息网络的关键技术及其应用,主要有计算机网络管理系统、计算机网络的规划、设计、仿真与性能分析系统、路由与交换技术以及宽带 IP 接入网技术等.

(上接第 288 页)

4 结论

本文采用三维电磁参数提取的部分元等效电路方法对高速双面共面结构印刷电路板的不规则布线结构的任意形状接地/馈电板自动分割后的单元建模,用部分高斯消元方法对包括 I/O 缓冲器在内的非线性电路的状态方程进行时域响应分析.高速双面共面结构印刷电路板电特性仿真结果与实际测试结果吻合得较好,表明了方法的有效性.

参考文献:

- [1] W. Pinello, A. C. Cangellaris and A. Ruehli, Hybrid electromagnetic modeling of noise interactions in packaged electronics based on the partial-element equivalent circuit formulation [J]. IEEE Trans. MTT, 1997, 45(10) : 1889 - 1896.
- [2] H. Heeb and A. E. Ruehli, Three-dimensional interconnect analysis using partial element equivalent circuits [J]. IEEE Trans. CAS - I, 1992, 39(11) : 974 - 982.
- [3] 蔡兴建,毛军发. PME 方法快速仿真 HSVLSIC 网络 [A]. 全国微波毫米波会议论文集 [C]. 中国长沙, 1999, (10) : 663 - 665.
- [4] 高速集成电路通用分析软件 VHIHA 开发卷宗 [M]. 上海交通大学, 1994.

- [5] W. Hobbs, A. Muranyi, R. Rosenbaum and D. Telian. IBIS: I/O Buffer Information Specification [EB/OL]. Overview <http://www.vhdl.org>, Intel Corporation January 14, 1994.

作者简介:



蔡兴建 1973年生.1995年和1998年在西安电子科技大学分别获得学士学位和硕士学位,1998年至今在上海交通大学电子工程系攻读博士学位.研究方向为高速集成电路系统互连封装系统的电磁分析、电路模拟和优化.



曹毅 1971年生.1994年毕业于上海交通大学电子工程系.1996年和1999年于本系电磁场与微波技术专业分别获得硕士和博士学位,同年起留校任教.主要研究领域为高速集成电路互连与封装系统的参数提取和电磁分析.