1000-9825/2001/12(05)0721-08 ©2001 Journal of Software 软件学报 Vol.12, No.5

基于遗传算法的实时组播通信路由算法*

陈 明, 李志杰

(石油大学 计算机科学与技术系,北京 102200)

E-mail: chenming@www.bjpeu.edu.cn

http://www.bjpeu.edu.cn

摘要: 组播通信路由技术是视频广播、计算机会议、CSCW()等新型分布式计算的关键技术. 提出了基于分布式遗传算法的共享树组播路由算法,包括包交换的网络组播树的建立、组播树的动态维护和计算满足特定时延和时延抖动限制的近似斯坦利最小树算法等. 利用它可以实现在给定网络和组播需求的情况下,在组成员间寻找动态的组播树,并使该树覆盖所有的成员,并约束网络费用达到最小. 进而解决树状路由的建立以及树状路由的动态维护等问题.

关键词: 组播通信路由算法;遗传算法;斯坦利树

中图法分类号: TP393 **文献标识码**: A

网络通信技术的发展以及 Internet 的广泛使用,极大地推动了视频广播、计算机会议、CSCW 等新型分布式计算的研究与开发. 组播通信路由技术是这些分布式计算的关键技术,主要解决树状路由的建立以及树状路由的动态维护等问题. 组播是一种从一个发送者同时向多个接收者传输数据报的组通信过程. 实时组播通信对信息传送的时延有严格要求,要求传输的数据报必须在一定的时延限制内到达所有的接收者. 组播路由问题的目标是找到一种算法或策略,在给定网络和组播需求的情况下,在组成员间寻求一棵动态的组播树,并使该树覆盖所有的组成员(包括发送者与接收者),同时使网络费用达到最小. 在网络中,一棵具有最小费用的树称为斯坦利树(Steiner trees),寻找这样的一棵树是一个 NP-完全问题[1].

解决组播路由问题的算法大致可分为两类. 一类算法称为源基树算法[2]. 该算法为组中每一个发送者建立一棵以发送者所在子网为根的组播树,源基树算法只适用于广播型业务. 另一类算法则为组内所有发送者与接收者建立一棵共享树,这类算法适用于会议型业务(如计算机会议). 会议型业务具有以下特征:(1) 既有 1-To-n 型传输,也有 m-To-n 型传输;(2) 对信息传送的时延有严格要求;(3) 数据量大,且媒体多样要求不同的处理;(4) 在改变发言者时要求进行快速的路由切换. 由于传统的确定性算法在解决上述问题时具有一定的局限性,因此本文采用遗传算法,提出了基于遗传算法的实时组播通信路由算法. 该算法具有以下特点:(1) 实时性,由于遗传算法的特点,该路由算法可以随时中断并给出中断时的近似最优通信树;(2) 利用适应度函数保证计算结果满足特定时延和时延抖动要求;(3) 组成员可以动态变化而不影响现有的通信.

遗传算法是一种模拟生物界自然选择和自然遗传机制的高度并行、随机、自适应最优化搜索算法,具有隐含的并行性和对全局信息的有效利用能力,使它只需搜索少数结构就能反映搜索空间的

---

* **收稿日期**: 1999-09-23; **修改日期**: 2001-01-18

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(60072006,19971058);石油大学(北京)校科研基金(99-I-01)

作者简介: 陈明(1949-),男,吉林长春人,教授,主要研究领域为计算智能,分布式并行计算;李志杰(1977-),男,福建仙游人,硕士生,主要研究领域为计算智能,分布式并行计算.

大量区域.利用群体的适应值信息,通过简单的复制、杂交和变异算子,遗传算法能以很大的概率找到全局最优解.遗传算法尤其适合于处理传统搜索方法所不能解决的复杂和非线性问题,并发展成为一种自组织、自适应的综合技术[3].

1 网络模型

基于包交换的网络可抽象为一个赋权图 $G=(V,E,C,D)$.其中 V 是结点(表示路由器或子网)的集合,E 是弧(表示结点之间的点到点连接)的集合,权函数 $C:E\to R^+$ 是弧的集合 E 到正实数集 R^+ 的映射.对 $\forall e\in E$,$C(e)$ 表示链路 e 上的资源总量,该值与弧 e 上的资源使用情况有关,本文中假定为带宽.权函数 $D:E\to R^+$ 是弧的集合 E 到正实数集 R^+ 的映射.对 $\forall e\in E$,$D(e)$ 表示报文经过链路 e 时的平均时延,该时延包括排队时延、传输时延和交换时延等.对 $\forall s,t\in V$,若 p 为一条从 s 到 t 的路径(如非特殊说明,本文中所指路径都不包含回路),则定义路径 p 的时延为 $D(p)=\sum_{e\in p}D(e)$.图 $G=(V,E,C,D)$ 上所有从 s 到 t 的路径所构成的集合记为 $P(s,t)$.

网络 $G=(V,E,C,D)$ 上的一个通信任务可表示为 $\Pi=(S,T,c,d,w)$,其中 $S,T\subset V$,$c,d,w\in R^+$,S 表示通信任务 Π 的发送结点集,T 表示通信任务 Π 的接收结点集,c 为通信任务 Π 要求的最低带宽,d 为通信任务 Π 的时延限制,w 为通信任务 Π 的时延抖动限制.为方便下文描述,对 T 中的结点进行编号,即令 $T=\{t_i\mid 1\leq i\leq M,M\geq 2,M\in Z^+\}$,同时定义算子 $\delta:T\to Z^+$ 如下:$\delta(t_i)=i$,$1\leq i\leq M,M\geq 2$.当 $|S|=|T|=1$ 时,通信任务 Π 称为单目通信;当 $|T|>1$ 时,通信任务 Π 称为多目通信.

若赋权树 $\Phi=(V_\Phi,E_\Phi,C,D)$ 满足 $S\cup T\subset V_\Phi\subset V$,$E_\Phi\subset E$,则称 Φ 为网络 $G=(V,E,C,D)$ 上通信任务 $\Pi=(S,T,c,d,w)$ 的一棵通信树.在多目通信 $\Pi=(S,T,c,d,w)$ 中,信息从源节点 $s\in S$ 出发,经通信树 $\Phi=(V_\Phi,E_\Phi,C,D)$ 到达各目的节点 $t\in T$.

给定网络 G 上多目通信 $\Pi=(S,T,c,d,w)$ 的通信树 $\Phi=(V_\Phi,E_\Phi,C,D)$,其中 $V_\Phi\subset V$,$E_\Phi\subset E$.对 $\forall s\in S,t\in T$,令 $\Phi(s,t)$ 表示通信树 Φ 上从结点 s 到结点 t 的路径,则定义:

(1) 通信树 Φ 的带宽 $C(\Phi)=\mathrm{Min}\{C(e)\mid\forall e\in E_\Phi\}$.

(2) 通信树 Φ 的时延 $D(\Phi)=\mathrm{Max}\{D(\Phi(s,t))\mid\forall s\in S,t\in T\}$.

(3) 通信树 Φ 的时延抖动 $W(\Phi)=\mathrm{Max}\{abs(\Phi(s,t_1)-\Phi(s,t_2))\mid\forall s\in S,t_1,t_2\in T\}$,其中 $abs(\cdot)$ 表示取绝对值算子.

(4) 通信树 Φ 的资源消费 $\mathrm{Cost}(\Phi)=\sum_{e\in\Phi}D(e)$.

令 $\Psi(\Pi)$ 表示由网络 $G=(V,E,C,D)$ 上通信任务 $\Pi=(S,T,c,d,w)$ 的所有通信树所构成的集合.若 $\Phi^*\in\Psi(\Pi)$,且对 $\forall\Phi\in\Psi(\Pi)$ 满足:$\mathrm{Cost}(\Phi)\geq\mathrm{Cost}(\Phi^*)$,则称 Φ^* 为通信任务 $\Pi=(S,T,f,d,w)$ 的最小资源通信树.组播通信路由算法的目的就是寻求一棵满足带宽、时延和时延抖动限制的最小资源通信树.

2 基于遗传算法的源基树组播路由算法

在广播型业务(如视频广播)中,由于只存在一个发送者,接收者之间没有交互、协作,通常也不允许控制,但往往有比较高的实时性要求及时延抖动限制.这种类型的业务可归结为如下问题:对网络 $G=(V,E,C,D)$ 上的一个通信任务 $\Pi=(\{s\},T,c,d,w)$,其中 $s\in V,T\subset V,|T|=M\geq 2,c,d,w\in R^+$.寻求一棵通信树 $\Phi^*=(V_\Phi,E_\Phi,C,D)$,满足如下条件:

(1) $C(\Phi^*)\geqslant c$.

(2) $D(\Phi^*)\leqslant d$.

(3) $W(\Phi^*)\leqslant w$.

(4) $\forall\ \Phi\in\Psi(\Pi)$:$\mathrm{Cost}(\Phi)\geqslant \mathrm{Cost}(\Phi^*)$.

满足上述要求的树 Φ^* 称为受限斯坦利最小树,其中式(1)称为带宽限制,式(2)称为时延限制,式(3)称为抖动限制,式(4)称为费用限制.该问题是NP-Complete问题,在实现中往往无法用确定性的算法得到该问题的精确解.本文通过放松条件(4)的限制,利用遗传算法来构造求解近似受限斯坦利树的实时组播路由算法.下面给出算法的具体构造.

2.1 组播树的建立

(1) 编码策略

对树有多种编码方案,可采用连接矩阵、弧的集合或根据树的递归定义采用递归的方式对树进行编码.但这些编码方案在检测环路、计算适应值、对染色体串进行交叉操作时都有很大的困难.为此,本文将通信树 Φ 上从结点 s 到结点 $t\in T$ 的路径 $\Phi(s,t)$ 作为基因,从而得到近似受限斯坦利树的可能基因编码方案 Φ 为

$$\Phi=(\Phi_1,\Phi_2,...,\Phi_i,...,\Phi_M).$$

其中 $\Phi_i=\Phi(s,t_i)$,$1\leqslant i\leqslant M$.

例:如图1所示,其中 $S=\{C\}$,$T=\{A,D,E\}$,假设实线部分为通信树 Φ,则 Φ 的编码为

$$\Phi=(C\to E\to D\to A,C\to E\to D,C\to E).$$

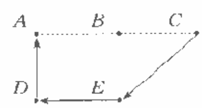

Fig. 1
图1

在上述编码方案中,基因之间相互独立,适应值的计算以及染色体串的交叉算子也都比较容易设计.但容易看出,基因之间有较多的冗余信息.为此,引入元路径(meta path)的定义并给出修正的近似受限斯坦利树基因编码方案.

定义1. 给定网络 $G=(V,E,C,D)$ 上通信任务 $\Pi=(S,T,f,d,g)$,对 $\forall\ u,v\in S\cup T$,元路径 $\Gamma(u,v)$ 是一条除了 u,v 以外不包含任何 $S\cup T$ 中结点的路径.

为方便下文叙述,定义 $\sigma(\Gamma(u,v))=u$,$\tau(\Gamma(u,v))=v$. G 中所有元路径构成的集合记为 Ω.下面给出修正的近似受限斯坦利树基因编码方案:

$$\Phi=(\Phi_1,\Phi_2,...,\Phi_i,...,\Phi_M).$$

其中 $\Phi_i=\Gamma(u_i,t_i)$,$1\leqslant i\leqslant M$,$u_i\in S\cup T$.

现在可以得到图1中通信树 Φ 的修正编码为

$$\Phi=(D\to A,E\to D,C\to E).$$

(2) 产生初始种群

利用遗传算法解决问题首先必须产生适当的初始种群,然后对生成的初始种群进行复制、交叉、突变等遗传操作,以产生更优秀的解.下面给出产生初始种群的算法:

算法1. 产生初始种群

```
Function Initial-Population()
// St,X 是辅助变量,变量类型是结点的集合
// P(s,t)表示所有从 s 到 t 的路径所构成的集合
//Pop 表示初始种群
Var
```

```
    St,X: Set of Node
Begin
    Pop←∅;
    For i=1 To N Do
        Φ←(∅,...,∅);
        St←∅;
        While T/St≠∅ Do
            从 T/St 中随机选择一个结点 t;
            从 P(s,t)中随机选择一条路径 p;
            X←p 中包含的所有结点构成的集合;
            St←St∪X;
            Φ←Union(Φ,p);
        End While
        Pop←Pop∪Φ;
    End For
    Return Pop
End
```

算法1通过向一棵空树逐步添加路径的办法构造出完整的组播通信树,向一棵已存在的树(可以是空树∅)添加路径是通过Union(Φ,p)函数实现的. Union(Φ,p)函数通过合并树Φ和路径p中的元路径并消除其中可能存在的环路来达到添加路径的目的.由于每一次运行Union(Φ,p)都至少向Φ中添加了一个不在Φ中的结点$t\in T$,所以至多经过n次循环后,必将构造出一棵包含T中所有结点的组播通信树.

为了下文叙述方便,下面先引入元路径集合Ω上的合并运算$\Pi:\Omega\times\Omega\to\Omega$,然后再给出Union($\Phi,Q$)函数的具体实现.给定元路径$\Gamma_1=u_1u_2,\ldots,u_n,n\geq 2$. $\Gamma_2=v_1v_2,\ldots,v_m,m\geq 2$.令$U=\{u_k|1\leq k\leq n\}$. $V=\{v_l|1\leq l\leq m\}$.定义$\Pi:\Omega\times\Omega\to\Omega$如下:

$$\Pi(\Gamma_1,\Gamma_2)=\begin{cases}\Gamma_2 & \text{如果 } U\cap V=\varnothing \text{ 或 } U\cap V=\{v_1\}\\ u_1u_2,\ldots,u_i,v_{j+1},\ldots,v_m & \text{否则}\end{cases}.$$

其中$u_i=v_j$,且$\{u_k|i+1\leq k\leq n\}\cap\{v_l|j+1\leq l\leq m\}=\varnothing$.

容易看出,定义在元路径集合Ω上的合并运算$\Pi:\Omega\times\Omega\to\Omega$具有如下简单的性质:

性质1. 对$\forall\Gamma_1,\Gamma_2\in\Omega$, Γ_1和$\Pi(\Gamma_1,\Gamma_2)$或者构成一棵以$\sigma(\Gamma_1)$为根的树,或者构成一个森林(包含两棵分别以$\sigma(\Gamma_1)$和$\sigma(\Gamma_2)$为根的树).

性质2. 对$\forall\Gamma_1,\Gamma_2,\Gamma_3\in\Omega$, $\Pi(\Gamma_1,\Gamma_2)$和$\Pi(\Gamma_1,\Gamma_3)$或者构成一棵以$\sigma(\Gamma_1)$为根的树,或者构成森林(包含两棵分别以$\sigma(\Gamma_1)$, $\sigma(\Gamma_2)$或$\sigma(\Gamma_3)$为根的树).

下面的算法2给出了Union(Φ,Q)函数的具体实现.

算法2. 合并树Φ和路径p中的元路径:

```
Function Union(Φ,p)
//Φ*,Q 为辅助变量
Begin
    Φ*←Φ;
    Q←p 中包含的所有元路径构成的集合;
    For All e∈Q Do
        For i=1 To M Do
            Φ*_i←Π(e,Φ*_i)
```

```
        End For
        k←δ(e)
        Φ_k^* ←e
    End For
    Return Φ*
End
```

定理 1. 给定树 Φ 和一条从树根 s 到另一结点 t 的路径 p，执行算法 2 得到的结果 Φ^* 也是一棵树.

证明：要证 Φ^* 是一棵树，只需证明：(1) Φ^* 中的每个结点最多只有一个父结点；(2) Φ^* 是连通的. 下面分别加以证明.

假设存在结点 $v\in\Phi^*$，v 有两个父结点 u_1 和 u_2，显然 u_1 和 u_2 应该属于两个不同的元路径. 不妨认为是 Φ_1^* 和 Φ_2^*，但由元路径集合 Ω 上的合并运算 $\Pi:\Omega\times\Omega\to\Omega$ 的性质 1 和性质 2 容易看出，要么 Φ_1^* 和 Φ_2^* 交集为空，要么 Φ_1^* 和 Φ_2^* 构成一棵树. 这两种情况都不可能使 v 有两个父结点 u_1 和 u_2. 从而导出矛盾，假设不成立.

由上述证明假设 Φ^* 是不连通的，也即 Φ^* 是一个森林. 但由元路径集合 Ω 上的合并运算 $\Pi:\Omega\times\Omega\to\Omega$ 的性质 1 和性质 2 可知，Φ^* 中任何一棵树的树根都是路径 p 上的点. 而由算法 2 中紧接内循环的语句容易看出，p 上的任何边都属于 Φ^*，从而 Φ^* 必然是连通的. □

(3) 复制算子

复制是将亲代的个体信息传递到子代，而这种传递是有选择的. 每代中的每一个个体，按照适应值函数的大小决定它能够复制到下一代的概率，通过复制，使得群体中的优秀个体数目不断增加，整个进化过程朝着更优解的方向进行，反映了优胜劣汰的原则. 复制算子最常用的算法是赌盘选择法，具体过程如下：

① 将群体中全部个体适应值累加求和 f_{sum}；

② 产生一个 0 至 f_{sum} 之间的随机数 m；

③ 从编号为 1 的个体开始逐个累加适应值，直到累加和 $\geqslant m$，最后累加的就是复制个体.

(4) 交叉算子

杂交算子按一定的概率 P_c，利用交配池中随机选择两个个体，随机地交换部分染色体基因来产生两个新个体. 遗传算法通过复制和杂交算子可以产生平均适应值更高和更好个体的子代群体，使进化过程朝着更优解的方向进行. 本文采用算法 3 对两棵父树执行交叉操作.

算法 3. 交叉算子

```
Function Cross(Φ¹,Φ²)
Begin
    随机选择 i,1≤i≤n
    由 Φ¹,Φ² 分别计算 Φ¹(s,t_i),Φ²(s,t_i)
    Φ¹←Union(Φ¹,Φ²(s,t_i))
    Φ²←Union(Φ²,Φ¹(s,t_i))
End
```

(5) 突变算子

变异算子以很小的概率 P_m 随机地改变染色体串上的某些基因. 变异算子具有补偿群体多样性损失的重要作用，一方面可以在当前解附近寻找更优解，另一方面可以保持群体的多样性，使群体能够继续进化. 本文通过随机选择一条新的路径来替换父树中的路径，实现突变操作，算法实现

如下：

算法 4. 突变算子

Function Mutation (Φ)

// $P(s,t_i)$表示所有从 s 到 t_i 的路径的集合

Begin

随机选择 i，$1\leqslant i\leqslant n$

从 $P(s,t_i)$中随机选择一条路径 p

$\Phi\leftarrow$Union(Φ,p)

End

(6) 适应度函数

$$\text{Fitness}(\Phi)=\frac{1}{(\text{Cost}(\Phi)+\mu_1^*\text{Sign}(C(\Phi)-c)+\mu_2^*\text{Sign}(d-D(\Phi))+\mu_3^*\text{Sign}(w-W(\Phi)))},$$

其中 $\mu_1,\mu_2,\mu_3\in R^+$为加权因子;Sign()是符号函数.

(7) 停止准则

以预先设定的最大繁殖代数或运行时间作为停止准则.

2.2 组播树的动态维护

(1) 增加一个结点

对任意多目通信$I=(S,T,f,d,g)$,设其组播树为Φ,若向接收点集合 T 中增加一个结点 $v(T\leftarrow T\cup\{v\})$,则需要修改组播树 $\Phi=(V_\Phi,E_\Phi,C,D)$,使得 $v\in V_\Phi$.下面给出向组播树 Φ 中添加结点的算法(假设在多目通信未结束之前,网络中保存通信树种群 Pop 的副本,副本可保存在外存中).

算法 5. 向组播树 Φ 增加一个结点 v

Function Add-Node(Pop,v)

Begin

For All Φ **In** Pop **Do**

随机选择一条从 v 到根结点的路径 p

$\Phi\leftarrow$Union(Φ,p);

End For

修改适应度函树以反映结点 v 的增加

在 Pop 上实施遗传算法,设其最好个体为 Φ^*

Return Φ^*

End

(2) 删除一个结点

当多目通信$I=(S,T,f,d,g)$中接收结点动态地减少时,可能找到一棵更小(占用资源或延迟更少)的通信树.下面给出当结点 v 动态退出多目通信时,计算更小的通信树的算法.

算法 6. 从组播树 Φ 删除一个结点 v

Function Delete-Node(Pop,v)

Begin

For All Φ **In** Pop **Do**

若 v 在 Φ 中是叶结点,则从 Φ 中删除包含结点 v 的元路径

End For

修改适应度函数,以反映结点 v 的删除

在 Pop 上实施遗传算法,设其最好个体为 Φ^*

```
    Return Φ*
End
```

3 基于分布式遗传算法的共享树组播路由算法

在会议型业务(如计算机会议)中,参与者轮流发言,互相进行频繁的实时交互和协同.这种类型的业务可形式化地描述如下:对网络 $G=(V,E,C,D)$ 上的一个通信任务 $\Pi=(S,T,c,d,w)$,其中 $S,T\subset V$, $|S|\geq 2$, $|T|\geq 2$, $c,d,w\in R^+$. 寻求一棵通信树 $\Phi^*=(V_\Phi,E_\Phi,C,D)$,满足如下条件:

(1) $C(\Phi^*)\geq c$.

(2) $D(\Phi^*)\leq d$.

(3) $W(\Phi^*)\leq w$.

(4) $\forall\,\Phi\in\Psi(\Pi)$: $\mathrm{Cost}(\Phi)\geq\mathrm{Cost}(\Phi^*)$.

解决上述问题显然不能像广播型业务那样,为每一个发送者建立一棵组播通信树,而必须让所有的发送者共享一棵通信树.为了避免出现集中式算法固有的传输瓶颈问题,共享树的计算必须是分布式的.本文利用分布式遗传算法来构造共享树组播路由算法.

分布式遗传算法的计算模型如图2所示. K 个无关的遗传算法分别在独立的结点上运行.在运行过程中,每个结点将各自在群体遗传每一代中发现的较好的个体通过单点传输发送到邻居结点.最后通过适当的同步协议选出所有结点上最好的个体(即组播通信树).参加计算通信树的结点可以随时加入,随时退出.参与组播通信的路由器不必都具有计算通信树的能力.在第1次,发送数据报将组播树与数据一起发送给组播树上的路由器,从而建立起组播通信树.

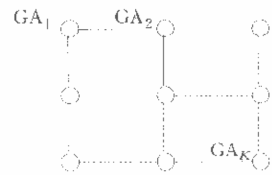

Fig. 2 A computing model of distributed genetic algorithms

图2 分布式遗传算法计算模型

将上述基于遗传算法的源基树组播路由算法略加修改,就可用于分布式共享树组播路由算法之中.在基于分布式遗传算法的共享树组播路由算法中,每个计算通信树的结点运行以不同发送者为根的基于遗传算法的源基树组播路由算法.不妨假设结点1计算以发送者 A 为根的通信树,而结点2计算以发送者 B 为根的通信树.当结点1在收到来自结点2的个体 Φ_A(即通信树)时,需要对 Φ_A 进行转换操作,改变该通信树的根为 B,从而得到一棵以 B 为根的通信树 Φ_B.算法7给出了从 Φ_A 到 Φ_B 的转换算法.

算法7. 通信树转换算法

```
Function Switch-Tree(Φ)
Begin
    Φ* = Φ
    找到树 Φ 的根 root
    p ← 从 B 到 root 的路径
    For i = 1 To M Do
        If Φi* ∈ p Then
            Φi* ← Reverse(Φi*) //对 Φi* 中的每个结点进行逆排序
        End If
    End For
    Return Φ*
End
```

4 结束语

本文提出了基于遗传算法的实时组播通信路由算法,并给出了算法的正确性证明.与传统的确定性算法相比,该算法具有以下特点:

(1) 实时性:由于该问题为NP-完全问题,所以传统的确定性算法对此无能为力.而该算法利用遗传算法求解过程的特点,可以在任意给定的时间内获得该问题的次优解,即近似最优通信树.

(2) 鲁棒性:在问题的输入规模变大时,传统的确定性算法性能将急剧下降,而该算法在计算可行解时仅仅使基因的长度增长、复制、交叉,同时变异算子及适应度函数的计算复杂度也是线性增长的,从而保证了该算法的鲁棒性.

(3) 求解结果可重用性:传统的确定性算法在输入发生变化时(如组播树的结点发生变化时),必须重新计算整个组播树,而该算法可以在已经获得的组播树的基础上,通过变换已有的组播树,然后利用遗传算法快速获得新解.求解结果的可重用性将节省大量的计算时间,具有很重要的意义.

(4) 求解结果可控制性:传统的确定性算法的求解过程是固定的,无法通过增加时间和增加处理器的方法来获得更好的结果,而该算法随着计算时间的增长以及参加计算处理器的增加,将获得更好的结算结果.

References:

[1] Garey, M.R., Johnson, D.S. Computers and intractability: a guide to the theory of NP-completeness. Languages and Systems, 1979,5(1):66~77.

[2] Ballardie, A. Core based trees (CBT) multicast routing architecture. RFC2201, 1997.

[3] Goldberg, D.E. Genetic Algorithms in Search, Optimization, and Machine Learning. Reading, MA: Addsion-Wesley Publishing Company, 1989.

A Real-Time Multicast Routing Algorithm Based on Genetic Algorithms*

CHEN Ming, LI Zhi-jie

(*Department of Computer Science and Technology, Petroleum University, Beijing* 102200, *China*)

E-mail: chenming@www.bjpeu.edu.cn

http://www.bjpeu.edu.cn

Abstract: Multicast routing technology is important in new distributed computing such as video broadcast, video conferencing, CSCW. In this paper, a shared-tree routing protocol based on distributed Genetic Algorithms (GAs) is presented, including building and dynamic maintenance of multicast routing tree in package exchange network. Computing of delay bounded Steiner Tree is also presented. With this algorithm, a dynamic constructed multicast routing tree which has a near optimal network cost under the delay bound constraint can be constructed real time. As a result, how to build and maintain a rooting tree is resolved.

Key words: multicast routing algorithm; genetic algorithm; Steiner tree

* Received September 23, 1999; accepted January 18, 2000

Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant Nos. 60072006, 19971058; the Science Research Foundation of Petroleum University of China under Grant No. 99-I-01