

一种基于模拟退火方法的多约束 QoS 组播路由算法^{*})

张 琨 王 珩 刘凤玉

(南京理工大学计算机科学与技术系 南京 210094)

摘 要 研究了带宽、时延及时延抖动约束最小代价的 QoS 组播路由问题,提出一种利用模拟退火方法解决该问题的 QoS 组播路由算法 SABDMA。该算法通过选择合适的模拟退火参数迭代求解,以获得满足 QoS 约束的最小代价组播树。同时,为避免搜索区域的扩大和计算时间的增加,根据时延和时延抖动的关系,提出采用“路径交换”策略在可行解范围内构造邻域集。仿真结果表明该算法具有可行、稳定、收敛快的特点;能根据组播应用对 QoS 的限制要求,有效地构造代价较低的组播树,具有较强的实时性。

关键词 组播路由,模拟退火,QoS,带宽时延及时延约束

A Multi-Constrained QoS Multicast Routing Algorithm Based on Simulated Annealing

ZHANG Kun WANG Heng LIU Feng-Yu

(Department of Computer Science & Technology, Nanjing University of Science & Technology, Nanjing 210094)

Abstract This paper studies bandwidth-delay and delay variation constrained least-cost QoS multicast routing problem, and proposes a QoS multicast routing algorithm (SABDMA) based on simulated annealing to solve this problem. The algorithm selects proper parameters about simulated annealing, and finds least-cost multicast tree satisfying QoS constraints. In addition, to avoid enlargement of search area and increase of computing time, we put forward a “paths-switching” strategy. It constructs neighbor set in the range of feasible solutions according to the relationship between delay and delay variation. A large number of simulations demonstrates that the algorithm has characteristics of feasibility, stability and rapid convergence, and it can effectively construct multicast tree with lower cost according to QoS request, and has better real-time property.

Keywords Multicast routing, Simulated annealing, QoS, Bandwidth-delay and delay variation constrained

1 引言

网络的快速发展要求当前网络既能传送常规的尽力传输服务,也能传送有一定 QoS 要求的实时多媒体业务。因此,基于 QoS 约束的组播路由技术作为以 QoS 为中心的网络体系结构中不可缺少的组成部分,已成为网络研究领域的重要内容和热点问题。

多约束的 QoS 组播路由算法已有不少研究成果,但已经提出的一些启发式算法,要么太复杂而难以求解,要么太费时而不能实际应用。Rouskas 在 1997 年首次提出了满足端到端时延及时延抖动约束的组播路由问题,并提出了一种有效的算法 DVMA^[1]。该算法取得了良好的预期效果,即算法返回的组播树时延抖动很小,但计算复杂度很高,为 $O(klmn^4)$,难以有效地进行组播路由^[2],而且由于算法本身结构已经非常烦琐复杂,作者没能进一步提出最小化网络代价的问题并加以解决,因此算法的代价性能不是很好。针对 DVMA 算法的高复杂度,Sheu 等人提出一种快速有效的启发式算法 DDVCA^[3]。该算法主要思想基于有核树(CBT)中核心路由器的概念和最短代价路径算法,快速有效地找到满足时延约束和最小时延抖动的组播树。郭伟等人^[4]把时延及时延抖动约束的组播路由问题提到优化的层次上,提出时延及时延抖动约束的最小代价组播路由优化问题,并证明此问题是 NP 完全问题,继而提出了一种基于动态罚函数法的启发式遗传算法以

求解该问题。余燕平提出了另一种启发式算法 LCDVMA^[5],构建满足时延和时延抖动约束的网络代价优化的组播路由算法。LCDVMA 算法的主要思想是每次通过最短代价路径或最小时延路径连到树上的任一节点,再通过比较找出最理想的路径并添加到树上,算法复杂度为 $O(mkn^3)$ 。

一般的 QoS 组播路由问题包含多个约束条件,如时延、时延抖动、包丢失率、带宽和代价等。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,应该针对不同的实际需要设计相应的算法,处理不同的约束条件。时延、时延抖动和带宽是实时多媒体传输必须保证的条件,代价是评价网络效率的重要指标,本文主要考虑这几项指标,研究带宽、时延及时延抖动约束的最小代价组播路由问题。模拟退火方法作为邻域搜索算法的扩展,其最大优点在于从理论上保证能够收敛到全局最优解^[6]。因此,为了避免陷入局部优化,从而提高组播树的性能,本文将模拟退火思想引入组播路由计算中,提出了一种基于模拟退火的多约束 QoS 组播路由算法 SABDMA。算法利用 DDVCA 算法获得初始解,并在可行解范围内构造邻域集,通过路径交换策略获得可行的邻域解,不断迭代求解,最终获得满足约束的最小代价组播树。仿真结果说明该算法具有可行、稳定、收敛快的特点;能根据组播应用对 QoS 的要求,有效地构造代价较低的组播树,具有较强的实时性。本文算法属于基于源路由算法,因此假定源节点必须存储整个网络拓扑,以确定组播路由。

^{*})受国家自然科学基金(编号:60273035)、国家高技术研究发展计划(编号:2001AA113161)和国防科工委应用基础基金(编号:J1300D004)资助。张 琨 讲师,博士,主要研究领域为网络通信。王 珩 博士,主要研究领域为 QoS 组播路由等。刘凤玉 教授,博士生导师,主要研究领域为人工智能和网络安全。

2 带宽、时延及时延约束最小代价的组播路由问题

假定以带权简单无向图 $G=(V, E)$ 表示一个网络。其中, V, E 分别是网络节点和链路集合。对于每条链路 $e \in E$, 定义三个正实数函数, 分别是: 代价函数 $cost(e): E \rightarrow R^+$ 、时延函数 $delay(e): E \rightarrow R^+$ 以及带宽函数 $width(e): E \rightarrow R^+$, R^+ 表示正实数集。给定组播会话的源节点 $s \in V$, 一组目的节点 $M \subseteq V - \{s\}$ (也称为组播组), 组播树 $T(T \subseteq G)$ 是根为 s , 并包含目的节点集合 M 的一棵树。设 $p(u, v)$ 表示节点 u 到 v 的一条路径, $m \in M$, 则组播树 $T(V_T, E_T)$ 存在下面关系:

$$\begin{aligned} delay(T) &= \max_{m \in M} (delay(p(s, m))) \\ &= \max_{e \in p(s, m)} (delay(e)) \end{aligned} \quad (1)$$

$$cost(T) = \sum_{e \in T} cost(e) \quad (2)$$

$$width(p(s, m)) = \min_{e \in p(s, m)} (width(e)) \quad (3)$$

定义 1 带宽、时延及时延约束的最小代价组播路由问题: 给定一个网络 $G=(V, E)$, 组播源节点 $s \in V$, 目的节点集 $M \subseteq V - \{s\}$, 以及端到端时延约束 Δ 、时延抖动约束 δ 、带宽约束 W , 要求找到一棵从 s 出发, 连接所有目的节点 M 的组播树 $T(V_T, E_T)$ 满足:

$$\bullet \text{ 带宽约束: } width(p(s, m)) \geq W, \forall m \in M \quad (4)$$

$$\bullet \text{ 时延约束: } delay(T) \leq \Delta \quad (5)$$

$$\bullet \text{ 时延抖动约束: } delay_jitter(T) = \left| \sum_{e \in p(s, u)} delay(e) - \sum_{e \in p(s, v)} delay(e) \right| \leq \delta, \forall u, v \in M \quad (6)$$

• 代价约束: 在满足条件(4)~(6)的所有组播树中, $T(V_T, E_T)$ 的代价最小。

已经证明, 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^[7], 时延、时延抖动和代价为可加度量且互不相关, 因此, 上述问题属于 NP 完全问题。

3 模拟退火方法

模拟退火(simulated annealing, 简称 SA)算法是局部搜索算法的扩展, 它不同于局部搜索之处是以一定的概率选择邻域中费用值大的状态, 理论上来说, 它是一个全局最优算法。SA 算法最早的思想由 Metropolis 在 1953 年提出, 并由 Kirkpatrick 在 1983 年成功地应用在组合最优化问题中^[8]。

退火是一种物理过程, 金属物体在加热至一定的温度后, 它的所有分子在状态空间 D 中自由运动。随着温度的下降, 这些分子逐渐停留在不同的状态, 在温度最低时, 分子重新以一定的结构排列。由统计力学的研究表明, 在温度 t 下, 物体分组停留在状态 r 满足波兹曼概率分布:

$$\Pr\{\bar{E} = E(r)\} = \frac{1}{Z(t)} \exp\left(-\frac{E(r)}{k_B t}\right) \quad (7)$$

其中, \bar{E} 为分子能量的一个随机变量, $E(r)$ 为状态 r 的能量, t 为温度, k_B 为波兹曼常数, $Z(t)$ 为概率分布的标准化因子。

退火过程通常需要满足以下两个条件:

• 初始温度 $t = t_0$ 足够大, 使得分子停留在任意状态的概率基本相同, 接近平均值 $1/|D|$, 其中 $|D|$ 为状态空间 D 中状态的个数。

• 温度下降到 0 度时, 所有分子将以概率 1 停留在最低能量状态。

SA 算法的思想是, 首先产生一个初始解作为当前解, 然后在当前解的邻域中, 以概率 $P(t)$ 选择一个非局部最优的解, 并令这个解为当前解在重复下去, 从而保证不会陷入局部最优。在重复过程中, 随着温度的下降, 选择非局部最优解的

概率 $p(t)$ 也降低, 直到 $t \rightarrow 0$ 时以 $P=1$ 选择局部的最优解。

模拟退火算法具有 4 个特点^[6]: 1) 每个状态都是可达的; 2) 在任意给定温度 t 下, 分布是稳定的; 3) 当稳定渐近到 0 度时, 模拟退火收敛到全局最优解; 4) 算法的收敛不依赖于初始条件。从模拟退火的理论研究可以看出^[6], 按理论要求达到平稳分布来应用 SA 算法是不可能的, 这是因为时齐的算法要在每一个稳定迭代无穷步以达到平稳分布, 而非时齐要求温度下降的迭代次数是指数次的。因此, 从应用的角度来看, 在可接受的时间里得到满意的解就可以了。

4 基于模拟退火方法的时延及时延抖动约束组播路由算法(SABDMA)

应用模拟退火算法时的一些关键技术问题包括: 解的形式, 邻域的构造, 初始温度的选取、温度更新函数、状态接受函数的选择、内/外循环的终止规则等, 算法描述从上述几个方面展开。

(1) 预处理 首先考虑带宽约束, 除去不满足带宽约束的链路。

(2) 编码及初始解 在许多利用智能优化求解 QoS 组播路由问题的算法中, 往往采用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, 本算法直接将解编码成一个 $|M|$ 维数组, 其中每个元素表示组播树 T 中从源节点 s 到目的节点 $m, m \in M$ 的路径, 整个数组表示一棵组播树, 这样既减少了编码空间, 也省略了解码操作。

由于 DDVCA 算法复杂度很低, 并且在有解的情况下, 总能有效地返回一棵满足时延约束且时延抖动最小的组播树。因此, 初始解 x_0 采用 DDVCA 算法求得, 如果 DDVCA 算法返回失败, 则说明无解, 算法退出; 否则从求得的初始解 x_0 开始进入退火过程。

本算法采用组播树的代价作为目标函数, 即 $f(x) = cost(x)$ 。

(3) 初始温度的选择 根据模拟退火理论, 初始温度 t_0 应选择充分大以使几乎所有产生的候选解都能被接受, 以此保证最终优良的收敛性。实验表明, 初温越大, 获得高质量解的几率越大, 但花费的时间将增加。因此, 初温的确定应折衷考虑优化质量和优化效率^[6]。根据本算法的测试结果, 设置 $t_0 = 100$ 。

(4) 温度更新函数的选取 温度更新函数, 即温度的下降方式, 用于在外循环中修改温度值。时齐 SA 算法的理论要求温度最终下降到零, 整个系统以概率 1 收敛全局最优解。理论上, 温度应以很慢的速度下降, 如对数的倒数方式。但为了避免过于冗长的搜索过程, 较好地折衷兼顾优化质量和时间性能, 本算法采用一种最直观的温度下降方法, 即温度更新函数为指数退温: $t_{k+1} = \lambda \cdot t_k$, 其中 $0 < \lambda < 1$, 且其大小可以不断变化, λ 称为退温速率, 越接近 1 温度下降得越慢。

(5) 邻域解集的构造 给定一个具体问题的可行点 x , 通常把某种意义上靠近 x 的点的集合定义为 $N(x)$ 。在组合优化问题中 N 的确定通常依赖于问题的结构。一些算法的邻域解构造方法使得无法保证每个邻域中邻居都是可行解, 因此, 通常采用罚函数法将不可行解可行化^[4]。虽然罚函数法可以很简单地保证理论要求的不可约和非周期性, 但其最大缺陷是引起搜索区域的扩大, 从而使计算时间增加, 而有时增加时间之多是不可接受的^[6]。

因此, 为了克服上述缺陷, 本算法在可行解集内构造邻

域。邻域解集的构造思想是基于下述定理产生的。

定理 1 设组播源节点为 s , 目的节点集 M , 组播树 T 的时延为 $delay(T)$, 给定时延抖动约束为 δ , 若对于任意目的节点 $v \in M$, 满足

$$\sum_{e \in P(s,v)} delay(e) \geq delay(T) - \delta, \forall v \in M \quad (8)$$

则式(9)成立。

$$|\sum_{e \in P(s,u)} delay(e) - \sum_{e \in P(s,v)} delay(e)| \leq \delta, \forall u, v \in M \quad (9)$$

证明: 由式(8)得,

$$delay(T) - \sum_{e \in P(s,v)} delay(e) \leq \delta, \forall v \in M \quad (10)$$

由式(1)可知, 组播树的时延 $delay(T)$ 为由源节点 s 到各目的节点路径时延的最大值, 因此, 对于任意目的节点 $u \in M$ 来说,

$$delay(T) \geq \sum_{e \in P(s,u)} delay(e), \forall u \in M \quad (11)$$

$\therefore \sum_{e \in P(s,u)} delay(e) - \sum_{e \in P(s,v)} delay(e) \leq delay(T) - \sum_{e \in P(s,v)} delay(e) \leq \delta, \forall u, v \in M$, 即得式(9)。定理得证。

由定理 1 可知, 只要向树中添加的路径时延大于或等于 $delay(T) - \delta$, 则形成的一棵新树仍是一个可行解。邻域解的构造过程采用“路径交换策略”, 具体如下:

步骤 1: 对每个目的节点 $m \in M$, 算法利用 Dijkstra 第 k 条最短路径算法找出从源节点 s 到 m 的前 k 条代价最短路径, 组成路径集, 作为产生邻域集的备选路径集。

步骤 2: 对于当前解 x_{now} , 随机选择一个目的节点 $m \in M$, 删除 x_{now} 中从源节点 s 到 m 的路径, 形成一棵树 x_{mp} , 然后从备选集中选择 s 到 m 的其它路径(设为 $p_i(s, m)$) 加入到树 x_{mp} 中, 构成新树 $x_{now'}$, 如果路径 $p_i(s, m)$ 满足:

$$delay(P_i(s, m)) \geq delay(x_{now'}) - \delta \quad (12)$$

且新树 $x_{now'}$ 无环, 则 $x_{now'}$ 成为当前解 x_{now} 的一个邻域解。

步骤 3: 如果对于目的节点 m , 找不到任何满足条件的备选路径, 则选择其它目的节点, 直到产生的邻域解集不空。

(6) 状态接受函数 它的引入是 SA 算法实现全局搜索的最关键的因素, 是算法产生概率突跳能力的关键, 能够在分布机制指导下避免局部极小。状态接受函数一般以概率的方式给出, 通常采用式(13)的函数:

$$A_{ij}(t) = \begin{cases} 1, & f(x_i) \geq f(x_j) \\ \exp(-\Delta f_{ij}/t), & f(x_i) < f(x_j) \end{cases} \quad (13)$$

其中, $A_{ij}(t)$ 表示从当前解 x_i 的邻域 $N(x_i)$ 中随机选取解 x_j 后, 接受 x_j 的概率; t 为当前温度; Δf_{ij} 是状态 x_i 与 x_j 的目标差, 即 $\Delta f_{ij} = f(x_i) - f(x_j)$ 。

(7) 内循环终止规则 也称 Metropolis 抽样稳定准则, 用于决定在各温度下产生候选解的数目。在时齐 SA 算法理论中, 收敛性条件要求在每个温度下产生候选解数目趋于无穷大, 以使相应的马尔可夫链达到平稳概率分布, 显然在实际应用算法时这是无法实现的, 只能近似这一结果。

算法采用一种常用的抽样稳定准则, 即连续若干步的目标值不变化。如果优化过程中得到的最佳优化值连续若干代进化保持不变, 则进行退温。

(8) 外循环终止规则 即算法终止规则。虽然设置温度终止 t_c 是一种简单的方法, 但 SA 算法的收敛性理论中要求 t_c 趋于零, 这显然是不实际的。因此, 本算法采用设置外循环迭代次数的方法终止算法, 最大迭代次数为 100。

5 算法性能分析

定理 2 SABDMA 算法的时间复杂度为 $\max(O(kmn^3),$

$O(I \cdot L_m \cdot m_k))$, 其中 m 为组播组数, n 为网络节点数, k 为 Dijkstra 第 k 条最短路径算法的参数, I 为模拟退火的最大迭代次数, L_m 为 I 次迭代中内循环的次数最大值。

证明: 使用 DDVCA 算法产生初始解的复杂度为 $O(mn^2)^{[3]}$, 使用第 k 条最短路径算法为 m 个目的节点构造备选路径集的复杂度为 $O(kmn^3)$ 。最坏情况下, 产生邻域集的时间复杂度为 $O(mk)$, 模拟退火过程的总时间复杂度为 $O(I \cdot L_m \cdot mk)$ 。因此, 最坏情况下, SABDMA 算法的时间复杂度为 $O(mn^2 + kmn^3 + I \cdot L_m \cdot mk)$, 即 $\max(O(kmn^3), O(I \cdot L_m \cdot mk))$ 。定理得证。

6 仿真实验

仿真在作者自行开发的 QRSIM 路由仿真器上完成。网络拓扑部分借鉴了 Salama 博士的随机网络拓扑算法^[8]生成, 网络节点随机分布的矩形区域大小设定为 $4000 \times 2400 \text{ km}^2$, 任意两个节点 u 和 v 之间是否存在链路概率函数 $P(u, v) = \beta \exp \frac{-d(u, v)}{\alpha L}$ 确定, 其中 $d(u, v)$ 是 u, v 之间的欧拉距离, L 是任意两节点间的最大距离, 较小的 α 将增大短链路的密度, 较大的 β 将导致较高的链路密度。通过调整参数 α, β , 使得产生的网络更接近于真实网络, 在本文仿真中, $\alpha = 0.15, \beta = 2.2$ 。网络的链路代价在 $[10, 120]$ Mbps 之间随机分布, 链路时延定义为链路的传输时延, 忽略排队时延和发送时延, 传输速度为光速的 $2/3$, 链路带宽在 $[40, 100]$ 之间分布, 为了简单起见, 我们设置带宽约束为 40, 即网络中所有链路都满足带宽约束。仿真中在每个数据点的实验次数为 1000, 然后统计平均值。仿真选取 DDVCA 算法、LCDVMA 算法、LDT 最小时延树算法同本文算法进行比较。所有仿真均在 CPU 为 AMD 1.8 GHz, 内存为 256MB 的计算机上完成。本文算法的模拟退火参数选择如下: 初始温度 $t_0 = 100$, 退温速率 $\lambda = 0.5$, 内循环终止规则为最优解连续 20 次进化保持不变, 则退温, 外循环终止规则为限定最大迭代次数为 100。

6.1 网络代价性能

仿真首先将目的节点数固定为 5, 比较了各算法在不同的网络节点数情况下(10~100)网络的代价性能, 并给定时延抖动约束 $\delta = 15 \text{ ms}$, 时延约束 Δ 分别等于 40ms 和 60ms, 如图 1 所示。

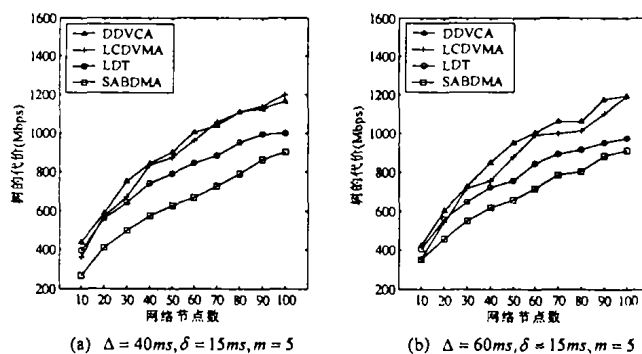


图 1 网络节点数和树的代价关系

从图 1 看出, SABDMA 算法的代价性能最好, DDVCA 算法由于不考虑网络代价的优化, 代价性能最差。当网络节点数较少时, DDVCA 算法和 LCDVMA 算法的代价同 LDT 算法的代价基本相同, 甚至优于 LDT 算法, 但随着网络节点数的增加, 这两种算法同 LDT 算法的代价性能差距逐渐增加。同时还看出, 各算法树的代价随着网络节点数目的增加而增加。这是由于随着网络规模的增大, 源节点到达各个目的节点

的路径长度随之增加,从而使得树的代价增加。

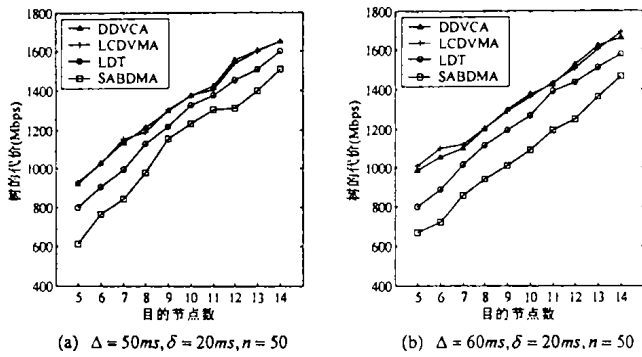


图2 目的节点数和树的代价关系

随后,仿真将网络节点数固定为50,比较了各算法在目的节点数从5变化到14情况下网络的代价性能,设定时延抖动约束 $\delta=20ms$,时延约束 Δ 分别等于50ms和60ms,如图2所示。

从图2看出,SABDMA算法仍然是代价性能最好的算法,DDVCA算法和LCDVMA算法的代价性能基本相同,但都比LDT算法的代价性能差。同时还看出,各算法树的代价随着目的节点数目的增加而增加。这是因为,随着组播组的增加,组播树的规模就会变大,从而占用更多的资源,因此相应的代价将会增加。

6.2 时延抖动性能

参照实验1的网络环境,对各种算法的时延抖动性能进行了比较。图3是组播树的时延抖动随网络节点数增加的变化情况,其中,时延抖动约束 $\delta=15ms$,时延约束 Δ 分别等于40ms和60ms,目的节点数固定为5。

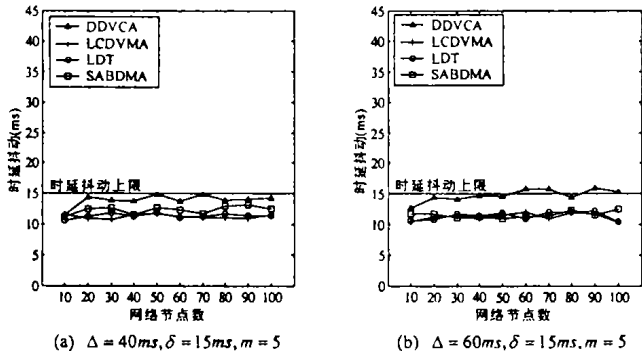


图3 网络节点数和时延抖动关系

从图3中看出,除DDVCA算法外,其它三种算法的时延抖动基本相同,都在时延抖动约束范围之内。由于DDVCA算法返回的是一棵时延抖动尽可能小的组播树,因此,其时延抖动可能会超过抖动约束的限制,如图(b)所示。同时比较两幅子图,可以发现,当时延约束比较严格时,时延抖动略微大一些,而反之则时延抖动较小。这主要是因为当时延约束较严格的情况下,网络中可选链路比较少,因此相应的时延抖动比较小。

图4是组播树的时延抖动随目的节点数增加的变化情况,其中,时延抖动约束 $\delta=15ms$,时延约束 Δ 分别等于50ms和60ms,网络节点数固定为50。

从图中看出,LDT算法的时延抖动最小,SABDMA算法和LCDVMA算法的时延抖动接近,DDVCA算法的时延抖动最大。随着目的节点数的增加,各算法求得的组播树的时延抖动都将增加。这是因为,由于组播组规模的增大,距离源节

点较近的节点与距离源节点较远的节点的数目必定增加,而这必将造成目的节点间时延抖动的增加。

6.3 收敛性能

最后对SABDMA算法的收敛性能进行了仿真,对该算法在每次迭代中记录的最优解的代价进行了跟踪,测试最优解的代价随迭代次数的变化情况。仿真固定目的节点数为5, $\Delta=60ms$, $\delta=20ms$,分别设置网络节点数为50和100,仿真结果如图5所示。

从图中看出,SABDMA算法的收敛速度很快,平均迭代10次以内就可以收敛到最优解,能够有效地满足实时性的要求,这在路由选择中是非常重要的。

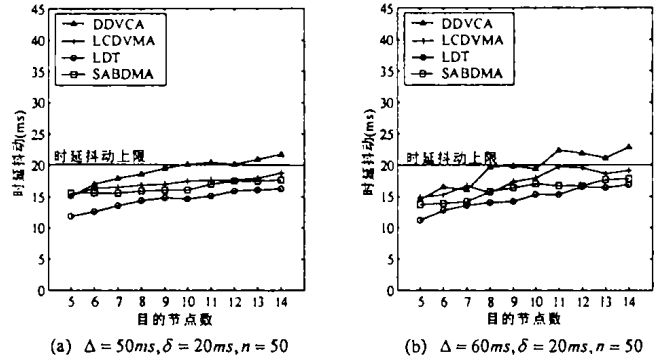


图4 目的节点数和时延抖动关系

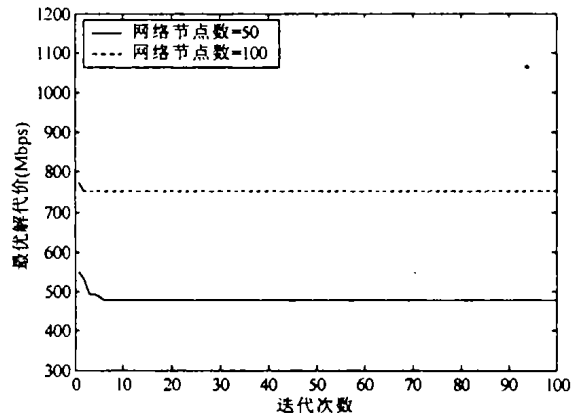


图5 迭代次数与最优解的代价关系

小结 模拟退火方法作为邻域搜索算法的扩展,其最大优点在于从理论上保证能够收敛到全局最优解。因此,为了避免陷入局部优化,从而提高组播树的性能,本文在对多约束QoS组播路由问题和模拟退火方法研究的基础上,提出了一种基于模拟退火的多约束的QoS组播路由算法SABDMA,解决带宽、时延及时延抖动约束最小代价组播路由问题。算法选择合适的模拟退火参数,根据时延和时延抖动之间的关系,采用“路径交换”策略在可行解范围内构造邻域集,避免搜索区域的扩大,不断迭代求解,最终获得满足约束的最小代价组播树。大量的仿真结果说明SABDMA算法具有下面特点:(1)算法是一种可行的、有效的、稳定的,并具有较好性能的解决多约束QoS组播路由问题的算法;(2)在满足带宽、时延和时延抖动约束的前提下,算法求得的组播树的代价较低,有效地优化了网络资源;(3)算法的收敛速度很快,能够满足多媒体网络对实时性的要求。

参考文献

1 Rouskas G N, Baldine I. Multicast Routing with End-to-End Delay and Delay Variation Constraints[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1997, 15(3): 346~356

P2P 系统服务质量研究^{*}

黄宇 金蓓弘 万淑超

(中国科学院软件研究所软件工程技术中心 北京 100080)

摘要 随着 P2P 计算受到越来越多的关注,如何系统全面地对一个 P2P 系统作出评估成了一个非常重要的问题。本文从服务质量的角度来系统地考虑 P2P 系统评估的问题,提出了一个 P2P 系统服务质量度量框架,以帮助和指导 P2P 系统的设计和选择。

关键词 P2P 计算, P2P 系统, 服务质量, 服务质量度量框架

Research on QoS of P2P System

HUANG Yu JIN Bei-Hong WAN Shu-Chao

(Software Engineering Technology Center, Institute of Software, CAS, Beijing 100080)

Abstract Since Peer-to-Peer computing is drawing more and more attention, it has become a critical problem how we can evaluate a P2P system comprehensively. In this paper, we propose to consider the evaluation of a P2P system systematically from the quality-of-service perspective, and come up with a framework for measuring the quality of service in P2P systems. We hope that our work will be useful to and provide guidance for designing and choosing P2P systems.

Keywords P2P computing, P2P system, Quality of Service, QoS measuring framework

1 简介

随着网络规模爆炸式地扩大以及分布式系统的不断发展, P2P (Peer-to-Peer) 体系结构, 作为对传统客户/服务器结构的变革, 正在受到越来越多的关注。

P2P 计算 (Peer-to-Peer Computing) 是指不同系统之间通过直接交换, 实现计算机资源和服务共享、进行信息处理的过程。典型的 P2P 系统包括 Freenet、Napster、Gnutella 等 P2P 文件共享系统以及 Groove、Magi 等 P2P 协作系统^[1], 而科学计算系统如 SETI@home、Avaki 等, 我们认为其 P2P 特征不突出, 应该属于非典型的 P2P 系统。

P2P 系统能整合分散的资源, 分摊系统负载, 并且在信息和服务双向交换上具有直接性、实用性等优点; 但另一方面, 它也具有不可预见性、不可依赖性、安全性差等缺点。是否在实际应用中采用 P2P 系统, 取决于对 P2P 系统的深入了解, 或者说, 我们需要明确如果使用 P2P 系统, 我们能够获得什么质量的服务 (Quality of Service)。

本文首先研究和分析了 P2P 系统评估方面的工作, 然后参考服务质量领域的现有成果, 提出了从服务质量的角度来度量 P2P 系统性能的方法, 并设计了相应地 P2P 系统服务质量度量框架, 以帮助和指导 P2P 系统的设计和选择。

2 P2P 系统服务质量的实例研究

服务质量研究源于多媒体系统, 例如, A. Campbell 等人

研究了分布式多媒体系统中的服务质量问题和针对特定层次的服务质量支持问题, 并对一些服务质量体系结构 (QoS Architecture) 作了评估^[2]。在服务质量研究中一般用到服务质量规范 (QoS Specification), 借助服务质量规范, 可以针对系统某个特定的层次, 对各个级别的服务质量, 作可判断的刻画。例如, Daniel G. Waddington 等分析了四种不同的服务质量规范 (QoS Specification), 并试图把服务质量方面的一些结果整合到分布式编程环境 (Distributed Programming Environment) 中^[3]。

服务质量研究已从多媒体系统扩展到一般的分布式系统, P2P 系统也不例外。需要特别指出的是, 几乎所有的系统都有服务质量的问题, 并且服务质量问题跨越了同一个系统的各个层次; 服务质量领域大量的已有工作表明, 设计一个普适的服务质量规范来指导我们做服务质量方面的研究是不可行的。这一点决定了我们有必要专门针对 P2P 系统作服务质量方面的研究。

关于 P2P 系统的评估, 已经有了大量的研究。例如, 在文 [4] 中, Ion Stoica 等详细介绍了一种 P2P 系统的目标查找机制 Chord, 并对采用这一机制的系统的性能作了深入的分析。基于 Chord 协议的 P2P 系统是结构化的 (Structured), 它们在发现目标节点方面有着优异的表现。文 [4] 考察了当节点加入或退出系统时, 系统处于稳定化阶段时发现目标的能力, 具体的度量指标包括考察目标发现的各个指标在稳定化阶段的取值, 以及随着稳定化出现频率的增加, 系统性能相应地变

^{*} 基金项目: 国家 863 高科技发展计划资助项目 (编号 2001AA113010); 国家重点基础研究发展规划 973 资助项目 (编号 2002CB312005)。

2 王明中, 谢剑英, 张敬轅. 时延及时延抖动限制的最小代价多播路由策略 [J]. 计算机学报, 2002, 25(5): 534~541
3 Sheu P R, Chen S T. A Fast and Efficient Heuristic Algorithm for the Delay- and Delay Variation Bound Multicast Tree Problem [A]. In: Proc. of the 15th Intl. Conf. on Information Networking (ICOIN'01) [C], 2001. 611~618
4 郭伟, 席裕庚. 有时延及时延差别约束的最小代价组播路由问题 [J]. 通信学报, 2001, 22(6): 13~20
5 余燕平. 多播路由算法研究 [D]. [博士学位论文]. 杭州: 浙江大学, 2002

6 刑文训, 谢金星. 现代优化计算方法 [M]. 北京: 清华大学出版社, 1999
7 Salama H F, Reeves D S, Viniotis Y. Evaluation of Multicast Routing Algorithms for Real-Time Communication on High-Speed Networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1997, 15(3): 332~345
8 Salama H F. Multicast Routing for Real-Time Communication on High-Speed Networks [D]. [PhD thesis]. North Carolina State University, Department of Electrical and Computer Engineering, 1996