

一种基于蜂群算法的 ABC 支持型 QoS 组播路由机制

王兴伟 邹荣珠 黄敏

(东北大学信息科学与工程学院 沈阳 110004)

摘要 引入模糊数学和微观经济学知识,设计了一种支持总最佳连接(ABC: Always Best Connected)的服务质量(QoS: Quality of Service)组播路由机制。该机制为边(网络链路)状态参数引入适合隶属函数,采用区间描述用户柔性 QoS 需求,通过边带宽定价、边评判和组播树评价,基于蜂群算法,寻找使用户和网络提供方效用达到或接近 Nash 均衡下 Pareto 最优的 QoS 组播树。仿真结果表明,该机制是可行和有效的。

关键词 总最佳连接,服务质量,组播路由,蜂群

ABC Supported QoS Multicast Routing Scheme Based on Beehive Algorithm

WANG Xing-wei ZOU Rong-zhu HUANG Min

(College of Information Science and Engineering, Northeastern University, Shenyang 110004, China)

Abstract By introducing the knowledge of the fuzzy mathematics and the microeconomics, a QoS (Quality of Service) multicast routing scheme with ABC (Always Best Connected) supported was proposed. The adaptability membership function and the range were used to describe the edge status parameter and the user's flexible QoS requirement respectively. With the edge bandwidth pricing, the edge evaluation and the tree evaluation introduced, it tries to find a QoS multicast tree with the Pareto optimum under the Nash equilibrium on both the network provider utility and the user utility achieved or approached based on the beehive algorithm. Simulation results have shown that it is both feasible and effective.

Keywords ABC (Always Best Connected), QoS (Quality of Service), Multicast routing, Beehive

1 引言

随着 Internet 和移动通信技术等的发展与融合,下一代互联网 NGI(Next Generation Internet)很可能发展成为地面网与空天网、固定网与移动网等异构子网融合而成的一体化网络,出现主干和接入链路多样化的局面。在通信端到端路径上每一跳都可能存在多种不同类型的链路供选择,用户在通信开始时和进行期间对网络的总最佳连接 ABC(Always Best Connected)成为可能^[1],服务质量 QoS(Quality of Service)路由应该支持 ABC^[2]。ABC 意味着用户在任何时间和任何地点都可以通过当前最佳方式接入 NGI,而且每当有更好方式出现时就可以透明切换,实现 QoS 无缝漫游^[3]。然而,“最佳”本身就是一个模糊概念,依赖很多因素(如用户 QoS 需求、愿付费用、用户偏爱、终端能力、接入网络可用状况等)。此外,一方面,路由时需使用的链路状态信息难以精确测量;另一方面,用户 QoS 需求受主观因素影响很大,难以准确表达,需要体现柔性^[4]。因此,ABC 支持型 QoS 路由应该具备处理模糊路由信息的能力。同时,在网络运营日益商业化的

环境下^[5],ABC 不是单方一厢情愿的事,路由时需要兼顾用户与网络提供方利益,支持各方效用共赢。

QoS 组播路由问题是 NP 完全的^[6],可以采用启发式或智能优化算法求解。在文献[7]中,提出了一种 QoS 感知型算法,通过并行多路径搜索构造约束向量,完成组播树构建。在文献[8]中,提出了一种启发式 QoS 组播路由算法,采用分布式计算与路径标记。在文献[9]中,提出了一种异构网络中的快速有效组播算法,可以构造一棵覆盖组播通信涉及到的所有网关节点的延迟与延迟变化有界组播树。在文献[10]中,提出了一种可伸缩非集中式 QoS 组播路由协议,用于构造端到端延迟、丢失率和带宽受限组播树。在文献[11]中,提出了一种基于蚁群系统的 QoS 组播路由算法。在文献[12]中,采用基于模拟退火技术的改进遗传算法求解多重 QoS 约束条件下的组播路由。在文献[13]中,提出了一个协调搜索式(Harmony search based)算法求解带宽延迟受限的最小代价组播路由。但是,文献[7-13]中的算法均未充分考虑链路状态和用户 QoS 需求的不精确以及各方效用的优化。在文献[14]中,采用改进的 Bellman-Ford 算法作为路径搜索算法,

到稿日期:2008-07-07 返修日期:2008-10-06 本文受国家高技术研究发展计划资助项目(2006AA01Z214),国家自然科学基金资助项目(60673159, 70671020),新世纪优秀人才支持计划资助项目,教育部科学技术研究重点项目(108040),高等学校博士学科点专项科研基金资助课题(20060145012, 20070145017)和辽宁省自然科学基金资助项目(20062022)资助。

王兴伟(1968-),男,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为下一代互联网、移动 Internet、IP/DWDM 光 Internet 和信息安全等, E-mail: wangxw@mail.neu.edu.cn; 邹荣珠(1985-),男,硕士研究生,主要研究领域为 QoS 管理; 黄敏(1968-),女,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为智能优化算法和调度理论等。

设计了一种不精确状态信息下多 QoS 约束组播路由算法。在文献[15]中,引入概率论知识,基于遗传算法求解不精确状态信息下的 QoS 组播路由问题。在文献[16]中,引入模糊集描述链路不精确状态,基于模糊测度和遗传算法构建组播树。但是,文献[14-16]既未充分考虑用户柔性 QoS 需求,也未考虑支持各方效用共赢。在文献[17]中,基于 SPEA(Strength Pareto Evolutionary Algorithm)算法构建 Pareto 最优组播树,但仅考虑了用户效用,而未兼顾网络提供方效用。在文献[18]中,把效用函数与定价机制引入组播资源公平分配中,但其目的是控制网络拥挤而不是优化组播路由,且未考虑链路状态不精确和用户柔性 QoS 需求。在文献[19]中,把博弈论方法引入到无线网状网多跳组播跨层优化中,但其目标是最大化网络吞吐量。在文献[20]中,引入了非合作博弈机制,提出了基于拍卖的安全路由、基于效用的动态源路由和基于看守表的路由,但主要是为了增强无线传感器网络中的安全性。在文献[21]中,提出了一种基于合作博弈的均衡路由方法,但主要是面向 IPv6 下的泛播路由。在文献[22]中,提出了一种公平 QoS 组播路由机制,采用基于 Kelly/PSP 模型的定价机制,但主要是为了解决组间公平问题,既未考虑支持各方效用共赢,也未考虑不精确链路状态和用户柔性 QoS 需求。在文献[23]中,引入通用模糊约束优化模型,基于模糊遗传算法求解 QoS 组播路由问题,考虑了链路状态信息的不精确和用户 QoS 需求的模糊性,但未考虑支持各方效用共赢。

上述研究尚未从支持 ABC 的角度出发充分考虑在链路状态难以精确测量和用户 QoS 需求难以准确表达的情况下实现支持各方效用共赢的 QoS 组播路由机制。本文引入模糊数学和微观经济学知识,设计了一种 ABC 支持型 QoS 组播路由机制。该机制为边(网络链路)状态参数引入适合隶属度函数,采用区间描述用户柔性 QoS 需求,使用边带宽定价、边评判与组播树评价,通过博弈分析,基于蜂群算法^[24],寻找使各方效用达到或接近 Nash 均衡下 Pareto 最优的 QoS 组播树。仿真结果表明,该机制是可行和有效的。

2 模型描述

2.1 网络模型与路由请求

已知图 $G(V, E)$, V 是节点集, E 是边集。 $\forall v_i, v_j \in V$ ($i, j = 1, 2, 3, \dots, |V|$), 其间可能存在多条边(即不同类型链路)。简单起见,将节点参数归并到边参数中。这样, $\forall e_l \in E$, 考虑如下参数:网络提供方编号 z , 总带宽 tbw_l 、可用带宽 bw_l 、延迟 dl_l 、延迟抖动 jt_l 、出错率 ls_l 、带宽单位成本 ct_l 和带宽售价 p_l 。 $z \in NPS$, NPS 是所有网络提供方编号的集合。 QoS 组播路由请求记为 $\langle v_s, D, R_{bw}, R_{Dl}, R_{Jl}, R_{Ls}, PY, BD \rangle$, $v_s \in V$ 是源节点, $D = \{v_{d_1}, v_{d_2}, \dots, v_{d_{|D|}}\} \subseteq V$ 是组播目的节点集合, $R_{bw} = (\Delta_{bw_1}, \Delta_{bw_2}, \dots, \Delta_{bw_{|D|}})$, $R_{Dl} = (\Delta_{Dl_1}, \Delta_{Dl_2}, \dots, \Delta_{Dl_{|D|}})$, $R_{Jl} = (\Delta_{Jl_1}, \Delta_{Jl_2}, \dots, \Delta_{Jl_{|D|}})$ 和 $R_{Ls} = (\Delta_{Ls_1}, \Delta_{Ls_2}, \dots, \Delta_{Ls_{|D|}})$ 分别是组播用户带宽、延迟、延迟抖动和出错率需求向量, $\Delta_{bw_i} = [BW_i^L, BW_i^H]$, $\Delta_{Dl_i} = [DL_i^L, DL_i^H]$, $\Delta_{Jl_i} = [JT_i^L, JT_i^H]$ 和 $\Delta_{Ls_i} = [LS_i^L, LS_i^H]$ 分别是与 v_{d_i} 对应的组播用户(以下简称第 i 个用户)的带宽、延迟、延迟抖动和出错率需求区间, $PY = (p_{y_1}, p_{y_2}, \dots, p_{y_{|D|}})$ 和 $BD = (bd_1, bd_2, \dots, bd_{|D|})$ 分别是组播用户愿付费用向量和投标价向量, $p_{y_i} \in \{p_{y_{ie}}, p_{y_{if}}, p_{y_{ip}}\}$ 和 $bd_i \in \{bd_{ie}, bd_{if}, bd_{ip}\}$ 分别是第 i 个用户从 e_l 上实际得

到的 QoS 等级为 QL_i 时对应的愿付费用和投标价。本文把用户从边上实际得到的 QoS 分成 4 个等级 $QL = \{\text{优, 良, 中, 差}\}$, QL_i 从 QL 中取值。这里,假设 QoS 组播路由请求是异构的,即每个组播用户有不同的 QoS 需求、愿付费用和投标价。若 QoS 组播路由请求是同构的,即每个组播用户有相同的 QoS 需求、愿付费用和投标价,则 $R_{bw}, R_{Dl}, R_{Jl}, R_{Ls}, PY$ 和 BD 均只有一个元素。

本文的目标是寻找一棵以 v_s 为根、 $v_{d_i} \in D$ 为叶子的支持 v_s 与 D 之间通信的组播树 T_D , 在满足用户 QoS 需求的前提下,各方效用在 T_D 上达到或接近 Nash 均衡下的 Pareto 最优^[25], 同时 T_D 的成本达到或接近最低。

2.2 边带宽定价

为促进用户理性使用链路带宽,将边带宽售价分为低价区、平价区和高价区^[26]。 e_l 的负荷率 η_l 计算如下:

$$\eta_l = 1 - \frac{bw_l}{tbw_l} \quad (1)$$

当 $\eta_l \leq \eta_l^0$ 时, e_l 为低负荷边,带宽售价位于低价区,按式(2)计价;当 $\eta_l \geq \eta_l^1$ 时, e_l 为高负荷边,带宽售价位于高价区,通过拍卖决定;介于两者之间时, e_l 为中负荷边,带宽售价位于平价区,按式(3)计价。

$$p_l = \begin{cases} p_l^{\min}, & \eta_l < \eta_l^{\min} \\ \frac{A}{1 + \alpha \times \eta_l^{-\beta}}, & \eta_l^{\min} \leq \eta_l \leq \eta_l^0 \end{cases} \quad (2)$$

$$p_l = \begin{cases} p_l^{\max}, & \eta_l^{\max} < \eta_l < \eta_l^1 \\ B \times (2 - e^{-\delta \times (\eta_l - \eta_l^0)^2}), & \eta_l^0 \leq \eta_l \leq \eta_l^{\max} \end{cases} \quad (3)$$

其中, η_l^0 和 η_l^1 是预设经验值, $0 < \eta_l^0 < \eta_l^1 < 1$, p_l^{\min} 和 p_l^{\max} 分别是 e_l 上低价区内 p_l 的下界值和平价区内 p_l 的上界值, η_l^{\min} 和 η_l^{\max} 分别表示与 p_l^{\min} 和 p_l^{\max} 对应的边负荷率。

e_l 的带宽基价及与之对应的边负荷率分别记为 p_l^0 和 η_l^0 , $p_l^{\min} \leq p_l^0 \leq p_l^{\max}$ 。当 $\eta_l^{\min} \leq \eta_l \leq \eta_l^0$ 时, p_l 类似升半柯西分布^[27], 通常 $\beta = 2$, $\eta_l = \eta_l^0$ 时 $p_l = p_l^0$ 且 $\eta_l = \eta_l^{\min}$ 时 $p_l = p_l^{\min}$ 。当 $\eta_l^0 \leq \eta_l \leq \eta_l^{\max}$ 时, p_l 类似升半正态分布^[27], $\eta_l = \eta_l^0$ 时 $p_l = p_l^0$ 且 $\eta_l = \eta_l^{\max}$ 时 $p_l = p_l^{\max}$ 。因此,根据式(4)和式(5)可得计算 A 和 α 的式(6)和式(7),根据式(8)和式(9)可得计算 B 和 δ 的式(10)和式(11)。

$$p_l^0 = \frac{A}{1 + \alpha \times (\eta_l^0)^{-2}} \quad (4)$$

$$p_l^{\min} = \frac{A}{1 + \alpha \times (\eta_l^{\min})^{-2}} \quad (5)$$

$$A = p_l^0 \times \left(1 + \frac{p_l^0 - p_l^{\min}}{p_l^{\min} \times (\eta_l^{\min})^{-2} - p_l^0 \times (\eta_l^0)^{-2}} \times (\eta_l^0)^{-2}\right) \quad (6)$$

$$\alpha = \frac{p_l^0 - p_l^{\min}}{p_l^{\min} \times (\eta_l^{\min})^{-2} - p_l^0 \times (\eta_l^0)^{-2}} \quad (7)$$

$$p_l^0 = B \times (2 - e^{-\delta \times (\eta_l^0 - \eta_l^0)^2}) \quad (8)$$

$$p_l^{\max} = B \times (2 - e^{-\delta \times (\eta_l^{\max} - \eta_l^0)^2}) \quad (9)$$

$$B = p_l^0 \quad (10)$$

$$\delta = -\frac{\ln(2 - \frac{p_l^{\max}}{p_l^0})}{(\eta_l^{\max} - \eta_l^0)^2} \quad (11)$$

2.3 边适合隶属函数

由于链路状态难以精确测量,因此引入适合隶属函数来描述边参数值对用户 QoS 需求的适合程度。 e_l 的带宽、延迟、延迟抖动和出错率值对第 i 个用户需求的适合隶属函数

定义分别如式(12)一式(15):

$$g_{ii}^1 = \begin{cases} 0, & bw_i < BW_i^H \\ \epsilon, & bw_i = BW_i^H \\ 2 \times \left(\frac{bw_i - BW_i^H}{BW_i^H - BW_i^H} \right)^2, & BW_i^H < bw_i \leq \frac{1}{2} (BW_i^H + BW_i^H) \\ 1 - 2 \times \left(\frac{BW_i^H - bw_i}{BW_i^H - BW_i^H} \right)^2, & \frac{1}{2} (BW_i^H + BW_i^H) < bw_i \leq BW_i^H \\ 1, & bw_i > BW_i^H \end{cases} \quad (12)$$

$$g_{ii}^2 = \begin{cases} 1, & dl_i \leq DL_i^L \\ \left(\frac{DL_i^H - dl_i}{DL_i^H - DL_i^L} \right)^k, & DL_i^L < dl_i < DL_i^H \\ \epsilon, & dl_i = DL_i^H \\ 0, & dl_i > DL_i^H \end{cases} \quad (13)$$

$$g_{ii}^3 = \begin{cases} 1, & jt_i \leq JT_i^L \\ \left(\frac{JT_i^H - jt_i}{JT_i^H - JT_i^L} \right)^k, & JT_i^L < jt_i < JT_i^H \\ \epsilon, & jt_i = JT_i^H \\ 0, & jt_i > JT_i^H \end{cases} \quad (14)$$

$$g_{ii}^4 = \begin{cases} 1, & ls_i \leq LS_i^L \\ \left(\frac{LS_i^H - ls_i}{LS_i^H - LS_i^L} \right)^k, & LS_i^L < ls_i < LS_i^H \\ \epsilon, & ls_i = LS_i^H \\ 0, & ls_i > LS_i^H \end{cases} \quad (15)$$

其中,式(12)属S型分布,式(13)一式(15)属 k 次抛物线型分布^[27],具有光滑平稳的过渡特性, ϵ 是远小于1的纯小数。

2.4 边效用

2.4.1 用户效用

根据式(12)一式(15),可得第 i 个用户对 e_i 的评判矩阵 $G_{ii} = [g_{ii}^1 \ g_{ii}^2 \ g_{ii}^3 \ g_{ii}^4]^T$ 。根据应用属性,确定表示带宽、延迟、延迟抖动和出错率对用户QoS相对重要性的权值矩阵 $\Lambda = [\lambda_1 \ \lambda_2 \ \lambda_3 \ \lambda_4]$, $0 \leq \lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4 \leq 1, \lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3 + \lambda_4 = 1$,则第 i 个用户对 e_i 提供的QoS的满意度 SQ_{ii} 定义如下:

$$SQ_{ii} = \Lambda \cdot G_{ii} \quad (16)$$

显然, SQ_{ii} 越大, e_i 越适合第 i 个用户的QoS需求。

SQ_{ii} 与 QL_{ii} 之间的对应关系定义如下:

$$QL_{ii} = \begin{cases} \text{优}, SQ_{ii} \geq \alpha_1 \\ \text{良}, \alpha_2 \leq SQ_{ii} < \alpha_1 \\ \text{中}, \alpha_3 \leq SQ_{ii} < \alpha_2 \\ \text{差}, SQ_{ii} < \alpha_3 \end{cases} \quad (17)$$

其中, α_1, α_2 和 α_3 是预设经验值。根据 QL_{ii} 值,确定 py_i 和 bd_i 在 $\{py_w, py_{ig}, py_{if}, py_{ip}\}$ 和 $\{bd_w, bd_{ig}, bd_{if}, bd_{ip}\}$ 中的取值。第 i 个用户对因使用 e_i 而付出费用的满意度 SC_{ii} 和在 e_i 上的效用 uu_{ii} 计算如下:

$$SC_{ii} = \begin{cases} 1, & p_i \times abw_i \leq \frac{1}{\chi} py_i \\ \left(\frac{py_i - p_i \times abw_i}{py_i - \frac{1}{\chi} py_i} \right)^k, & \frac{1}{\chi} py_i < p_i \times abw_i < py_i \\ \epsilon, & p_i \times abw_i = py_i \\ 0, & p_i \times abw_i > py_i \end{cases} \quad (18)$$

$$uu_{ii} = \bar{\omega}_1 \times SQ_{ii} + \bar{\omega}_2 \times SC_{ii} \quad (19)$$

其中, abw_i 是第 i 个用户在 e_i 上实际占用的带宽, χ 是调节系数, $\bar{\omega}_1$ 和 $\bar{\omega}_2$ 是对 SQ_{ii} 和 SC_{ii} 的倾斜权值, k 取经验值, $BW_i^H \leq abw_i \leq BW_i^H, \chi > 1, 0 \leq \bar{\omega}_1, \bar{\omega}_2 \leq 1, \bar{\omega}_1 + \bar{\omega}_2 = 1$ 。

2.4.2 网络提供方效用

设在两节点间有 k 条由不同网络提供方提供的边,对每条边考虑其可用带宽、延迟、延迟抖动、出错率、边负荷率、带宽售价和选择概率共7个属性,构造评价矩阵 $F_{k \times 7}$,行对应边,列对应属性, f_{zy} 是由第 z 个网络提供方提供的边的第 y 个属性值, $1 \leq z \leq k, 1 \leq y \leq 7$ 。

为了尽可能消除属性量纲的影响且保持属性值变化信息,对越大越优型和越小越优型属性分别按式(20)和式(21)进行如下标准化处理:

$$f_{zy}' = \frac{f_{zy}}{f_{\max,y} + f_{\min,y}} \quad (20)$$

$$f_{zy}' = \frac{f_{\max,y} + f_{\min,y} - f_{zy}}{f_{\max,y} + f_{\min,y}} \quad (21)$$

$$f_{\max,y} = \max_z \{f_{zy}\} \quad (22)$$

$$f_{\min,y} = \min_z \{f_{zy}\} \quad (23)$$

其中, $f_{\max,y}$ 和 $f_{\min,y}$ 分别是属性 y 的最大和最小值。

网络提供方边上效用计算如下:构造 $F_{k \times 7}$,根据式(20)和式(21)对 f_{zy} 进行标准化处理;根据式(24)计算各属性样本标准差 s_y' ,根据式(26)计算各属性权重,根据式(27)计算第 z 个网络提供方在其提供的 e_i 上的效用 nu_{zi} 。

$$s_y' = \sqrt{\frac{1}{k} \times \sum_{z=1}^k (f_{zy}' - \bar{f}_y')^2} \quad (24)$$

$$\bar{f}_y' = \frac{1}{k} \times \sum_{z=1}^k f_{zy}' \quad (25)$$

$$w_y' = \frac{s_y'}{\sum_{i=1}^7 s_i'} \quad (26)$$

$$nu_{zi} = \sum_{y=1}^7 w_y' \times f_{zy}' \quad (27)$$

2.5 边博弈分析

用户和网络提供方在边上博弈,用户策略包括选择或不选择边,网络提供方策略包括提供或不提供边。第 i 个用户和第 z 个网络提供方在 e_i 上的博弈矩阵 UU_{ii} 和 NU_{zi} 分别定义如下:

$$UU_{ii} = \begin{bmatrix} \ln \frac{uu_{ii}}{uu_{i0}} & \gamma \times \ln \frac{uu_{ii}}{uu_{i0}} \\ -\mu \times \ln \frac{uu_{ii}}{uu_{i0}} & 0 \end{bmatrix} \quad (28)$$

$$NU_{zi} = \begin{bmatrix} \ln \frac{nu_{zi}}{nu_{z0}} & -\mu \times \ln \frac{nu_{zi}}{nu_{z0}} \\ \gamma \times \ln \frac{nu_{zi}}{nu_{z0}} & 0 \end{bmatrix} \quad (29)$$

在 UU_{ii} 和 NU_{zi} 中,上下两个行向量对应用户策略(依次为选择或不选择),左右两个列向量对应第 z 个网络提供方策略(依次为提供或不提供); uu_{i0} 和 nu_{z0} 分别表示第 i 个用户和第 z 个网络提供方在 e_i 上可接受的最小效用值,均是预设经验值。

当第 z 个网络提供方的策略是提供 e_i 而第 i 个用户的策略是不选择 e_i ,或第 i 个用户的策略是选择 e_i 而第 z 个网络提供方的策略是不提供 e_i ,则对第 i 个用户或第 z 个网络提供方给予一定惩罚, μ 是惩罚因子, $\mu > 1$ 。当第 z 个网络提供

方的策略是不提供 e_l 而第 i 个用户的策略是选择 e_l , 或第 i 个用户的策略是不选择 e_l 而第 z 个网络提供方的策略是提供 e_l , 则会给第 i 个用户或第 z 个网络提供方造成一定损失, γ 是损失因子, $0 < \gamma < 1$ 。如果第 z 个网络提供方的策略是不提供 e_l 且用户的策略是不选择 e_l , 则第 z 个网络提供方和第 i 个用户的效用均为 0。如果存在策略对 (p^*, q^*) 满足式 (30), 则 (p^*, q^*) 组成 Nash 均衡解。若 (p^*, q^*) 为 (选择, 提供), 则用户选中网络提供方提供的边, 否则未选中, $p, q, p^*, q^* = 1, 2$ 。

$$\begin{cases} uu_{p^* q^*} \geq uu_{pq} \\ nu_{p^* q^*} \geq nu_{pq} \end{cases} \quad (30)$$

2.6 边选择概率

对 e_l 选择概率的初值计算如下:

$$pr_l^0 = \frac{1}{SE_l} \quad (31)$$

其中, SE_l 是与 e_l 端点相同的边的数目, 即开始时对各边的选择概率相同。由于本文机制基于蜂群算法, 因此在寻路过程中需要判断蜜蜂自身反应阈值和外界刺激信号值, 通过反馈提高或降低边选择概率, 更新如下:

$$pr_l^j = \frac{SS_j^2}{SS_j^2 + \theta_j^2} \quad (32)$$

$$SS_j = \begin{cases} \omega_1 \times SS_0 + \omega_2 \times \frac{\tau}{HP_j(sn(e_l), v_t)}, & \text{第 } j \text{ 个蜜蜂经过 } e_l \\ SS_0, & \text{否则} \end{cases} \quad (33)$$

$$\theta_j = \begin{cases} \omega_3 \times \theta_0 + \omega_4 \times \lambda \times HP_j(sn(e_l), v_t), & \text{第 } j \text{ 个蜜蜂经过 } e_l \\ \theta_0 + \sigma \times HP_j(sn(e_l), v_t), & \text{否则} \end{cases} \quad (34)$$

其中, SS_j 是第 j 个蜜蜂发出的刺激信号值, SS_0 是基准刺激信号值, $sn(e_l)$ 是 e_l 的起始端点, $HP_j(sn(e_l), v_t)$ 表示在第 j 个蜜蜂所走过的由 v_s 到 v_t 的路径上从 $sn(e_l)$ 到 v_t 的距离 (即跳数), θ_j 是下一个 (即第 $j+1$ 个) 蜜蜂针对 v_{d_i} 的自身反应阈值, θ_0 是基准反应阈值, τ, λ 和 σ 是常数, $\omega_1, \omega_2, \omega_3$ 和 ω_4 是倾斜权值, $\tau > 1, 0 \leq \lambda, \sigma, \omega_1, \omega_2, \omega_3, \omega_4 \leq 1, \omega_1 + \omega_2 = 1, \omega_3 + \omega_4 = 1$ 。

2.7 组播树评价

第 i 个用户、第 z 个网络提供方、所有用户和所有网络提供方在 T_D 上的效用 UU_i^T, NU_z^T, UU^T 和 NU^T 分别计算如下:

$$UU_i^T = \sum_{e_l \in T_D} uu_{il} \quad (35)$$

$$NU_z^T = \sum_{e_l \in T_D} nu_{zl} \quad (36)$$

$$UU^T = \sum_i UU_i^T \quad (37)$$

$$NU^T = \sum_z NU_z^T \quad (38)$$

T_D 的成本 CT^T 和综合评价函数 CE^T 定义如下:

$$CT^T = \sum_{e_l \in T_D} ct_l \times abw_l \quad (39)$$

$$CE^T = \beta_1 \times (\Omega_1 / UU^T) + \beta_2 \times (\Omega_2 / NU^T) + \beta_3 \times (CT^T / \Omega_3) \quad (40)$$

其中, β_1, β_2 和 β_3 分别是选路时对用户效用、网络提供方效用和组播树成本的倾斜权值, $0 \leq \beta_1, \beta_2, \beta_3 \leq 1, \beta_1 + \beta_2 + \beta_3 = 1$; Ω_1, Ω_2 和 Ω_3 是调节系数, 使 $\frac{\Omega_1}{UU^T}, \frac{\Omega_2}{NU^T}$ 和 $\frac{CT^T}{\Omega_3}$ 在同一量级。根据式 (40), 组播树综合评价函数值越小, 则各方效用可能越

大, 组播树成本可能越小, 且各方效用越可能达到或接近 Nash 均衡下的 Pareto 最优。

2.8 数学模型

本文机制数学模型描述如下:

$$\text{maximize } \{UU_i^T\} \quad (41)$$

$$\text{maximize } \{NU_z^T\} \quad (42)$$

$$\text{maximize } \{UU^T\} \quad (43)$$

$$\text{maximize } \{NU^T\} \quad (44)$$

$$\text{maximize } \{UU^T + NU^T\} \quad (45)$$

$$\text{minimize } \{CT^T\} \quad (46)$$

s. t.

$$BW_{P_i} \geq BW_{P_i^*} \quad (47)$$

$$DL_{P_i} \leq DL_{P_i^*} \quad (48)$$

$$JT_{P_i} \leq JT_{P_i^*} \quad (49)$$

$$LS_{P_i} \leq LS_{P_i^*} \quad (50)$$

$$BW_{P_i} = \min_{e_l \in P_i} \{bw_l\} \quad (51)$$

$$DL_{P_i} = \sum_{e_l \in P_i} dl_l \quad (52)$$

$$JT_{P_i} = \sum_{e_l \in P_i} jt_l \quad (53)$$

$$LS_{P_i} = 1 - \prod_{e_l \in P_i} (1 - ls_l) \quad (54)$$

其中, P_i 表示 T_D 上从 v_s 到 v_{d_i} 的路径。

2.9 算法描述

蜂群算法是一种群体智能算法, 通过模拟蜜蜂自身反应阈值和外界刺激信号值影响蜜蜂觅食过程, 在蜂巢与花源间寻找最短路径。为了提高寻路效率, 将蜜蜂分为短距离和长距离两类, 限制产生的蜜蜂数。本文设计的基于蜂群的 QoS 组播路由算法流程描述如下:

步骤 1 $IN = |D|, i = 1$ 。

步骤 2 若 $i < IN$, 则转步骤 3, 否则转步骤 20。

步骤 3 设定最大蜜蜂数 BN , 已发送蜜蜂数 $j = 0$, 第 i 个用户对 e_l 的投标底价 bd_i^0 , 设定长距离蜜蜂产生控制门限 itv 、长距离蜜蜂生命周期 ltv 和短距离蜜蜂生命周期 stv (三者均以跳数计), 累计跳数 $chp = 0$, 从 v_s 到 v_{d_i} 可行路径集合 $PS_i = \varphi$; 根据式 (31) 计算 pr_l^0 的初值。

步骤 4 若 $j = BN$, 则转步骤 18。

步骤 5 若 $chp > itv$, 则从 v_s 发送长距离蜜蜂 $Be_j, chp = 0$; 否则, 发送短距离蜜蜂 Be_j 。

步骤 6 初始化 Be_j 携带的信息如下: 跳数 $hp = 0$, 带宽 $bw = \infty$, 延迟 $dl = 0$, 延迟抖动 $jt = 0$, 出错率 $ls = 0$, 当前节点 $cn = v_s$, 当前路径 $P_c = \{cn\}$, 与 cn 相连边集合 $ne = \varphi$, 下一跳候选边集合 $ce = \varphi$ 。

步骤 7 把与 cn 相连的边均加入 ne ; 删除那些构成环路的边, 即 $ne = ne - \{e_l | e_l \in ne \wedge an(e_l) \in P_c\}$, $an(e_l)$ 是 e_l 的除 cn 之外的另一端点。

步骤 8 若 Be_j 为长距离蜜蜂且 $hp > ltv$ 或 Be_j 为短距离蜜蜂且 $hp > stv$, 则 Be_j 死亡, 转步骤 17; 否则, 转步骤 9。

步骤 9 若 $ne = \varphi$, 则转步骤 14, 否则从 ne 中任选一 e_l 。

步骤 10 若 $\min\{bw, bw_l\} < BW_{P_i^*}$ 或 $dl + dl_l > DL_{P_i^*}$ 或 $jt + jt_l > JT_{P_i^*}$ 或 $1 - (1 - ls)(1 - ls_l) > LS_{P_i^*}$, 则 $ne = ne - \{e_l\}$, 转步骤 9; 否则, 根据式 (1) 计算 e_l 的负荷率。

步骤 11 若 e_l 为高负荷边, 则第 i 个用户根据式 (17) 得到与之对应的 QoS 等级 QL_{il} 并确定对 e_l 的 bd_i ; 在 $\{bd_{il}, bd_{il}^0\}$,

bd_{if}, bd_{ip} 中的取值, 转步骤 12; 若 e_i 为低负荷边, 则根据式 (2) 计算 p_i , 转步骤 13; 若 e_i 为中负荷边, 则根据式 (3) 计算 p_i , 转步骤 13。

步骤 12 若 $bd_i < bd_i^0$, 则 $ne = ne - \{e_i\}$, 转步骤 9; 否则, $p_i = bd_i$ 。

步骤 13 根据式 (19) 和式 (27) 计算 uu_i 和 nu_i , 根据 2.5 节用户和网络提供方在 e_i 上博弈; 若达到 Nash 均衡且策略对为 (选择, 提供), 则 $ce = ce \cup \{e_i\}$; $ne = ne - \{e_i\}$, 转步骤 9。

步骤 14 若 $ce = \varphi$, 则 Be_j 死亡, 转步骤 17; 否则, 在 ce 中选 p_{ri} 最大的 e_i 作为下一跳 (若有多个, 则从中任选其一), $bw = \min\{bw, bw_i\}$, $dl = dl + dl_i$, $jt = jt + jt_i$, $ls = 1 - (1 - ls)(1 - ls_i)$, $cn = cn \cup \{e_i\}$, $P_c = P_c \cup \{e_i\} \cup \{cn\}$, $ne = \varphi$, $ce = \varphi$, $chp = chp + 1$, $h_p = h_p + 1$ 。

步骤 15 若 $cn \neq u_i$, 则转步骤 7, 否则转步骤 16。

步骤 16 $PS_i = PS_i \cup \{P_c\}$ 。

步骤 17 $j = j + 1$; 根据式 (32) 为 $e_i \in P_c$ 更新 p_{ri} , 转步骤 4。

步骤 18 若 $PS_i = \varphi$, 则失败结束。

步骤 19 $i = i + 1$, 转步骤 2。

步骤 20 设置可行组播树最大构造次数 TN , 可行组播树已构造次数 $tn = 0$, 当前最优组播树 $T_{d_k} = \varphi$ 及其 $CE^{T_{d_k}} = \infty$ 。

步骤 21 若 $tn = TN$, 则转步骤 25。

步骤 22 从每个 PS_i 中任取一路径, 构造可行组播树 T_{d_m} ; 若 T_{d_m} 存在环路, 则去环。

步骤 23 根据式 (40) 计算 $CE^{T_{d_m}}$; 若 $CE^{T_{d_m}} < CE^{T_{d_k}}$, 则 $T_{d_k} = T_{d_m}$, $CE^{T_{d_k}} = CE^{T_{d_m}}$ 。

步骤 24 $tn = tn + 1$, 转步骤 21。

步骤 25 若 $CE^{T_{d_k}} < \infty$, 则输出 T_{d_k} 作为问题解, 成功结束; 否则, 失败结束。

结束语 基于 NS2 (Network Simulator 2) 仿真实现了上述路由机制, 对 QoS 组播路由请求成功率 (RSR)、用户效用 (UU)、网络提供方效用 (NU)、综合效用 ($CU = UU + NU$) 以及 Nash 均衡下 Pareto 最优解比例 (RPN) 等性能指标进行了评价。表 1 是在 CERNET 拓扑 (拓扑 1)、CERNET2 拓扑 (拓扑 2) 和 NTTNet 拓扑 (拓扑 3) 上仿真运行本文机制 (简称 B) 和基于 SPF (Shortest Path First) 算法^[28] 的组播路由机制 (简称 S) 的比较情况表。可以看出, 本文机制性能更好。算法和模型的实用化以及原型系统的开发是今后研究工作的重点。

表 1 性能比较

指标	B/S		
	拓扑 1	拓扑 2	拓扑 3
RSR	1.17	1.36	1.56
UU	1.32	1.59	2.03
NU	1.27	1.59	1.97
CU	1.30	1.59	2.00
RPN	1.62	2.05	2.70

参考文献

- [1] Gustafsson E, Jonsson A. Always best connected [J]. IEEE Wireless Communications, 2003, 10(1): 49-55
- [2] Fodor G, Eriksson A, Tuoriniemi A. Providing quality of service in always best connected networks [J]. IEEE Communications Magazine, 2003, 41(7): 154-163
- [3] Zahariadis T B, Vaxeankis K G, Tsantilas C P, et al. Global roaming in next-generation networks [J]. IEEE Communications Magazine, 2002, 40(2): 145-151
- [4] Dean H L, Ariel O. QoS routing in networks with uncertain parameters [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1998, 6(6): 768-778
- [5] Briscoe B, Darlagiannis V, Heckman O. A market managed multi-service Internet [J]. Computer Communications, 2003, 26(4): 404-414
- [6] Wang Z, Crowcroft J. Quality of service routing for supporting multimedia applications [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1996, 14(7): 1288-1294
- [7] Li L Y, Li C L. A QoS multicast routing protocol for dynamic group topology [J]. Information Sciences, 2005, 169(1/2): 113-130
- [8] Lowu F, Baryamureeba V. On efficient distribution of data in multicast networks; QoS in scalable networks [A] // Lirkov I, ed. Large-scale Scientific Computing. LNCS 3743 [C]. Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2006: 518-525
- [9] Cheng Hui, Cao Jiannong, Wang Xingwei. A fast and efficient multicast algorithm for QoS group communications in heterogeneous network [J]. Computer Communications, 2007, 30(10): 2225-2235
- [10] Chen Shigang, Shavitt Y. SoMR: A scalable distributed QoS multicast routing protocol [J]. Journal of Parallel and Distributed Computing, 2008, 68(2): 137-149
- [11] 杨云, 徐佳, 陶笔蕾, 等. 基于蚁群系统的分布式 QoS 多播路由算法 [J]. 小型微型计算机系统, 2007, 28(12): 2142-2148
- [12] 范一鸣, 余建军, 方智敏. 融合小生境机制的 QoS 多播路由遗传模拟退火算法 [J]. 通信学报, 2008, 29(5): 65-71
- [13] Forsati R, Haghighat A T, Mahdavi M. Harmony search based algorithms for bandwidth-delay-constrained least-cost multicast routing [J]. Computer Communications, 2008, 31(10): 2505-2519
- [14] Wang L, Li Z Z, Song C Q, et al. A dynamic multicast routing algorithm with inaccurate information satisfying multiple QoS constraints [J]. Acta Electronica Sinica, 2004, 32(8): 1244-1247
- [15] Li L Y, Li C L. Genetic algorithm-based QoS multicast routing for uncertainty in network parameters [A] // Zhou X, ed. Web Technologies and Applications: 5th Asia-Pacific Web Conference. LNCS 2642 [C]. Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2003: 430-441
- [16] Chen P, Dong T L. A fuzzy genetic algorithm for QoS multicast routing [J]. Computer Communications, 2003, 26(6): 506-512
- [17] Crichigno J, Barán B. A multicast routing algorithm using multiobjective optimization [A] // Souza D, ed. 11th International Conference on Telecommunications. LNCS 3124 [C]. Berlin Heidelberg: Springer-Verlag, 2004: 1107-1113
- [18] Deb S, Srikant R. Congestion control for fair resource allocation in networks with multicast flows [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2004, 12(2): 274-285
- [19] Yuan J, Li Z P, Yu W, et al. A cross-layer optimization framework for multihop multicast in wireless mesh networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 24(11): 2092-2103
- [20] Agah A, Basu K, Das S K. Security enforcement in wireless sensor networks; A framework based on non-cooperative games [J]. Pervasive and Mobile Computing, 2006, 2(2): 137-158

- [21] Zhang H J, Zhou L H, Zhai H M. A balance route arithmetic based cooperative game theory[J]. Computer Science, 2006, 33(12):43-45
- [22] Wang X W, Liu C, Cui J Y, et al. A fair QoS multicast routing scheme for IP/DWDM optical Internet[A]//McKinley P, ed. The 25th IEEE International Conference on Distributed Computing Systems Workshops. Los Alamitos; IEEE Computer Society, 2005:624-629
- [23] Chen Ping, Dong Tian-lin. A fuzzy genetic algorithm for QoS multicast routing[J]. Computer Communications, 2003, 26(6):506-512
- [24] Wedde H F, Farooq M, Zhang Yue. BeeHive: An efficient fault-tolerant routing algorithm inspired by honey bee behavior[A]//Proceedings of the Fourth International Workshop on Ant Colony Optimization and Swarm Intelligence (ANTS 2004), Lecture Notes in Computer Science[C]. 2004, 3172:83-94
- [25] 朱·弗登博格, 让·梯若尔. 博弈论[M]. 北京: 中国人民大学出版社, 2003: 10-23
- [26] Odlyzko A. Paris metro pricing: The minimalist differentiated services solution[A]//IEEE/IFIP IWQoS'99[C]. 1999: 559-561
- [27] 杨纶标, 高英仪. 模糊数学原理及应用(第三版)[M]. 广州: 华南理工大学出版社, 2001: 76-79
- [28] Cormen T H, Leiserson C E, Rivest R L, et al. Introduction to Algorithms[M]. 2nd ed. Cambridge, USA: MIT Press, 2001: 497-503

(上接第 28 页)

信息的存储,另一方面激励节点在交互时采取合作行为累积良好的信誉。

结束语 近年来 P2P 网络迅猛发展,但由于 P2P 网络存在潜在的安全隐患,为了保证整个系统的安全性、公平性、可靠性等需求,在 P2P 系统中引入信誉机制来保障系统的可用性。本文介绍了信誉系统的主要研究内容,重点从信誉信息的存储和共享技术、信誉信息的聚合算法、信誉信息的激励方式 3 个方面对当前的研究工作行总结和比较,并探讨了信誉系统的主要设计原则。

需要强调的是,由于 P2P 网络和人类社会存在许多相似性,P2P 网络中节点具有高度的自主性、动态性和不确定性,这就决定了构建 P2P 信誉机制相当复杂。目前在实际应用中还没有一个通用的完美解决方案,对信誉机制的研究还有待进一步的深化。未来的工作主要是结合多学科领域知识,设计一个尽可能完善的 P2P 信誉系统。

参 考 文 献

- [1] Adar E, Huberman B A. Free riding on Gnutella [R]. CSL-00-3. Xerox Palo Alto Research Center, 2000
- [2] Feldman M, Laiz K. Quantifying disincentives in peer-to-peer networks[C]//workshop on economics of peer-to-peer systems. Berkeley, CA. Springer-Verlag, LNCS 2735, 2003:117-122
- [3] Resnick P, Kuwabara K, Zeckhauser R, et al. Reputation systems[J]. Communications of the ACM, 2000, 43(12):45-48
- [4] Lee S, Sherwood R, Bhattacharjee B. Cooperative peer groups in NICE[C]//IEEE INFOCOM. San Francisco, 2003
- [5] Liao C Y, Zhou Xuan, Bressan S, et al. Efficient Distributed Reputation Scheme for Peer-to-Peer Systems [C]// Web and communication technologies and internet-related social issues, HIS 2003. Springer-Verlag, LNCS 2713, 2003:54-63
- [6] Selcuk A A, Uzun E, Pariente M R. A Reputation-Based Trust Management System for P2P Networks[C]//Cluster Computing and the Grid, CCGrid 2004. Chicago, Illinois, 2004
- [7] Kamvar S D, Schlosser M T, Garcia-Molina H. The EigenTrust algorithm for reputation management in P2P networks[C]//Proceedings of the 12th International Conference on World Wide Web. Budapest, Hungary, 2003
- [8] 窦文. 信任敏感的 P2P 拓扑构造及其相关技术研究[D]. 长沙: 国防科学技术大学, 2003
- [9] Marti S, Garcia-Molina H. Identity crisis: anonymity vs reputation in P2P systems[C]//Proceedings of IEEE 3rd International Conference on Peer-to-Peer Computing. 2003
- [10] Buchegger S, Boudec J L. Performance analysis of the CONFIDANT protocol[C]//Proceedings of the 3rd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing. Lausanne, Switzerland, 2002
- [11] Cornelli F, Damiani E, Paraboschi S. Choosing reputable servers in a P2P network[C]//Proceedings of the 11th International Conference on World Wide Web. Honolulu, Hawaii, USA, 2002
- [12] Marti S, Garcia - Molina H. Limited reputation sharing in P2P systems[C]//Proceedings of the 5th ACM Conference on Electronic Commerce. New York, NY, USA, 2004
- [13] Liang Z, Shi W. Enforcing cooperative resource sharing in un-trusted peer-to-peer environment[J]. ACM Journal of Mobile Networks and Applications (MONET), 2005, 10(6):771-783
- [14] Wang Y, Vassileva J. Bayesian network-based trust model[C]//Proceedings of IEEE/WIC International Conference on Web Intelligence, WI 2003. Halifax, Canada, 2003
- [15] Yu B, Singh M P, Sycara K. Developing trust in large-scale peer-to-peer systems[C]//Proceedings of First IEEE Symposium on Multi-Agent Security and Survivability. 2004
- [16] Xiong L, Liu L. PeerTrust: Supporting reputation-based trust for peer-to-peer electronic communities [J]. IEEE Trans. on Knowledge and Data Engineering, 2004, 16(7):843-857
- [17] Buchegger S, Boudec J L. A Robust Reputation System for P2P and Mobile Ad-hoc Networks[C]//Proceedings of the Second Workshop on the Economics of Peer-to-Peer Systems (P2P Econ). Harvard University, Cambridge, MA, 2004
- [18] Ismail R, Jøsang A. The beta reputation system//Proceedings of the 15th Bled Electronic Commerce Conference. 2002
- [19] 吴鹏, 吴国新, 方群. 一种基于概率统计方法的 P2P 系统信任评价模型[J]. 计算机研究与发展, 2008, 45(3):408-416
- [20] Despotovic Z, Aberer K. Maximum Likelihood Estimation of Peers' Performance in P2P Networks[C]//Proceedings of the Second Workshop on the Economics of Peer-to-Peer Systems. 2004
- [21] Jurca R, Faltings B. An Incentive Compatible Reputation Mechanism[C]//Proceedings of the second international joint conference on Autonomous agents and multiagent systems. Melbourne, Australia, 2003
- [22] Gupta R, Somani A K. Reputation Management Framework and its Use as Currency in Large-Scale Peer-to-Peer Networks[C]//Proceedings of the Fourth International Conference on Peer-to-Peer Computing. 2004