

一种基于 QoS 度量的 Pareto 并行路由寻优方法

秦 勇^{1),2)} 肖文俊²⁾ 黄 翰³⁾ 梁本来⁴⁾ 赵成贵²⁾ 魏文红²⁾

¹⁾(茂名学院信息与网络中心 广东 茂名 525000)

²⁾(华南理工大学计算机科学与工程学院 广州 510641)

³⁾(华南理工大学软件学院 广州 510641)

⁴⁾(太原理工大学计算机与软件学院 太原 030024)

摘 要 动态 QoS 路由是基于每个流计算的,为了优化动态 QoS 请求中状态的时变性和控制滞后性,快速寻找满足多个约束的可行路径,提出一种基于 QoS 度量的 Pareto 子集并行路由预计算方法(QPAS).方法实现了并行状态收集和路由计算,求得满足路由请求约束可行路径的 Pareto 子集并综合选择合适的转发路由,仿真结果验证了 QPAS 的计算效率和有效性. QPAS 可用于解决有限节点网络的复杂 QoS 路由等网络传输控制中的实际问题.

关键词 并行路由算法; QoS 度量; Pareto 子集; 多约束; 复杂度

中图法分类号 TP393 **DOI 号:** 10.3724/SP.J.1016.2009.00463

A Parallel QoS Routing Optimization Based on Pareto Subsets

QIN Yong^{1),2)} XIAO Wen-Jun²⁾ HUANG Han³⁾ LIANG Ben-Lai⁴⁾

ZHAO Cheng-Gui²⁾ WEI Wen-Hong²⁾

¹⁾(Center of Information and Networks, Maoming University, Maoming, Guangdong 525000)

²⁾(School of Computer Science and Engineering, South China University of Technology, Guangzhou 510641)

³⁾(School of Software Engineering, South China University of Technology, Guangzhou 510641)

⁴⁾(School of Computer and Software, Taiyuan University of Technology, Taiyuan 030024)

Abstract The QoS routing is based on the computing of each flow. In order to optimize the volatile status messages and hysteresis quality of the dynamic routing request, a method (QPAS) for parallel routing optimization based on Pareto of QoS Metrics is proposed to find the feasible path quickly and inerrably. Parallel routing precomputing is used to obtain the Pareto subsets which satisfy the multiple routing request constraints, and a proper route is selected from these subsets synthetically. QPAS is proved to be valid and effective by simulated experiments, with its parallelized status collection and parallelized routing searching. QPAS can be used to solve the complex QoS routing problems and other actual information transmission cases in the finite-node networks.

Keywords parallel routing algorithm; QoS Metrics; Pareto subsets; multi-constraints; algorithm complexity

收稿日期:2008-07-11;最终修改稿收到日期:2009-02-18. 本课题得到国家自然科学基金(60433020,10471045,60673023)、广东省自然科学基金(970472,000463,04020079,05011896)和广东省教育厅自然科学研究项目(Z03080)资助. 秦 勇,男,1970 年生,博士,教授,主要研究领域为网络并行分布式处理技术与应用. E-mail: mmecqinyong@126.com; qy@mmc.edu.cn. 肖文俊,男,1950 年生,博士,教授,博士生导师,主要研究领域为离散数学和并行与分布式计算. 黄 翰,男,1980 年生,博士,主要研究方向为进化计算方法的理论基础、进化计算方法的优化设计及其应用. 梁本来,男,1983 年生,硕士研究生,主要研究方向为网络协议与仿真. 赵成贵,男,1974 年生,博士,主要研究方向为路由算法、并行计算与负载均衡. 魏文红,男,1977 年生,博士研究生,主要研究方向并行与分布式计算和计算机网络.

1 引 言

网络状态的时变性和控制的滞后性是服务质量(QoS)传输控制架构中的一个突出问题,也是新一代互联网体系结构算法中一个较为热门的研究内容.传统的因特网的主要路由协议都是基于尽力发送思想的,在当前面向服务质量的网络体系结构中,路由算法的目标由传统的寻找一条最短路径转变为寻找多目标意义下更优的路径,从而找到满足各种类型复杂资源需求的折衷优化路径.优化目标包括:提高全局资源利用率,平衡网络负载,最大程度服务于客户请求等.应当提出合理的、可操作性强的QoS架构,并依赖成熟可行的理论方法设计出保证QoS实现的具体机制与算法,并使它们具有良好的动态自适应特性,从而克服目前多数启发式静态和准动态算法适应性差、计算能力弱的缺陷.路由选择算法越简单,路由器的计算开销就越小,我们总是期望路由选择算法具有尽可能大的资源效用和较小的计算复杂度、较高的准确性以及快速的收敛特性.

基于QoS的路由选择策略有两类应用需求,一类是动态路由请求,QoS路由是基于每个流计算的,这些请求被显式地表达成对资源的需求,路由计算更加频繁,资源分配的粒度更小.另一类流量工程路由算法主要以远程通信的聚集流为对象,对每个流的服务不精确,此时QoS路由选择的目标全网整体流量通过性能提升,主要研究方法是持续测量网络流量来计算聚集路径.常用的QoS路由算法主要有距离向量算法和链路状态路由算法^[1-2],然而它们有着各自的不足.距离向量算法(Bellman-Ford算法)仅根据跳数和链路的物理容量来决定QoS(Routing),是不够的,也是不准确的.另外一种常用方法是链路状态路由算法(也称最短路径算法),代价是自动决定或人工赋值的,然而链路状态路由选择循环不可能形成.因此,链路状态在网络中聚合和收敛非常快,算法要求较高的计算代价和数据存储代价,且还要付出附加的通信开销,这就需要对QoSR进行高效的预计算.近年来,预计算QoSR算法逐渐成为新一代互联网体系结构领域中一个较为热门的研究内容.

但是,QoSR请求的参数和类型也是相当复杂的,因此也有学者提出了针对QoS度量特殊情形的路由算法.Ma-steenkiste等证明了如果所有的QoS

度量都与某一类度量线性相关,那么QoS路由选择问题也可在多项式时间内求解^[3].早期的此类算法以跳数为主要路由尺度.Braden提出的最宽最短路径算法^[4]是选择一条路径,使跳数最少,如果有多条满足QoS要求的可行路径时,选择具有最大剩余带宽的路径.现在的QoS路由算法则加入了更多的路由参数作为度量标准,如Shaikh通过将链路花费与利用率相结合,降低连接阻塞概率,抑制路由抖动^[5].Avadora提出一种最高可用带宽选择算法APWPS^[6],适用范围更广,无论是否有QoS参数限制都能很好地操作.

以上几种算法均存在着若干缺陷,有待改进.首先是状态时变性,这些算法未考虑寻找同时满足两个以上路径约束优化的可行路径具有NPC计算复杂度问题,并没有分析层次化模型中的多种QoS参数和过时的网络状态信息对QoSR算法性能的影响,有的虽然有所考虑,但设计的算法复杂度过高.其次是控制滞后性,这些算法只考虑了当前业务流可获得的某些度量指标的最佳性能,并未考虑计算出一条QoS业务流路径是否会导致随后到来的业务流拥塞问题^[7].若基于当前业务流选择出一条最小代价路径,有可能使得随后的全网转发效率降低.第三是多重度量相互作用的路由调度策略评价问题,对于不同类型的QoS度量,以及多个QoS度量的组合,其计算的代价是不同的,并且求解多重QoS度量的QoSR可行解不能很好地逼近Pareto最优集.对于单目标最优问题可以在多项式时间内完成,而多重可加性度量的组合通常不能在多项式时间内完成.

到目前为止,衡量路由调度策略评价仍是一个OPEN问题,因此必须考虑减小计算复杂度.主要考虑:(1)路由选择的唯一性.对于单目标最优问题,每个QoS度量或者是经过加权归一化处理的QoS度量理论上有一个最优状态,而对于原始的多目标优化,只能得到关于每个决策向量的一组状态集合的非劣解集.(2)现有的网络协议标准能够区别对待各种业务,并根据服务所依赖的QoS度量种类来决定一条最佳路径.传统的IP是无连接的协议,是一种尽力发送的、无连接的、与状态无关的机制,既不能支持资源预留,也不能预测传输参数.(3)减少产生Pareto解集计算所依赖的QoS度量、QoS度量的个数和种类.(4)利用约束集规避冗余计算.

针对动态路由预计算,同时考虑到网络状态的时变性,为了适当地减少路由计算的频度并提供一

定使用范围的路由,我们提出了基于 QoS 度量并行计算的预计算方法,其基本思想是:在一个要求负载分配良好的网络中,为每个请求而计算并分配资源,同时考虑到网络状态的不精确性,采用并行方法减少路由计算的复杂度和频度并提供一定使用范围的路由.算法可先对 QoS 度量分几个区间,计算满足这几个区间路由请求约束可行路径的 Pareto 子集,然后根据 QoS 度量综合折衷权衡,在 Pareto 子集中综合选择合适的转发路由.通过直接限制路径数量,在路径集合的子空间中搜索可行路径,并不需要像探测法那样一直询问到目的节点,从而减小算法时间复杂度.也就是说,方法区分了实际请求无关的可行路径计算和与实际请求相关的路由优化.

2 QoS 度量的 Pareto 问题描述

2.1 符号约定

$Q = \{\text{带宽, 时延, 跳数, 丢包率, 误码率, 节点负载能力} \dots\}$ 为 QoS 度量集,且至多有 q 个, $q > 0$,也可用 $Q = \{m_1, m_2, \dots, m_q\}$ 表示;

$L = \{r_1, r_2, \dots, r_l\}$ 为相应的 QoS 数据流请求约束集,且至多有 l 个约束;

C 为链路代价, c_p 为某路径 p 上的总体代价, $c_p^{m_i}$ 为路径 p 上的第 i 个度量代价;

V^T 为满足约束条件路径的网络节点集, $V_{r_i}^T$ 为满足第 i 个 QoS 度量 m_i 之约束条件 r_i 的网络节点集; N 为网络图所有节点集,且令 $n = |N|$;

d 为网络节点的最大度数, E 为边集.

分别为 q 个 QoS 度量分配 q 个处理器搜索 QoS 度量 Pareto 子集.

2.2 问题描述

QoS 路由的选择,通常希望端到端的延迟最小,丢失率最小,瓶颈带宽最大,所占用的网络资源最少.但这些目标的最优值往往不能同时达到,若只强调改善某一个目标,将会使其它目标乃至整个网络性能变坏.因此, QoS 度量的优化问题可以建模为一个多约束多目标优化问题.为了求得多目标规划问题的非劣解,常需利用加权法或分层序列法将多目标规划问题转化为单目标规划问题去处理.

定义 1. QoS 路由优化的三元组 (X, Q, L) . X 为决策向量集, $F(x)$ 为 QoS 度量和约束条件的决策变量函数.决策向量集中的 x 为 k 维决策向量,指网络中的链路种类、数量和带宽、请求类型、节点计算能力变化等参数. m 为 QoS 度量,表示决策向量引

起的 QoS 度量变化,如时延、丢包率、跳数、带宽利用率、剩余带宽、费用函数等. r^l 和 r^u 为路由约束的下界和上界.以最小化模型为例, QoS 路由优化问题的多目标优化模型描述如式(1).

$$\begin{aligned} \min F(x) &= (f_1(x), f_2(x), \dots, f_k(x)), \\ \begin{cases} x = (x_1, x_2, \dots, x_k) \in X \\ r_i^l \leq x_i \leq r_i^u, r_i^l \in R, r_i^u \in R, i = 1, 2, 3, \dots \\ r^l = \{r_1^l, r_2^l, \dots, r_k^l\}, r^u = \{r_1^u, r_2^u, \dots, r_k^u\} \\ Q = \{m_1, m_2, \dots, m_q\} \end{cases} \end{aligned} \quad (1)$$

2.3 约束路由综合代价的 Pareto 优化

根据目标函数的定义,可以定义 QoS 路由优化问题的 Pareto 非劣子集.

定义 2. QoS 度量的 Pareto 占优. 给定两个决策向量 $x, y \in X$, 若 $f_i(x) < f_i(y)$ 当 $i = 1, 2, \dots, k$ 都成立,则称 x 是 y 的一个 Pareto 占优,记为 $x \succ y$.

定义 3. QoS 度量的 Pareto 最优. 决策向量 x^* 为 QoS 路由优化问题的一个 Pareto 最优解,满足:对 $\forall x \in X$ 且 $x \neq x^*$, 有 $x^* \succ x$.

定义 4. QoS 度量的 Pareto 非劣子集. X 中的子集 s^* 为 QoS 的 Pareto 非劣解集,满足: $\forall x \in X$ 且 $x \notin s^*, \forall s \in s^*$, 则 $f_i(x) > f_i(s) (i = 1, \dots, k)$.

定义 5. Pareto 非劣前沿. 令 $M(Q, <)$ 表示一个映射集合,其中 $Q = \{m_i\}, i = 1, 2, \dots, q$, 相应的映射解集称 Pareto 最优集, QoS 度量集合 $f(M(Q, <))$ 称 Pareto 非劣前沿. 约束目标也作为目标并入到多目标,且具有最高优先权.

在 QoS 路由优化的 Pareto 问题中,若不能确定找到满足约束限制中的所有元素,则未知路径实质上有可能成为解的不可行区域的一部分.然而,到目前为止,还没有有效的办法得到约束对路由选择的度量或者函数关系,因为它与状态量有着密切关系^[8]. Pareto 解规模大小一般是远远低于无约束解.为了进一步减小计算复杂度,可考虑将不满足约束条件的路径从可能的解集中删除,但有可能造成图的不连通,此时应协商约束条件使得 Pareto 为非空,因此 QoS 度量的优化问题可以认为在多个约束条件下找到使得 $F(x)$ 总体最优的决策变量 x . 实际上如果 x 具体表现为 QoS 链路,可以用以下点集表示:

$$V^T = \{v_i | \exists r_m^{p(v_i, v_{i+1})}, r_m^l \leq r_m^{p(v_i, v_{i+1})} \leq r_m^u, 0 \leq i \leq |N| \} \quad (2)$$

其中, $r_m^{p(v_i, v_{i+1})}$ 为路径 $p(v_i, v_{i+1})$ 在 QoS 度量 m 下满足的路由约束条件. 寻优即是在 V^T 中搜索寻优得

最终解, r_m' 和 r_m'' 为约束下界和上界.

定义 m_1 为链路上的带宽值, m_2 为链路上的时延值, m_3 为链路上的跳数, m_4 为链路上的误码率, m_5 为链路上的丢包率, m_6 为链路上节点的负载能力. 根据代价可加性原则, $F(x)$ 可定义为反映网络资源总体性能的新链路代价:

$$F(x) = w_2 \cdot Delay + w_3 \cdot hops + w_6 \cdot node_costs + \frac{w_1}{Throughput} + \frac{w_5}{1-loss} + \frac{w_4}{1-errors} \quad (3)$$

其中, $w_1 \sim w_6$ 分别为链路上的各 QoS 度量对应的权重, $F(x) = (f_1(x), f_2(x), f_3(x), f_4(x), f_5(x))$ 中: 若令 $f_1(x) = 1/Bw(m_1, x)$, $f_2(x) = Dly(m_2, x)$, $f_3(x) = Hop(m_3, x)$, $f_4(x) = 1/(1-Err(m_4, x))$, $f_5(x) = 1/(1-Los(m_5, x))$ 和 $f_6(x) = Ab(m_6, x)$. 其中, $f_i(x)$ 表示关于度量值 m_i 的代价系数, Bw , Dly , Hop , Err , Los , Ab 分别为相应度量转化为链路代价的算子. $i=1, 2, \dots, 6$. 由式(3)有

$$F(x) = \frac{w_1}{Bw(m_1, x)} + w_2 \cdot Dly(m_2, x) + w_3 \cdot Hop(m_3, x) + \frac{w_4}{1-Err(m_4, x)} + \frac{w_5}{1-Los(m_5, x)} + w_6 \cdot Ab(m_6, x) \quad (4)$$

式(4)是 QoS 路由策略总体性能的一个尝试性的综合评价公式, 因为各个 QoS 度量之间的相互独立并且是非线性函数关系, 得到一个完全准确的综合代价评价标准仍是 NP 完全的^[9], 它只是一个粗粒度的评价表达. 衡量路由调度策略评价也仍是一个 OPEN 问题, 但是式(4)仍能很容易区分两条链路的综合性能.

3 QoS 度量的 Pareto 寻优的理论分析

网络可能存在多条可行路径备选, 在对 QoS 度量 Pareto 子集并行搜索后适用新的代价定义选择综合性能最优的链路作为路由决策. 由式(2), 则必存在 Pareto 节点集关系:

$$V^T = \bigcap_{i=1}^q \bigcup_{e \in p} V_{r_i}^T, \quad i=1, 2, \dots, i \leq q \quad (5)$$

式(5)是 QPAS 算法设计的基础, 下面证明这个点集关系.

定理 1. 如果存在满足约束的最短路径 $p_{Dijkstra}$, 则 $p_{Dijkstra}$ 所包含的节点必在 V^T 中.

证明. 假设存在从源 v_s 到目的 v_d 的最短路径 $p_{Dijkstra} = (v_1, v_2, \dots, v_{n'-1}, v_{n'})$ 有 n' 个节点, 且对于

$\forall v_i (i \leq n')$ 和任意度量 m 满足: $l_m < r_m^{\beta(v_i, v_{i+1})} < u_m$. 根据 V^T 的定义式(2), 必有 $v_i \in V^T$. 证毕.

定理 2. 代价最小的最短路径问题中, 路径 p 上的单一 QoS 度量 Pareto 最优不一定是全局最优.

证明. 用反证法. 若定理 2 不正确, 则路径 p 上的任一 QoS 度量 Pareto 最优一定是全局最优.

$M(Q, <)$ 为 Pareto 最优集, $f(M(Q, <))$ 为全局最优路径代价, $f(M(Q, <))$ 为关于 QoS 度量的 Pareto 最优路径代价.

假设路径 p_i 为第 i 个 QoS 度量的 Pareto 最优, 有 $c_{p_i}^{m_i} = f(M(m_i, <))$. 根据反命题, p_i 一定也是全局最优, 则必有 $p_i \in M(Q, <)$, 于是有 $c_{p_i} = f(M(Q, <))$, $c_{p_i}^{m_i} = f(M(m_i, <)) = c_{p_i} = f(M(Q, <))$, 可以简化为 $c_{p_i}^{m_i} = c_{p_i}$, 即关于第 i 个 QoS 度量的 Pareto 最优路径代价始终全局最优代价, 与具体的 QoS 度量没有关系. 但在实际求解中, 必要考虑具体的 QoS 度量, 方能得到特定 QoS 度量的 Pareto 最优路径, 显然反命题推出的这种结论是错误的. 证毕.

定理 3. 全局代价最小的最短路径等同于非空的基于约束 Pareto 占优的全局最优路径.

证明. 定义 $<^T$ 为 Pareto 约束占优. 即要证明 $M(Q, <) = M(Q, <^T)$, V^T 为基于约束 Pareto 占优的全局最优路径的节点集合且为非空. 假设存在两条路径 p_1 和 p_2 , p_1 为约束 Pareto 最优, 即图 $G = (V^T, E)$ 的全局最优, p_2 是全局最优. 用反证法, 假若定理 3 不成立, 则必有 $f(p_1) < f(p_2)$, 则 p_2 不是全局代价最小的最短路径, 与定理已知相矛盾, 所以否定定理不成立. 证毕.

定理 4. 路径 p 任一 QoS 度量不满足路由请求约束, 则 $p \notin M(Q, <^T)$.

证明. 请求约束集 $L = \{r_1, r_2, \dots, r_l\}$ 显式地对应着 QoS 度量集 Q , 满足第 i 个 QoS 度量 m_i 约束条件 r_i 的节点集为 $V_{r_i}^T$, $i=1, 2, \dots, |N|$. 假设路径 p 的 QoS 度量 m_i 不满足路由请求约束, 则 p 中必有节点 $v \notin V_{r_i}^T$, 也必有 $v \notin V^T$, 即 $p \notin M(m_i, <^T)$, 且必有 $p \notin M(Q, <^T)$. 证毕.

推论 1. QoS 度量不满足路由请求约束的路径 p 一定不是全局最短路径.

证明. 因 $M(Q, <^T)$ 是全局最优解集, 若 $p \notin M(Q, <^T)$, 由定理 3 可知: $M(Q, <) = M(Q, <^T)$, 则 $p \notin M(Q, <)$, 即路径 p 不是全局最短路径.

我们的目的是要在满足请求约束的前提下, 找到一条全局代价最小的最短路径, 所指最小是基于

总体性能评价标准式(4),虽然求得的可能不是绝对的全局的 Pareto 最优,但这并不影响并行算法的设计。

4 QoS 度量 Pareto 子集并行算法

基于 QoS 度量的 Pareto 并行路由寻优理论分析中证明的理论基础,设计了 QoS 度量 Pareto 子集并行算法 QPAS(QoS metrics Parallel Algorithm based Shortest path)。

4.1 QPAS 并行寻优计算

建立待求解的网络图的邻接矩阵,分别为 q 个 QoS 度量分配 q 个处理器 $P_{m_1}, P_{m_2}, \dots, P_{m_q}$ 并行搜索 QoS 度量 Pareto 子集,拷贝邻接矩阵的副本到每个处理器,根据请求路由约束条件并行删除不满足约束的边集,并置邻接矩阵的相应元素(边权)为 ∞ ,进行并行处理器通信,各处理器的邻接矩阵加权汇总并根据式(4)代价定义用 Dijkstra 算法求解全局最小代价路由,全局结果再次广播给路由节点并更新路由表。

通过并行的约束淘汰和全局的寻优计算,可大幅度地减少路由算法搜索时间,全局的代价评估可提高算法整体的效率性能,保证链路选择的公平性,满足服务质量要求,可预期获得总体性能较优的链路。算法广播次数少,但数据量大,因此只适用于中小型网络。

4.2 QPAS 算法描述及步骤

算法描述。

输入:边权邻接矩阵 A (约定节点 i, j 之间无边连接时矩阵元素 $a(i, j) = \infty$, 且 $a(i, i) = 0$)、待计算节点的标号 $[v_s, a(i, j)]$ 为链路的代价 c 。

假定有一个待搜索的节点集 V^T , 每次从非空集 V^T 中选取节点 u , 令它的 $c_{p(s, u)}$ 最小。将 u 点作为搜索节点, 对于其它还在 V^T 内的节点 v , 若 $\langle u, v \rangle \in E$, 而且 $(c_{p(s, u)} + c_{p(u, v)}) < c_{p(s, v)}$, 则更新 $c_{p(s, v)} = c_{p(s, u)} + c_{p(u, v)}$, 同时从 V^T 中将 u 删除, 直到 V^T 为空集时算法终止。

QPAS(G, L, Q)

1. For every QoS metric processor P_m parallel (i is the number of P_m)
2. Initialization;
3. Read route constraints r_1, r_2, \dots, r_l ; Read adjacent matrix A of G ;
4. For each node v , form 1 to d
5. $U = \{u^1, u^2, \dots, u^d\}$
(U is neighbor nodes set of v)

6. If $\exists u^d$ then $p = p(v, u^d)$
7. If $c_p^{m_i}$ satisfy r_i then
 $V_{r_i}^T = V_{r_i}^T \cup \{v, u^d\}; a(v, u^d) = c_p^{m_i} = m_i \cdot w_i;$
8. $P_{q_num} = q - 1;$
9. For each processor parallel do
10. if $(P_{q_num} \bmod 2) = 0$ then $P_{q_num} = P_{q_num} / 2$

If $i > P_{q_num}$ then

$$P_m \text{ of } (i - P_{q_num}) \xleftarrow{A_i, V_{r_i}^T} P_m \text{ of } i;$$

else

$$A_i = A_i + A_{1+P_{q_num}/2};$$

$$V_{r_i}^T = V_{r_i}^T \cap V_{r(P_{q_num}/2+1)}^T;$$

Else

$$P_{q_num} = (P_{q_num} + 1) / 2$$

If $i > P_{q_num}$ then

$$P_m \text{ of } (i - P_{q_num}) \xleftarrow{A_i, V_{r_i}^T} P_m \text{ of } i$$

else

$$A_i = A_i + A_{1+P_{q_num}/2}$$

$$V_{r_i}^T = V_{r_i}^T \cap V_{r(P_{q_num}/2+1)}^T$$

11. Dijkstra ($G = (V^T, v_s)$)

算法步骤。

1. 分别为 q 个 QoS 度量分配 q 个处理器 $P_{m_1}, P_{m_2}, \dots, P_{m_q}$ 并初始化, 构造邻接矩阵 A , 将矩阵初始值置为 ∞ , 拷贝 A 到每个 P_m ;
2. 每个 P_m 读入路由请求约束 $L = \{r_1, r_2, \dots, r_l\}$;
3. q 个处理器开始并行处理: 分别从 1 到节点最大度数遍历各边, 测试各自 QoS 度量是否满足约束要求, 如果 $c_p^{m_i} < r_i$, 更新邻接矩阵对应元素的代价值直至所有元素更新完毕并得到 $V_{r_i}^T$;
4. 若 q 为偶数, 后 $q/2$ 个处理器将自己的更新邻接矩阵和 $V_{r_i}^T$ 分别发送到对应的前 $q/2$ 个处理器中, 由前 $q/2$ 个处理器比较两个 Pareto 子集 $V_{r_i}^T$ 并取交集操作得到新的 Pareto 子集, 同时计算两种 QoS 度量下的代价。当 q 为奇数时, 设 $q = 2h + 1$, 则后 h 个处理器的值分别发送到前 h 个处理器中, 操作同上。 $\log q$ 次循环后即可计算出所有度量下的代价并得到 V^T ;
5. 最后比较并得到 V^T 的处理器根据式(4)执行 Dijkstra 算法。
6. 通告最短路径。

4.3 QPAS 算法的时间复杂度

Dijkstra 算法的时间复杂度为 $O(|N|^2)$ 。QPAS 算法基于某个节点在向外寻找路径判断一个新的节点是否落在可行解集内时, 加入了约束条件判断, 复杂度为 $O(d|N|)$ 。 q 个处理器通信需 $|N| \log q$ 时间。因此基于在 QoS 度量集 Q , 路由请求约束条件集 L 的网络上进行 QoS 度量 Pareto 子集并行算法 QPAS 的时间复杂度在最坏情况下仍保持在:

$$O(|N|(d+\log q+|N|)) \tag{6}$$

5 实验和性能评估

5.1 实验方法、参数和环境

真实的大规模的网络节点多,而平均节点度小.平面随机模型很难生成这样的模型,所以平面随机模型不宜作为大规模网络的模型,只适合作为局部网络的模型.随着网络中 QoS 要求的提出,单纯的、固定的网络拓扑模型并不能很好地对真实网络进行模拟,为了验证并行算法的有效性,且为了产生具有实际网络特征的随机网络图,我们用 Waxman 随机网络^[10]生成了 1~500 个节点、平均节点度小于 24 的完全随机拓扑图,并构造邻接矩阵,随机给出了每个链路状态和约束条件.我们为节点数区间 [1,500] 的随机图上的连接均匀随机地赋予 QoS 度量数小于 10 的链路状态值,同时赋予每个连接约束条件数小于 10 的随机 QoS 请求约束值,随机产生 10 个拓扑图,在每个拓扑图上随机选取 10 个源点,每个源点分别使用 SSAQ 算法^[11]、CCPF 算法^[12]、QPAS 算法计算综合代价最小路径,返回复杂度计算值 *com*,取 *T* 个同类拓扑图的复杂度计算均值:

$$COM = \frac{1}{T} \sum_{n \in G} com_t \tag{7}$$

算法的仿真测试硬件环境:处理器为奔腾 4 的服务器,主频 2.8GHz,2MB 缓存,1GB 内存,在 FreeBSD6.0-RELEASE 环境下运行.

5.2 QPAS 算法的绝对性能对比分析

实验结果中图 1 显示了 SSAQ、QPAS 算法的理想绝对性能对比.

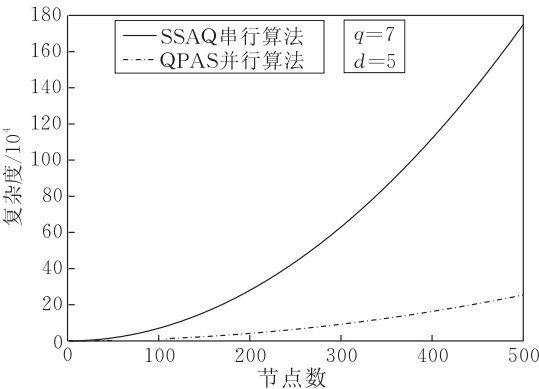


图 1 SSAQ、QPAS 算法的理想绝对性能对比

图 2 实验测得了 QPAS 的真实复杂度,其实际均值约在最坏情况下理论值的 46% 左右,说明

Pareto 约束占优的策略首先生成 V^T 集规避了冗余计算,有效地提升了性能.

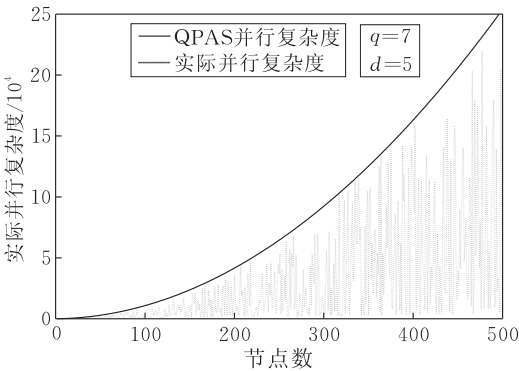


图 2 QPAS 实际执行运算情况

图 3 显示了 QoS 度量数量对算法性能没有造成本质的影响,却对 SSAQ 串行算法和 CCPF 算法造成了很大影响,说明串行算法解决网络中的复杂约束和路由问题代价过大. QPAS 性能提升的主要贡献来自通过并行的 Pareto 寻优过滤不可行节点集.

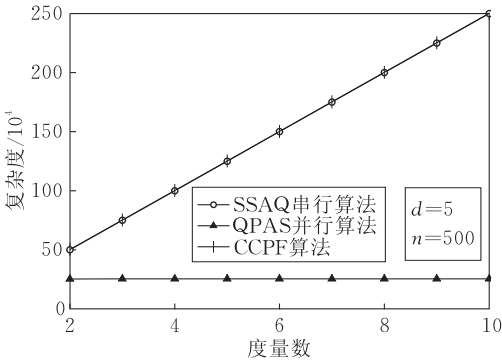


图 3 QoS 度量对算法性能的影响

虽然在数据上 SSAQ 较 CCPF 算法效率要高,两种算法得到的复杂度曲线相差不大,基本重合,如图 4 所示.表明它们都是以 Dijkstra 算法为基础的串行算法.

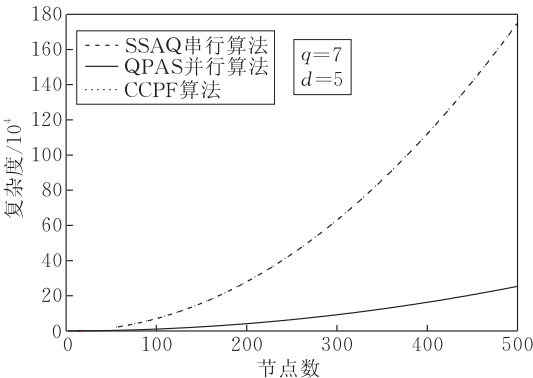


图 4 SSAQ、QPAS、CCPF 算法的性能比较

图 5 显示了 QPAS 算法曲线伸展平缓,获得了较低的复杂度/节点数比率. QPAS 算法在网络包含 60 个节点时并行加速比效益最明显,但随着节点数的增加,计算代价迅速增长. 随着节点数增加并行效益不再明显,这是一个较为重要的实验结果,该实验暗示算法应在中小规模的网络中应用.

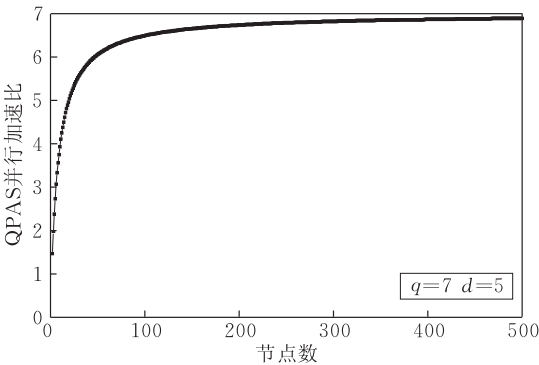


图 5 加速比与节点数分布的关系

图 3 和图 6 显示 QoS 度量数目的增加不但不会增加计算复杂度反而可以有效提高并行加速比,本实验结果暗示 QPAS 算法可用于解决有限节点(60 节点性能最好)网络的复杂 QoS 路由问题并能取得很好的计算效率.

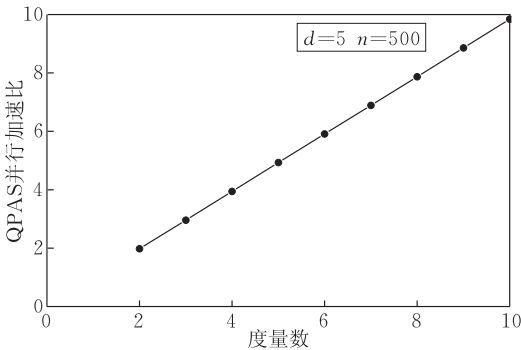


图 6 加速比与 QoS 度量分布的关系

图 7 显示在网络节点最大度数发生急剧变化时, QPAS 算法能保证稳定的计算效率, 适合处理有限节点的复杂网络路由计算.

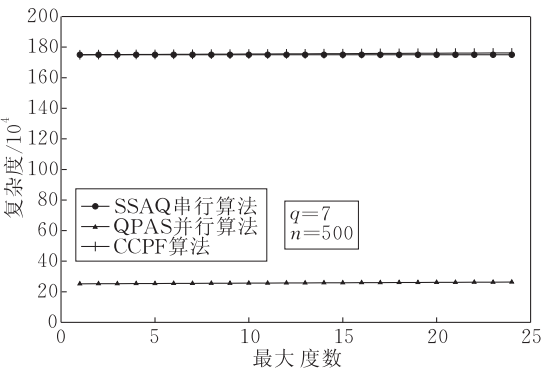


图 7 最大度数对算法性能的影响

5.3 QPAS 算法的相对性能分析

基于 Dijkstra 最短路径算法的 CCPF 算法^[12]按照广度搜索,寻找满足条件的最佳路径. 实现以最大带宽为判断条件,在满足条件的链路中将代价最小的链路加入路径. 显然,满足高带宽要求的链路一定满足低带宽的要求,这样,多条路径将会有很多共同链路. 为了在网络中尽可能地找出满足条件的、由不同链路组合的路径,用控制条件过滤掉一些高带宽链路,然后用一个辅助程序根据网络结点的邻接关系构造路由表. CCPF 算法在最坏情况下,可以在 $O(|N|(d+3|N|))$ 找出从某一结点到其他任意结点的满足一定带宽区间的所有可行路由.

约束 QoSR 领域的重要文献[13]对影响尽力发送体系路由架构的主要 QoS 度量进行了理论分析和证明,并提出 DP、ALG I、ALG II 3 种算法,如表 1 所示.

表 1 文献[12-13]的约束 QoSR 算法及其时间复杂度		
算法	复杂度	符号定义
DP	$O(D_{\max}(E + N \log E))$	D_{\max} : 非连续状态的最大时延
ALG I	$O(R_{\max} E (\log E +\log R_{\max}))$	R_{\max} : 最大跳数
ALG II	$O(R_{\max}(N \log N + E \log d))$	d : 最大度数
CCPF	$O(N (d+3 N))$	

DP 算法主要针对网络的构造特征和时延度量进行算法设计,它需要依赖链路上的精确时延,但对算法 ALG I 和 ALG II 却不是这样,需求的精确度增长时, D_{\max} 和 R_{\max} 都将增长, R_{\max} 的增长要缓慢的多. ALG I 主要针对网络的构造特征进行算法设计,考虑度量为最大跳数, ALG II 也是主要针对网络的构造特征,主要考虑度量为最大入射节点数(度数),意即只考虑网络拓扑结构特征,对 D_{\max} 等对算法复杂度的不确定性影响度量进行了约简,算法设计简洁,算法复杂度相当低. 但由于以上算法只考虑主要的 QoS 度量,对包含复杂 QoSR 请求的路由计算并未提及,而 QPAS 算法将拓扑结构特征和复杂 QoS 度量综合考虑,即使在仅仅考虑拓扑结构特征和主要 QoS 度量的对比数值实验中, QPAS 仍取得了较好的算法性能.

文献[13]的数值仿真实验表明,如果所需当 $D_{\max}=0$ 的理想状况下,复杂度等价于 $O(|E|+|N|\log|N|)$,但在 400~1200 节点数的网络仿真数值显示, D_{\max} 通常是 R_{\max} 的 35~61 倍(D_{\max} 预先设置的期望值为 1~100). 为了体现 QPAS 的绝对性能,我们取其最小值 35 倍. 文献[13]约定 $|E|=$

$\alpha|N|$, $\alpha=4\sim16$, α 为幂律法则网络的边生成率, 现实网络通常取值 $\alpha=4$. 虽然 $\alpha=4$ 取值对 QPAS 算法性能不利, 我们在本例的仿真实验条件下, 仍保留 $\alpha=4$.

针对文献[13]提供的 3 种算法进行了主要 QoS 度量复杂度计算次数比较. 实验数据如图 8、图 9 和表 2~表 4 所示.

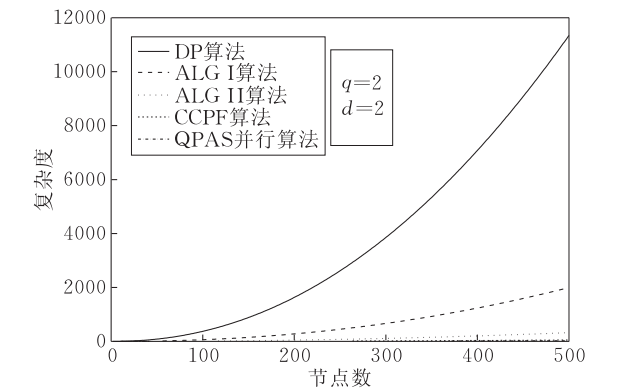


图 8 QPAS、DP、ALG I 和 ALG II 算法的性能比较

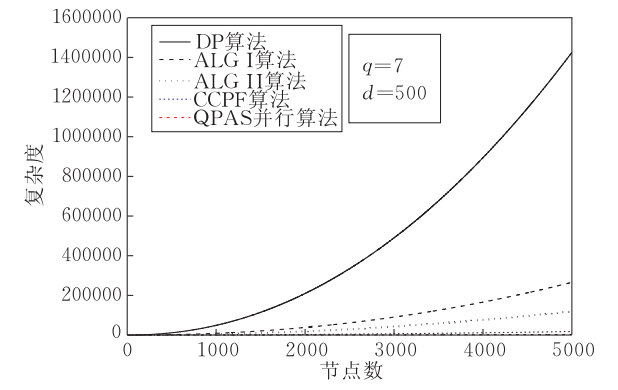


图 9 极端复杂情况下节点数与算法复杂度

图 8 所示的数值实验显示, 节点数的变化对 QPAS 和 CCPF 影响并不大, 当 $|N|>64$ 时, QPAS 复杂度略低于 ALG II 和 CCPF, 但当节点数增加时, DP、ALG I 与 QPAS 差距缓慢放大, QPAS 算法并行加速效益逐渐显现. 但并不显著.

表 2 度量个数/节点数与算法复杂度的关系表						
		复杂度/ 10^4				
		QPAS	DP	ALG I	ALG II	CCPF
$q=2$						
$n=200$		4.06	1629.60	276.60	46.58	8.04
$q=3$						
$n=300$		9.10	3851.40	664.47	110.06	27.06
$q=5$						
$n=400$		16.17	7079.80	1234.41	202.30	80.08
$q=7$						
$n=500$		25.24	11343.50	1993.16	324.14	175.10

注: $d=2$.

表 3 最大度数/节点数与算法复杂度的关系表						
		复杂度/ 10^4				
		QPAS	DP	ALG I	ALG II	CCPF
$d=2$						
$n=50$		0. 26	84. 35	13. 29	2. 41	0. 51
$d=4$						
$n=100$		1. 05	372. 40	61. 15	14. 64	2. 04
$d=5$						
$n=200$		4. 12	1629. 60	276. 60	67. 73	8. 10
$d=7$						
$n=300$		9. 24	3851. 40	664. 47	175. 12	18. 21
$d=8$						
$n=350$		12. 57	5337. 33	926. 22	250. 53	24. 78
$d=9$						
$n=400$		16. 40	7079. 80	1234. 41	341. 18	32. 36
$d=10$						
$n=500$		25. 55	11343. 50	1993. 16	556. 34	50. 50

注: $q=2$.

表 2、表 3 显示了度量个数、最大度数等参数与节点变化关系数值实验结果, ALG I、ALG II 与 QPAS 的对比计算中, QPAS 明显优于这两种算法, 由于这两种算法均与网络构造特征有密切关系, 计算数据表明, 随着节点数的增加, QPAS 算法计算效率趋向占据显著优势.

表 4 极端复杂情况下节点数与算法复杂度之间的关系表					
	复杂度/ 10^6				
	QPAS	DP	ALG I	ALG II	CCPF
$n=1000$	1.50	488.77	87.72	45.82	7.50
$n=2000$	5.00	2095.17	382.90	187.31	29.00
$n=4000$	18.01	8940.82	1659.62	765.26	114.00
$n=5000$	27.51	14251.65	2657.54	1203.77	177.50

注: $q=7, d=500$.

表 4 和图 9 是节点最大度数为 500, 节点数为 5000, 考虑度量个数为 7 等网络极端复杂情况下的上述几种算法的对比数值实验结果. 该结果与图 8 所示的实验结果所得相近的复杂度变化曲线, 说明 QPAS 并不明显依赖于节点数的变化. 在大规模的网络应用时仍具备对比优势.

QPAS 算法的相对性能对比分析表明, 算法并不针对于某一种 QoS 度量或是影响网络性能的主要 QoS 度量, 具有适合多个 QoS 度量复杂路由请求的通用性.

5.4 QPAS 并行算法有效性的评估

路由算法在路由协议中起着至关重要的作用, 采用何种算法往往决定了最终的寻径结果, 通常需要考虑以下几个设计目标:

(1) 整体的效率性能

QPAS 并行路由算法根据代价可加性原则定义

了总体性能代价公式从而具备选择最佳路径的能力,选择的路径除能有效满足 QoS 路由约束的要求外,对其它 QoS 度量进行了遍历,搜索到的路径具备较优的综合性能指标. 算法设计简洁,使用相对较少的并行处理器,处理器复杂度低,实验结果表明计算代价在有限节点复杂约束多个度量的情况下仍能保持高效. 由于 QPAS 算法进行全局最佳路径搜索收敛一致性明显优于分布式路由预计算机制. 只要适当调整路由更新频度,QPAS 可以快速、准确地适应各种有限节点复杂网络环境.

(2) 服务质量要求

QPAS 路由算法处于非正常或不可预料的环境时,如硬件故障、负载过高或操作失误时,凭借 Pareto 约束占优的策略生成集有效地规避非正常节点,容错且有效提升效率. 因此 QPAS 算法具有较强的鲁棒性.

6 结论和进一步的研究工作

本文提出的基于 QoS 度量的 Pareto 并行路由寻优方法能较好地解决具有多重链路的园区网端到因特网入口的基于 QoS 数据传输问题, QoS 度量 Pareto 子集并行算法 QPAS 基于 QoS 度量的并行路由寻优,实现了并行状态收集、并行路由搜索,有较高的计算效率. 算法并不依赖于某一种 QoS 度量或是影响网络性能的主要 QoS 度量,可用于解决有限节点网络的复杂 QoS 路由问题.

节点对全局网络服务质量状态的了解不精确、不实时,对路由的确定与预计就未见得完全正确. 服务质量路由的代价主要应考虑计算开销和协议开销,因为它要分布式地提供和刷新与路由选择有关的网络资源状态信息. 路由更新可以针对每次请求,也可以是频度. 同时,路由选择必须有灵活性,以免由于路由而造成某些路径拥塞、某些路径又很空闲. 状态刷新的触发可归结为时机和时段. 刷新内容包括刷新消息的大小、通报的指标值的类型等都要在协议中显式表达. 各种刷新方案各有优劣. 刷新越及时,路由需要的网络状态信息就越精确,但刷新太频繁,增加网络负担,就要在两个极端中折衷. 我们希望各个链路的利用率能尽可能大,以提高网络通过能力并且希望在链路间较好地分配负载,即希望时段间隔周期值较小从而提高负载平衡的效果,乘子罚函数算法及其改进算法可能是一个很好的解决办法.

此外本文提出的基于约束集的规避冗余计算的算法还可以进行网络分区策略扩展,为了减少通信量,对网络进行分区,每个分区分别并行计算自己分区内的各种综合性能最优路由,在这个两级并行路由计算模型中,可考虑分区节点数与处理器配置,以适当减缓分区处理器的增加速度以维持最大并行加速比,从而以更短的计算时间获得路由. 但最佳路径由于获得路由而有可能造成拥塞,因此必须在适当时机改变路由,这仍是一个多目标优化问题,同时也涉及到路由更新频度,分区和频度的有关规律仍是下一步的研究工作重点.

参 考 文 献

- [1] Feng Jing, Ma Xiao-Jun, Gu Guan-Qun. Research of network model adapt to QoS routing mechanism. Chinese Journal of Computers, 2000, 23(8): 799-805(in Chinese)
(冯径, 马小骏, 顾冠群. 适应 QoS 路由机制的网络模型研究. 计算机学报, 2000, 23(8): 799-805)
- [2] Cui Xun-Xue, Lin Chuang. A constrained quality of service routing algorithm with multiple objectives. Journal of Computer Research and Development, 2004, 41(8): 1368-1375 (in Chinese)
(崔逊学, 林闯. 一种带约束的多目标服务质量路由算法. 计算机研究与发展, 2004, 41(8): 1368-1375)
- [3] Cui Yong, Wu Jian-ping, Xu Ke. Research on Internetwork QoS routing algorithms: A survey. Journal of Software, 2002, 13(11): 2065-2075(in Chinese)
(崔勇, 吴建平, 徐格. 互联网服务质量路由算法研究综述. 软件学报, 2002, 13(11): 2065-2075)
- [4] Braden B, Clark R, Shenker S. Integrated services in the internet architecture: An overview. RFC 1633, July, 1994
- [5] Shaikh A, Rexford J, Shin K G. Evaluating the impact of stale link state on quality-of-service routing. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2001, 9(2): 162-176
- [6] Avadora Dumitrescu. Dynamic widest path selection for connection admission control in core-stateless networks//Proceedings of the 1st International Conference on Quality of Service in Heterogeneous Wired/Wireless Networks. Dallas, Texas, 2004: 102-111
- [7] Cui Xun-Xue, Lin Chuang. Multicast QoS routing optimization based on multiobjective Genetic algorithm. Journal of Computer Research and Development, 2004, 41(7): 1144-1150(in Chinese)
(崔逊学, 林闯. 基于多目标遗传算法的多播服务质量路由. 计算机研究与发展, 2004, 41(7): 1144-1150)
- [8] Van Mieghem P, Kuipers F A. Concepts of exact QoS routing algorithms. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2004, 12(5): 851-864
- [9] Pitsillides A, Stylianou G. Bandwidth allocation for virtual paths (BAVP), investigation of performance of classical constrained and genetic algorithm base optimization techniques//

Proceedings of the 19th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, Tel Aviv, Israel, 2000; 1379-1387

- [10] Waxman Bernard M. Routing of multipoint connections. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1988, 6(9): 1617-1622
- [11] Qin Yong. Research on route optimizing and load balancing of multiple up-links[Ph. D. dissertation]. South China University of Technology, Guangzhou, 2007(in Chinese)



QIN Yong, born in 1970, Ph. D., professor. His research interests include the fields of network-based parallel distributed processing technology and its application.

XIAO Wen-Jun, born in 1950, Ph. D., professor, Ph. D. supervisor. His research interests include discrete mathematics, parallel and distributed computing.

HUANG Han, born in 1980, Ph. D.. His research in-

(秦勇. 多重链路网络路由优化和负载均衡研究[博士学位论文]. 华南理工大学, 广州, 2007)

- [12] Feng Jing, Zhou Run-fang, Gu Guan-qun. A classified pre-computed QoS routing algorithm. Journal of Software, 2002, 13(4): 591-600(in Chinese)
(冯径, 周润芳, 顾冠群. 一种分类预计算 QoS 路由算法. 软件学报, 2002, 13(4): 591-600)
- [13] Siachalou Stavroula, Georgiadis Leonidas. Efficient QoS routing. Computer Networks, 2003, 43(3): 351-367

terests include the fields of theoretical foundation of evolutionary computation methods, evolutionary optimization, and application of evolutionary algorithms.

LIANG Ben-Lai, born in 1983, M. S. candidate. His research interests include the fields of network protocol and its simulation.

ZHAO Cheng-Gui, born in 1974, Ph. D.. His research interest is routing algorithm.

WEI Wen-Hong, born in 1977, Ph. D. candidate. His research interests include parallel and distributed computing and computer networks.

Background

This research is partly supported by the National Natural Science Foundation of China (60433020, 10471045, 60673023), Natural Science Foundation of Guangdong Province (970472, 000463, 04020079, 05011896), Natural Science Foundation of Education Department of Guangdong Province in China (Z03080).

As hot focus research topics, the network status messages time-variation and network control hysteresis are prominent questions of QoS infrastructure and transmission control in the new generation of internet architecture. For the dynamic route computation, to find the feasible path quickly and inerrably is necessary, algorithms should have fairly satisfactory running times, low complexity to adapt the rapid dynamic route request and route status information, multiple QoS metrics in the evaluation of routing dispatch tactics should be considered. In many cases, the problem of QoS routing is known to be NP-complete and thus mostly dealt with using heuristics and approximations. At present, most of popular multi-constraints QoS algorithms have been proposed based on determining the discontinuities of functions related to the optimization by using serial Dijkstra-based algorithms. Thus, these current major heuristics static routing algorithms and quasi-dynamic routing algorithms have exceeding complexity so as to cannot be used in actual networks; or lack satisfied computing ability to find a actual feasible

path; most of them can only face some special cases in QoS, they are inadaptable for the complex QoS multi-metrics on finite-node networks.

This paper meets the opportunity to propose a paralleling optimization based multiple QoS metrics for the dynamic route precomputation, and the authors hope that the network resource effectiveness could be maximized by proposing a new aggravating approximation link price definition throughout all QoS metrics in conjunction, and the computation complexity of QPAS could provide good average case behavior, in addition to guaranteeing polynomial worst-case running time. Its basic thought contains restricting the number of unfeasible paths by analyzing theory of Pareto route optimization. Experimental results are elaborated to be valid and effective. QPAS can be used to solve the QoS routing problem on the finite-node networks and other actual cases of network information transmission.

The prospects of the further research works are considered to avoid elusive redundant computation ulteriorly based on constraint sets, the relation between route updating frequencies and multi-level paralleling route computing are anticipant to be extended in the next generation algorithms. Adaptability and transplant of these algorithms in new generation of internet architecture FIND, GENI and FIRE could also be a new challenging prospect.