

分布式服务质量路由预计算算法

崔 勇, 吴建平

(清华大学计算机科学与技术系, 北京 100084)

摘 要: 服务质量路由作为下一代 IP 互联网提供服务质量(QoS)控制的一种重要方案, 如何提高其可扩展性和路由性能是有待解决的难题. 本文提出了基于聚类的分布式预计算算法, 以具有多种 QoS 参数的路由表预计算为目标, 引入了支持 QoS 参数的扩展距离向量, 通过网络中各个节点的分布式协同计算, 大大降低了单个路由器的计算复杂度. 文章分析了优势路径及其选取策略, 给出了路由计算中优势路径聚集的聚类方法, 实现了 QoS 路由表的高效聚集压缩. 实验结果进一步验证了该算法具有计算量小和 QoS 路由性能高的优点, 在 QoS 度量维数和网络规模方面均具有良好的可扩展性, 并对域间算法研究提供了重要依据.

关键词: 多约束; 分布式计算; 服务质量; 路由; 预计算

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112(2005)12-2165-05

Distributed Precomputation for QoS Routing

CUI Yong, WU Jiarping

(Department of Computer Science, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

Abstract: Finding a multi constrained path is an important potential solution to provide quality of service (QoS) for next generation networks, where the scalability and routing performance are still open problems. We propose an approach, clustering based distributed precomputation algorithm, to the problem. Aiming to precompute the routing table with multiple QoS parameters, we introduce the extended distance vector with multiple QoS parameters, based on which the distributed computation greatly decreases the computational complexity on a single node. After dominating path selection is analyzed to omitting numerous dominated paths, a clustering technique is further presented for dominating path aggregation in routing computation. These two techniques in turn achieve efficient aggregation of the QoS routing table. Simulation results confirm that the proposal not only has low computational complexity, but also achieves high routing performance with good scalability on both QoS parameters and the network scale. The proposal also provides an important basis to further study the interdomain QoS routing.

Key words: multiple constraints; distributed computing; QoS (quality of service); routing; precomputation

1 引言

当前的 Internet 仅支持尽力发送的业务, 但随着互联网应用和多媒体业务的不断发展, 提供服务质量(QoS)控制成为互联网的重要目标之一^[1,2]. 多约束路由作为提供服务质量控制的一种重要手段, 能够根据业务的特定 QoS 需求为业务寻找满足其 QoS 需求的路径, 从而在路径选择级别上提供 QoS 控制^[3,4].

虽然近年来路由算法得到了人们的广泛关注^[5,6], 但所提算法仍然具有诸多局限性. 现有大量算法都当 QoS 请求到达节点时再采用针对该 QoS 请求的在线计算方式, 为该请求寻找可行路径. 然而在基于 IP 协议的互联网中, 路由表作为分组高效线速转发的基础, 使得路由预计算更有希望成为下一代 IP 网络所采用的方式^[7]. 此外, 为了通过启发式策略提

高提高算法的路由性能, 即启发式算法寻找网络中实际存在的可行路径的能力, 包括预计算算法在内的大量研究成果都基于每个节点已知全局网络状态信息的假设, 并在每个节点上采用集中式的启发式计算^[1,8]. 虽然集中的启发式计算能够明显提高路由性能, 然而其所带来的巨大节点计算负担使得这些研究成果难以在 IP 网络中实施. 本文研究针对多约束路由研究中出现的上述问题, 提出了基于优势路径聚类的分布式预计算算法(CDP), 并可支持各种类型的服务质量参数.

2 算法基础

用有向图 $G(V, E)$ 表示一个网络, 其中 V 为节点集, 元素 $v \in V$ 称为图 G 的一个顶点(节点), $n = |V|$ 为网络的节点数; E 为弧集, 元素 $e_j \in E$ 记为 $e = v_i \rightarrow v_j$ 称为图 G 的一条边, $m = |E|$ 为网络中有向链路的数目. 在网络中给每个链路 e 关

联上一组相互无关的权值 ($w_0(e), w_1(e), \dots, w_{k-1}(e)$) 称为链路 e 的 k 种 QoS 度量, 简称为 $w(e)$, 其每个分量 $w_l(e) \in \mathcal{R} (l=0, 1, \dots, k-1)$. 按照 QoS 度量的特点, QoS 度量可以分为三类: 凹性参数(如可用带宽), 可加性参数(如延迟、花费、延迟抖动等)和可乘性参数(如丢失率)^[3]. 由于可乘性参数可以通过取对数方法转化为可加性参数, 因此本文仅讨论可加性和凹性参数.

定义 1 多约束路径

对于给定的有向图 $G(V, E)$ 、源节点 s 、目的节点 t 和 k 重权值 $w_k(e) \in \mathcal{R}$, 以及限制向量 $c = (c_0, c_1, \dots, c_{k-1})$, 从 s 到 t 的路径 p 称为多约束路径(或称可行路径), 如果对 $l = 0, 1, \dots, k-1$ 有 $w_l(p) \leq c_l$, 简称为 $w(p) \leq c$, 其中若 $w_l(p)$ 表示路径 p 的可用带宽, 则应为 $w_l(p) \geq c_l$ (后文与此相同).

这里的 $w(e)$ 和 c 都是 k 维向量. 对路径 $p = v_0 \rightarrow v_1 \rightarrow \dots \rightarrow v_n$, 若度量 $w_l(e) \in \mathcal{R}$ 满足可加性, 即有 $w_l(p) = \sum_{i=1}^n w_l(v_{i-1} \rightarrow v_i)$; 若度量 $w_l(e) \in \mathcal{R}$ 满足凹性(如 $w_l(e)$ 为可用带宽), 则有 $w_l(p) = \min_{i=1}^n w_l(v_{i-1} \rightarrow v_i)$. 对于给定的 QoS 请求及其约束条件 c , 多约束路由的主要任务就是在当前网络状态下寻找满足要求的路径 p , 使得 $w(p) \leq c$.

在 QoS 路由表的每个表项中, 除了传统路由表所具有的目的节点(网络)和下一跳等信息, 还需要维护这条路径的 QoS 花费 $w(p)$. 当 QoS 流到达路由器时, 路由器在 QoS 路由表中查找满足 QoS 需求的路径, 并据此将 QoS 流向下一跳转发.

定义 2 扩展距离向量

对于给定的从源节点 s 到目的节点 t 的路径 $p, (s, t, w(p))$ 称为路径 p 所对应的扩展距离向量.

网络中每个节点以自身所维护的 QoS 路由表为基础, 将路由表中的每个表项转换成一个扩展距离向量, 并将这些距离向量发送给相邻的节点(邻居节点), 从而构成距离向量算法的路由协议交互基础.

3 优势路径聚集

通常情况下网络节点之间的路径数不唯一, 造成 QoS 路由表中针对给定目的地址具有大量路由. 为此, 下面将着重研究如何寻找具有一定代表性的少量路径, 从而能够既保证算法的可扩展性, 又不对算法性能造成很大影响.

设路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$ 中的路径 p 均具有相同的源目的对 $\langle s, t \rangle$, 即 p 为从 s 到 t 的路径.

定义 3 优势路径

对于给定从源 s 到目的 t 的非空路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$, 若路径 $p \in P_{\langle s, t \rangle}$ 使得不存在 $p' \in P_{\langle s, t \rangle}$ 满足 $w(p') < w(p)$, 则称 p 为路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$ 中的一条优势路径.

路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$ 中路径的“优势”关系为偏序关系, 即 $P_{\langle s, t \rangle}$ 为偏序集, 因此 $P_{\langle s, t \rangle}$ 中可能存在多个最小元(优势路径).

定理 1 剔除非空路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$ 中的非优势路径不会降低路由性能.

证明 对任意一条非优势路径 $p \in P_{\langle s, t \rangle}$, 存在优势路径 $p' \in P_{\langle s, t \rangle}$ 满足 $w(p') < w(p)$. 对任意从 s 到 t 约束条件为 c 的 QoS 请求, 若 p 是一条可行路径, 即 $w(p) \leq c$, 有 $w(p') \leq w(p) \leq c$. 因此, 将 p 从 $P_{\langle s, t \rangle}$ 中剔除后, $P_{\langle s, t \rangle}$ 中仍然具有路径 $p' \in P_{\langle s, t \rangle}$ 满足该请求, 不会降低路由性能.

据此, 网络各个节点分布式路由计算过程中可以剔除路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$ 中的大量非优势路径, 而仅保留优势路径以供路由计算和路由信息交互使用.

定义 4 优势路径集

对非空路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$, 若 $\forall p \in P_{\langle s, t \rangle}$ 均为路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$ 中的一条优势路径, 则称 $P_{\langle s, t \rangle}$ 为优势路径集.

定义 5 最大优势路径集

对非空路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$, 若优势路径集 $A \subset P_{\langle s, t \rangle}$, 对 $\forall p \in P_{\langle s, t \rangle} - A$, 均 $\exists p' \in A$ 使得 $w(p') < w(p)$, 则称 A 为给定路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$ 上的最大优势路径集, 用符号 $D_{\langle s, t \rangle}$ 表示, 简称最大优势路径集 $D_{\langle s, t \rangle}$.

定理 2 对给定的非空有限路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$, 最大优势路径集 $D_{\langle s, t \rangle}$ 存在且唯一.

证明 首先证明存在性. 对于有限路径集 $P_{\langle s, t \rangle}$, 显然存在优势路径. 集合 $P_{\langle s, t \rangle}$ 具有有限个子集, 即优势路径集的数目有限. 因此在有限个优势路径集中, 必然存在最大优势路径集.

证明唯一性. 设 D_1 和 D_2 都是 $P_{\langle s, t \rangle}$ 的最大优势路径集, 现证明 $D_1 = D_2$. 对 $\forall p \in D_1$, 若 $p \notin D_2$, 则由最大优势路径集的定义可知, 必然 $\exists p' \in D_2$ 使得 $w(p') < w(p)$, 而这与 $p \in D_1$ 为优势路径矛盾. 因此对 $\forall p \in D_1$ 必有 $p \in D_2$, 所以 $D_1 \subseteq D_2$. 同理可证, $D_2 \subseteq D_1$. 因此, $D_1 = D_2$, 即最大优势路径集 $D_{\langle s, t \rangle}$ 唯一.

由最大优势路径集 $D_{\langle s, t \rangle}$ 的存在唯一性可知, 无论采用什么方法计算最大优势路径集 $D_{\langle s, t \rangle}$ 都是等价的, 本文后续算法将不再详细讨论 $D_{\langle s, t \rangle}$ 的具体计算方式.

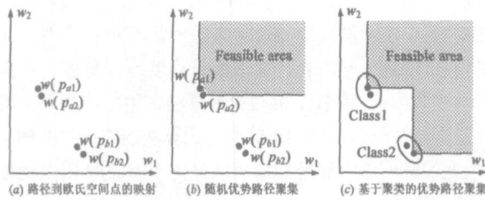
虽然在通常网络状态下, 优势路径的选择过程能够在不降低路由性能的同时, 剔除大量非优势路径而提高算法可扩展性, 但是对给定源目的对 $\langle s, t \rangle$ 之间的优势路径数目仍然可能非常庞大, 甚至与网络规模成指数级^[7]. 为了提高可扩展性, 需要进一步限制优势路径的最大数目.

定义 6 最大重复度 R

对于给定的源目的对 $\langle s, t \rangle$, 优势路径的最大数目称为最大重复度, 用 R 表示.

根据最大重复度, 每个节点在路由计算过程中需要保证针对任一目的节点所计算出的路由数目不超过 R , 从而提高可扩展性. 为了使选出的路径具有一定代表性, 以便满足更多的 QoS 需求, 我们首先分析 QoS 度量空间.

对于具有 k 种 QoS 度量的网络, 每条路径 p 的度量 $w(p)$ 可以看作是 k 维欧氏空间中的一个点, 而最大优势路径集 $D_{\langle s, t \rangle}$ 对应 k 维欧氏空间中的一个点集. 例如, $k=2$ 的 QoS 度量空间中, 如图 1(a) 所示的 $D_{\langle s, t \rangle}$ 具有 4 条优势路径. 现今 $R=2$, 即需要选出两条路径作为代表路径存入 QoS 路由表. 一

图 1 优势路径聚集 ($R=3$)

种选择方案是从 4 条优势路径中随机选取 2 条路径为代表, 如图 1(b) 所示, 被选取的路径为 p_{a1} 和 p_{a2} . 对于任意 QoS 请求, 若存在一条选择出的路径 p 使得 $w(p) \leq c$, 则 p 可作为该请求的可行路径, 图中用阴影部分表示这些路径所构成的请求可行区域. 为了在最大优势路径集 $D_{\langle s, t \rangle}$ 中选择出具有一定代表性的路径从而扩大可行区域, 一种可行的方法是通过聚类算法将 $D_{\langle s, t \rangle}$ 中的优势路径聚集成 R 个类, 然后从每个类中随机选择一个路径为代表. 例如, 通过欧氏空间的简单聚类方法将 4 条优势路径聚集为如图 1(c) 所示的两个类, 从每个类中选择一条路径, 最终得到代表路径 p_{a1} 和 p_{b2} . 通常情况下, 图 1(c) 所示基于聚类的方案更容易满足 QoS 业务的需求.

```

Aggregation ( $D_{\langle s, t \rangle}, R, T$ )
(1) times = 0 / * iteration times * /
(2)  $A_R(t) = \emptyset$  / * aggregated paths * /
(3) rely(each p in  $D_{\langle s, t \rangle}$ ) = FALSE / *  $A_R(t)$  relies on none * /
(4) Select  $R$  paths to  $P_R$  randomly
(5)  $D_{\langle \text{selected} \rangle} = w(p)$  of  $R$  paths in  $P_R$ 
(6) Label  $R$  points in  $D_{\langle \text{selected} \rangle}$ 
(7) DO
(8) FOR EACH path  $p$  in  $D_{\langle s, t \rangle}$ 
(9) Find nearest point  $q$  in  $D_{\langle \text{selected} \rangle}$ 
(10) Label  $p$  as  $q$ 's label
(11) FOR EACH label
(12) IF path exists for label in  $D_{\langle s, t \rangle}$ 
(13)  $q = \text{average } w(p)$  of  $p$  in  $D_{\langle s, t \rangle}$  with label
(14) Replace original point by  $q$  in  $D_{\langle \text{selected} \rangle}$  with label
(15) ELSE / * i. e. path does NOT exist for label * /
(16) find the farthest  $w(p)$  to the point with label
(17) Replace original point by  $w(p)$  in  $D_{\langle \text{selected} \rangle}$  with label
(18) times = times + 1
(19) WHILE times <  $T$  AND  $D_{\langle \text{selected} \rangle}$  changed
(20) FOR EACH point in  $D_{\langle \text{selected} \rangle}$ 
(21) Add nearest path  $p$  in  $D_{\langle s, t \rangle}$  to  $A_R(t)$ 
(22) rely( $p$ ) = TRUE / *  $A_R(t)$  relies on  $p$  (for later use) * /
(23) RETURN  $A_R(t)$ 

```

图 2 基于聚类的优势路径聚集

基于聚类的优势路径聚集算法如图 2 所示, 输入节点 s 所计算出以 t 为目的地的优势路径集 $D_{\langle s, t \rangle}$ 、最大重复度 R 和最大聚类迭代次数 T . 算法中, P_R 为从 $D_{\langle s, t \rangle}$ 中随机选出的具有 R 条路径的初始优势路径集, $D_{\langle \text{selected} \rangle}$ 为欧氏空间中 R 个聚类中的代表点所组成的点集(而不是路径集), $A_R(t)$ 为算法所求经过聚类后以 t 为目的地的 R 条路径(即目的地为 t 的路由表).

算法首先进行初始化(第 1~6 行), 包括设置迭代次数、聚集路径集 A_R 、路由表对优势路径的依赖关系, 设置 $D_{\langle \text{selected} \rangle}$ 初始解为 $D_{\langle s, t \rangle}$ 中随机选择出的 R 条路径, 并对 $D_{\langle \text{selected} \rangle}$ 中所有的点初始化标号. 算法接着执行包括如下三个步骤的迭代标号过程. (1) 首先对 $D_{\langle s, t \rangle}$ 中所有的路径进行如下标号(第 8~10 行): 对每条 $D_{\langle s, t \rangle}$ 中的路径找到欧氏距离最近的 $D_{\langle \text{selected} \rangle}$ 中的点, 然后把这点的标号赋给该路径作为路径的标号. (2) 对 $D_{\langle s, t \rangle}$ 中所有的路径完成上述标号后, 再使用如下方法产生新的 $D_{\langle \text{selected} \rangle}$ 点集(第 11~17 行): 对每个标号统计具有该标号的所有路径的 QoS 度量平均值, 将该平均值作为 $D_{\langle \text{selected} \rangle}$ 中该标号对应的新点, 并替换该标号原来对应的点(第 12~14 行); 若对某个标号没有具有该标号的路径, 则选择距离均值最远的路径度量作为该标号所对应的点(第 15~17 行). (3) 标号过程直达到最大迭代次数或者本次迭代过程中 $D_{\langle \text{selected} \rangle}$ 没有改变(第 18~19 行)时, 退出迭代. 退出迭代标号过程后, 算法对每一个 $D_{\langle \text{selected} \rangle}$ 中的点, 在路径集 $D_{\langle s, t \rangle}$ 所对应的度量中寻找与该点欧氏距离最近的度量, 相应路径即为最终所求的经过聚集后的优势路径.

4 性能评价

本节通过模拟实验进行了算法的性能评价. 具体比较的算法如表 1 所示, 其中 D-Yuan 为在 CDP 算法中略去聚类功能并基于优势路径集直接随机选取其中 R 条作为路由, 等同于 Yuan 等提出的路径受限启发式算法^[7] 的分布式改进. 为了比较链路状态算法和分布式距离向量算法在一次节点计算过程中的性能差异, 本文提出了供路由算法性能比较的纺锤网络拓扑结构, 如图 3 所示. 模拟实验中我们通过路由成功率(successRate)和路由计算时间(calTime)来比较各个算法, 其中路由成功率是指算法能够找到可行路径的请求数目与所模拟的总请求数目的比值. 所有实验均直接采用 C 语言编程模拟网络拓扑图和 QoS 请求, 并通过所编程实现的算法计算平均路由成功率.

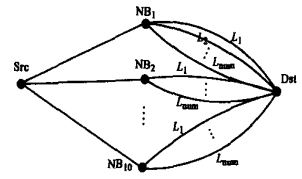


图 3 实验拓扑

由成功率(successRate)和路由计算时间(calTime)来比较各个算法, 其中路由成功率是指算法能够找到可行路径的请求数目与所模拟的总请求数目的比值. 所有实验均直接采用 C 语言编程模拟网络拓扑图和 QoS 请求, 并通过所编程实现的算法计算平均路由成功率.

为了模拟大规模网络的情况, 取链路重数 DupNum = 1000. 图 4 显示了四种算法的性能对比. 图 4(a) 所示路由成功率由低到高依次是 DPRnd < D-Yuan < CDP ≈ MEFFPA, 这说明求解优势路径集(D-Yuan)和聚类(DPAggr)都能有效地提高路由成功率. 图 4(b) 所示算法计算时间表明, 分布式距离向量算法 DPRnd、D-Yuan 和 CDP 的计算时间明显优于链路状态算法 MEFFPA. 通过调整重链路数 DupNum 的参数值, 图 5 显示了在不同拓扑规模下 MEFFPA 和 CDP 的性能. CDP 的路由成功率与 MEFFPA 接近, 而随着网络规模变大具有更多候选路径时, 两个算法都能够达到更好的路由成功率. 从运行时间上看, MEFFPA 算法的计算时间随网络规模的增大而迅速增大, CDP 的计算时间则不受影响, 这与对图 4 的分析是一致的, 是由集中式计算和分布式计算的本质差异造成的.

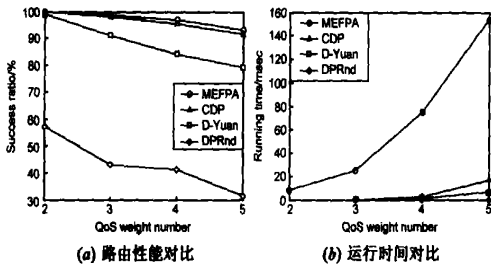


图 4 不同程度数目下四个算法的综合性能评价

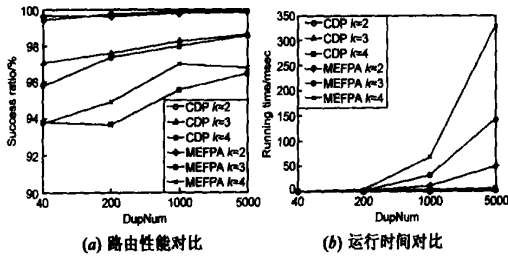


图 5 不同网络规模下性能对比

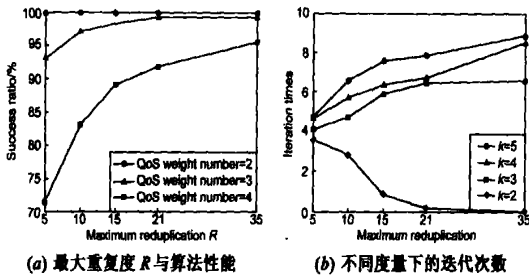


图 6 算法参数分析

表 1 性能评价中用于比较的算法

算法	含义	算法类别
CDP DP _{Aggr}	在优势路径集中通过聚类得到路由	距离向量 分布式计算
MEFPA	一种性能较好的多约束预计算算法 ^[1]	链路状态 集中式计算
D-Yuan	在优势路径集中随机选取路由	距离向量 分布式计算
DPRnd	在路径集中随机选取路由	距离向量 分布式计算

图 6 给出了 CDP 算法的参数和性能的关系。如图 6(a) 所示,盲目增大最大重复度 R 并不能提高路由成功率,这进一步说明少量有代表性路径能够代表整个网络^[1,7]。通常情况下($k=2$ 或 3),取 R 为 6~10 即可达到较好的路由性能。随着 QoS 度量种类增加(即 k 增大),网络状态的多样性更加明显,因此需要更多的路径才能代表整个网络。图 6(b) 显示了最大重复度 R 与迭代次数的关系。当 k 较小时,优势路径本身就不多,因此过大最大重复度 R 将导致很少使用聚类算法;而 k 较大时,由于存在大量优势路径,因此需要聚类算法选取有代表性的少量路径。这与图 6(a) 相吻合。

从算法的性能评价来看,本文所提出的 CDP 算法通过求解优势路径集和聚类,有效地提高了距离向量算法的路由成功率,并达到了与集中式链路状态算法 MEFPA 相近的水平。

在不同网络规模和 QoS 度量维数情况下均达到了较高的路由成功率。由于实际网络中 QoS 状态的不断变化和路由交互造成的信息陈旧性,路由表计算的准确程度不再是多约束路由考虑的主要因素,MEFPA 和 CDP 等算法在路由成功率上均能够满足网络实际需要。因此,综合考虑算法的路由性能和运行时间,在实际网络中部署 CDP 将明显优于 MEFPA 等其他集中式计算的算法。

5 结论和下一步工作

本文针对当前多约束路由研究中所出现的面向连接、集中式计算和特定类型服务质量参数等问题,引入了支持 QoS 参数的扩展距离向量,提出了基于聚类的分布式预计算多约束路由算法 CDP,实现了具有多种不同类型 QoS 参数的路由表分布式预计算功能。根据该算法,网络中每个节点仅与其邻居交互扩展距离向量,并据此计算 QoS 路由表。为了减小路由表的规模,论文分析了 QoS 网络中路径的优势性问题,证明了去除非优势路径不会降低路由性能,并通过优势路径选取实现了路由表的无损压缩。为了进一步提高可扩展性,本文提出了路由计算中的聚类方法,并通过聚类后的聚类代表元选取策略大大减小了路由表容量。虽然基于聚类的优势路径聚集技术是路由表的有损压缩,但其通过在网络中寻找少量具有代表性的路径尽力保持了网络特性。

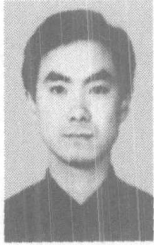
实验结果表明,CDP 所设计采用的求解优势路径集和路由聚类技术均能有效提高算法对 QoS 路由表的压缩聚集效率,使得 CDP 达到了与基于链路状态的集中式算法 MEFPA 相近的路由成功率。此外,CDP 采用了分布式扩展距离向量算法从根本上降低了计算复杂度,实验结果表明该算法在网络规模和 QoS 度量维数等方面均具有良好的可扩展性。

参考文献:

- [1] Cui Y, Xu K, Wu J P. Precomputation for multi constrained QoS routing in high speed networks [A]. IEEE INFOCOM 2003[C]. San Francisco, CA: IEEE Computer and Communications Societies, 2003. 1414-1424.
- [2] Xiao X, Ni L M. Internet QoS: A big picture [J]. IEEE Network, 1999, 13(2): 8-18.
- [3] Cui Y, Wu J P, Xu K, et al. Research on internetwork QoS routing algorithms: A survey [J]. Chinese Journal of Software, 2002, 13(11): 2065-2076.
- [4] Chen S, Nahrstedt K. An overview of quality of service routing for next generation high speed networks: problems and solutions [J]. IEEE Network, 1998, 12(6): 64-79.
- [5] Wang J, Nahrstedt K. Hop by hop routing algorithms for premium class traffic in diffServ networks [A]. IEEE INFOCOM 02 [C]. New York: IEEE Computer and Communications Societies, 2002. 2: 705-714.
- [6] Van Mieghem P, Neve H de, Kuipers F. Hop by hop quality of service routing [J]. Computer Networks, 2001, 37(3): 407-423.

- [7] Yuan X, Liu X. Heuristic algorithms for multi-constrained quality of service routing [A]. IEEE INFOCOM' 01 [C]. Anchorage, Alaska: IEEE Computer and Communications Societies, 2001. 2: 844- 853.
- [8] Korkmaz T, Krunz M. Multi-constrained optimal path selection [A]. IEEE INFOCOM' 01 [C]. Anchorage, Alaska: IEEE Computer and Communications Societies, 2001. 2: 834- 843.

作者简介:



崔 勇 男, 1976年8月出生于新疆乌鲁木齐, 2004年于清华大学计算机系获博士学位, 目前在清华大学计算机系任助理研究员, 获国家发明专利多项, 发表了四十多篇国际会议和国内一级学报论文, 已受邀为 IEEE/ ACM Transactions on Networking 等重要国际期刊的审稿人, 研究领域包括下一代互联网、网络体系结构、服务质量控制

和分布式路由协议等. E-mail: cuiyong@tsinghua.edu.cn.



吴建平 男, 1953年10月出生于山西太原, 教授, 博士生导师, 主要研究领域为计算机网络体系结构、下一代互联网路由体系结构和形式化方法等. 近年来在国内外学术刊物和学术会议上发表学术论文 200 余篇.

E-mail: jianping@cernet.edu.cn.