

# 基于链路状态的多约束路由预计算算法

崔 勇, 吴建平, 徐 恪

(清华大学计算机科学与技术系, 北京 100084)

**摘 要:** 作为下一代高速网络的核心问题之一, 多约束的服务质量路由(QoSR)至今尚无有效算法, 为此基于线性能量函数设计了预计算算法 MEPPA. 该算法将每个 QoS 度量的重要性均匀分成若干个等级, 从而在多维 QoS 度量空间中构造出多个均匀分布的线性能量函数; 算法通过能量函数将 QoS 链路状态转化成单一能量值, 再使用 Dijkstra 算法计算最小能量树, 最终产生 QoS 路由表. 文章分析了多约束下的线性能量函数对算法性能的影响, 给出了判定多维空间中 QoS 约束的可行区域和不可行区域的方法, 最后基于这些理论为多约束 QoSR 问题给出了预计算算法. 广泛深入的实验结果表明, 高可扩展性、高性能、易实现的预计算算法 MEPPA 是一种值得在下一代网络中考虑的路由算法.

**关键词:** 线性能量函数; QoS 路由; 预计算算法; 多约束; 可扩展性

**中图分类号:** TP393. 01 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2003) 08-1173-05

## Link State-Based Precomputation for Multi-Constrained Routing

CUI Yǒng, WU Jian-ping, XU Ke

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

**Abstract:** As one of the most challenging problems in the upcoming next-generation high-speed networks, quality-of-service routing (QoSR) with multiple constraints has the NP-complete complexity. A precomputation algorithm, MEPPA, was proposed. This algorithm divides the significance of each QoS weight into multiple degrees, and constructs a number of linear energy functions (LEFs) distributed uniformly in the multi-dimensional QoS metric space. Using LEFs, it then converts different QoS weights to a single energy. At last, it uses Dijkstra's algorithm to create the least energy trees, based on which the QoS routing table is created. The performance of LEFs with constraints is analyzed, and the method is given to determine the feasible and unfeasible areas in the multi-dimensional QoS metric space for a QoS constraint. Then MEPPA for the multi-constrained QoS routing problem was introduced. Extensive simulations show that our easily implemented MEPPA is a promising precomputation algorithm to provide QoSR with high scalability and high performance in high-speed networks.

**Key words:** linear energy function; QoS routing; precomputation; multiple constraints; scalability

## 1 引言

如何为应用提供不同的服务质量(QoS)保证是互连网络面临的一个重要难题<sup>[1]</sup>, 而服务质量路由(QoSR)则是其中的一个核心技术和热点问题<sup>[2~6]</sup>. QoSR的主要作用是为用户提供寻找能够同时满足多种 QoS 约束的可行路径. 本文基于对线性能量函数的分析, 提出了一种用于求解多约束 QoS 路由问题的基于链路状态的预计算算法 MEPPA. 假设网络中的每个节点  $s$  已知一致的全局网络状态信息, 算法首先将每种度量的重要性分成  $b$  个等级, 从而构造出  $B = C_{b+1}^{k-1}$  个在  $k$  维度空间中均匀分布的线性能量函数; 然后节点  $s$  分别针对每个能量函数使用 Dijkstra 算法计算出一个以  $s$  为根的最小能量树, 并产生相应的 QoS 路由表; 最后  $s$  节点将其计算出的  $B$  个路由表简单组合起来, 构成  $s$  所维护的 QoS 路由表. 对于

分布式路由, 路由表中除了需要保存目的节点和整个路径的  $k$  维度量外, 只需要保存下一跳节点; 而对于源路由方式, 路由表则需要保存沿着最小能量树到达目的节点的整个路径. 当 QoS 请求(或 QoS 分组)到达时, 只需在路由表中查找满足约束的相应路径即可. 理论和实验结果表明, 这种算法具有扩展性高、性能好、易实现的优点, 而且符合当前 Internet 预计算的路由体系结构, 能够很好的适应高速网络.

## 2 线性能量函数分析

### 2.1 问题描述

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);  $E$  为弧集, 元素  $e_{ij} \in E$  记为  $e = v_i - v_j$  称为图  $G$  的一条边. 在 QoSR 中给每个链路  $e$  关联上一组相互无关的权值  $(w_1(e), w_2(e), \dots, w_k(e))$  称为链

路  $e$  的 QoS 度量(权值),简称为  $w(e)$ . 其中对  $1 \leq l \leq k$  有度量  $w_l(e) \in R^+$  满足可加性,即对路径  $p = v_0 - v_1 - \dots - v_n$  有  $w(p) = \sum_{i=1}^n w_l(v_{i-1} - v_i)$ .

**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  $w_k(e) \in R^+$ , 以及约束向量  $c = (c_1, c_2, \dots, c_k)$ , 从  $s$  到  $t$  的路径  $p$  称为多约束路径, 如果对  $1 \leq l \leq k$  有  $w_l(p) \leq c_l$ , 简称为  $w(p) \leq c$ .

**2.2 线性能量函数**

Dijkstra 给出了单一度量下计算最短路径树 (SPT) 的算法<sup>[7]</sup>, 并具有较低的算法复杂度. 然而对于多约束 QoSR 问题涉及到同时考虑多种度量, 因此问题变为 NPC 的复杂度而无法使用原有算法. 一种可能的求解思路是将多种度量转化为单一度量.

**定义 2 线性能量函数  $g_a$**

令线性函数  $g_a(e) = \sum_{l=1}^k a_l w_l$  为链路  $e$  的能量函数, 表示  $e$  的耗费值.  $a_l \in [0, 1]$  为与  $e$  无关的系数 ( $l = 1, 2, \dots, k$ ) 且  $\sum_{l=1}^k a_l = 1$ , 将满足该条件的向量  $a = (a_1, a_2, \dots, a_k)$  称为能量系数.

**定理 1** 以最小化  $g_a(e)$  为优化目标使用 Dijkstra 算法, 可以建立以节点为根的最小能量树  $T_a$ , 满足沿着  $T_a$  从  $s$  到任意节点  $t$  的路径  $p_a$  有  $g_a(p_a) = \min_{p(s,t)} \sum_{e \in p} g_a(p(s, t))$ .

**证明** 因为  $g_a(e)$  为线性函数, 满足:  $g_a(e_1 + e_2) = \sum_{l=1}^k a_l w_l(e_1 + e_2) = \sum_{l=1}^k a_l w_l(e_1) + \sum_{l=1}^k a_l w_l(e_2) = g_a(e_1) + g_a(e_2)$ . 所以可先算出每个链路的能量值  $g_a(e)$ , 然后以单权值  $g_a(e)$  代替原 Dijkstra 算法中的链路花费, 再使用原有算法以  $s$  为源建立 SPT. 由于原算法能够保证从  $s$  到任意节点沿着该 SPT 的路径具有最小的花费, 因此以  $g_a(e)$  代替花费的算法能够保证  $p_a$  为从  $s$  到  $t$  的具有最小能量的路径, 即  $g_a(p_a) = \min_{p(s,t)} \sum_{e \in p} g_a(p(s, t))$ .

以满足定义 2 的能量系数为  $a$  自变量, 问题转化为: 对给定的图  $G$  和源目的对  $(s, t)$ , 当能量系数  $a$  取遍空间中所有可能的取值时, 集合  $\{p_a | \forall a\}$  具有什么样的性质, 如元素的分布、元素的个数等.

**定义 3 QoS 度量空间**

称  $W^k = W_1 \times W_2 \times \dots \times W_k$  为 QoS 度量空间, 如果对任意  $p \in G$  有  $w_l(p) \in W_l$ .

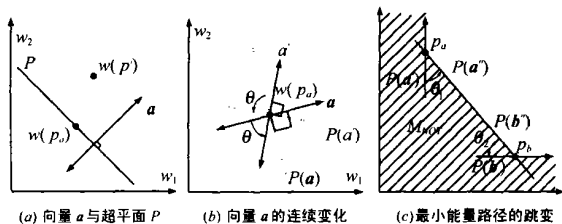


图 1 系数向量  $a$ 、最小能量超平面与可行路径  $P$  之间的位置关系  
对于通常取值  $w_l(e) \in R^+$ , 可以令  $W_l = R^+$ , 这样对任意  $p$  有  $w_l(p) \in W_l$ , 因此  $w(p)$  为  $W^k$  中的点, 即  $w(p) \in W^k$ , 而

上述集合  $\{w(p_a) | \forall a\}$  成为  $W^k$  中的点集.

**定理 2 对给定的图  $G$  和源目的对  $(s, t)$  及能量系数  $a$ ,**

令  $g_{opt} = \sum_{l=1}^k a_l w_l(p_a)$ , 则任意从  $s$  到  $t$  的路径  $p$  的度量  $w(p)$  必然在空间  $W^k$  的超平面的  $P = \{w(p) | \sum_{l=1}^k a_l w_l(p) = g_{opt}\}$  上方.

**证明** 采用反证法, 若存在一点  $w(p)$  在超平面  $P$  的下方, 则  $g_{opt} = \sum_{l=1}^k a_l w_l(p_a) > \sum_{l=1}^k a_l w_l(p)$ , 这与定理 1 中  $g(p_a) = \min_{p(s,t)} \sum_{e \in p} g(p(s, t))$  矛盾. 所以如果在空间  $W^k$  中还有其它点  $w(p)$ , 则  $w(p)$  必然位于超平面  $P$  的上方.

以  $k=2$  举例, 如图 1(a) 所示. 对给定向量  $a$  以最小化  $g_a$  为目标使用 Dijkstra 算法计算 SPT, 得到从  $s$  到  $t$  的最小能量路径为  $p_a$ . 过点  $w(p_a)$  做垂直于向量  $a$  的垂线(超平面)  $P$ , 则  $P$  构成了对空间  $W^2$  的划分: 所有从  $s$  到  $t$  的路径  $p$  必然位于垂线  $P$  的上方. 由于网络拓扑图的离散性, 连续变化的向量  $a$  所对应的  $p_a$  并不会连续变化, 因此这种映射  $a \rightarrow p_a$  不是单射. 如图 1(b) 所示, 给定向量  $a$  从连续变化到  $a'$  时, 最小能量路径不变, 即对  $b \in [a, a']$  有  $p_b = p_a$ . 这样, 一个点  $w(p_a)$  将对连续变化的多个超平面  $P(b)$ .

**2.3 解空间可行性分析**

**定义 4 不可行区域**

在空间  $W^k$  中, 对给定向量  $a$  所构造的上述超平面  $P$ , 点集  $M(a) = \{w | w \in W^k, w \text{ 位于 } P(a) \text{ 下方}\}$  称为由  $a$  所确定的不可行区域,  $M_{NOT} = \overline{M(a)}$  称为可行区域.

**定理 3 对给定解空间  $W^k$  中的不可行区域  $M_{NOT}$ , 如果从  $s$  到  $t$  的 QoS 请求  $c \in M_{NOT}$ , 则不存在可行路径  $p$  满足  $w(p) \leq c$ .**

**证明** 由  $M_{NOT}$  的定义可见,  $M_{NOT}$  实际上是由向量  $a$  的不断连续变化所对应的所有  $M(a)$  构成的并集. 若一个 QoS 请求  $c \in M_{NOT}$ , 则根据定义必然存在向量  $a$  所构造的超平面  $P(a)$ , 使得  $c$  位于  $P(a)$  下方. 根据定理 2, 任意从  $s$  到  $t$  的路径  $p$  必然位于  $P(a)$  的上方, 因此不存在可行路径  $P$  满足  $w(p) \leq c$ .

**定义 5 可行区域**

在解空间  $W^k$  中, 点集  $M_{AVL} = \overline{M_{NOT}} = \overline{\bigcup_{a \in A} M(a)}$  称为可行区域, 其中  $M_{NOT}$  的补集  $M_{NOT}^c = W^k \setminus M_{NOT}$ .

例如  $W^2$  空间中具有多个最小能量点时, 要考虑向量与最小能量路径的对应情况. 如图 1(c) 所示, 给定向量从  $a$  连续变化成为  $a'$  时, 所求得的最小能量路径始终保持为  $p_a$ ; 而给定向量从  $b$  连续变化成为  $b'$  时, 所求得的最小能量路径始终保持为  $p_b$ . 其中, 给定向量从  $a$  变化到  $b$  时引起的最小能量路径的跳变过程中, 有向量  $a = b$ , 也就是对于这个向量存在多个最小能量点  $p_a$  和  $p_b$ . 这种跳变引入了一个很好的性质: 虽然最小能量点是离散的, 但不可行区域是连续的.

**定理 4 可行区域  $M$  是凸集, 并且  $p_a$  都在  $M$  的边界, 而对  $M$  的任一顶点都存在向量  $a$  使得  $p_a$  为该顶点.**

**证明** 分三步分别证明上述各个子命题.

(1) 现证可行区域  $M$  是凸集(有关凸集的定义和性质参见文[8]):对给定向量  $a$ , 所对应的超平面将解空间分成不可行区域和可行区域两个部分, 各成为一个半空间, 因此可行区域  $M_{NOT}(a) = W^k \setminus M_{NOT}(a)$  是一个凸集. 而  $M_{AVL} = M_{NOT} = \bigcap_{a=1, a=0} M_{NOT}(a) = \bigcap_{a=1, a=0} M_{NOT}(a)$ , 因为多个凸集的交集是凸集, 所以  $M_{AVL}$  是凸集.

(2) 现证任意  $p_a$  都在  $M$  的边界. 对任一  $p_a$ , 以向量  $a$  为法向量过点  $p_a$  作超平面  $P(a)$ , 则根据定理 2 有  $M$  在  $P(a)$  的一侧, 因此  $p_a$  在  $M$  的边界.

(3) 现证  $M$  的顶点都存在向量  $a$  使得  $p_a$  为该点: 对  $\forall x$  为  $M$  的顶点, 因为  $M$  是凸集, 存在一个过点  $x$  的平面  $P(a)$  使得  $M$  在  $P(a)$  的一侧, 其中  $a$  为平面的法向量. 由于  $M$  为向上开放的集合, 即  $(\dots) M$ , 因此  $M$  必在  $P(a)$  的上方. 所以以  $a$  为给定向量, 必然可以求得  $p_a = x$ .

例如, 随着能量函数的不同, 有多个最小能量路径时, 如图 2(a) 所示可行区域  $M_{AVL}$  为一个凸集, 且  $M_{AVL}$  的每个顶点必为一条最小能量路径.

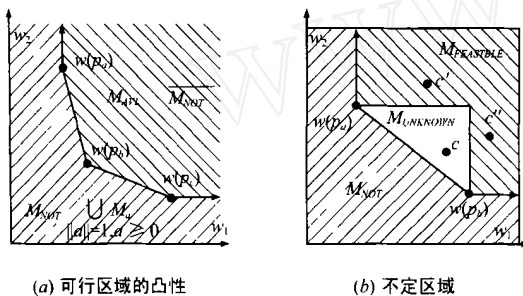


图 2 不可行区域与可行区域

定义 6 必可行区域和不定区域

称  $M_{FEASIBLE} = \{p \mid \exists a, p = p_a\}$  为必可行区域, 称  $M_{UNKNOWN} = M_{AVL} - M_{FEASIBLE}$  为不定区域.

例如图 2(b) 所示,  $W^2$  空间中  $M_{FEASIBLE}$ 、 $M_{UNKNOWN}$  以及  $M_{NOT}$  之间的关系.

定理 5 对于任意的 QoS 请求  $c$ , 如果  $c \in M_{FEASIBLE}$ , 则必然存在可行路径.

证明 由  $M_{FEASIBLE}$  的定义可见,  $\exists a$  使得  $p_a = c$ , 因此路径  $p_a$  即为可行路径.

3 MEFPA 算法

3.1 算法思想

基于上述理论分析, 首先使用预计算的方式将向量  $a$  不断变化, 并保存所有最小的能量路径  $p_a$  构成  $\{p_a\}$ , 对 QoS 请求  $c$  只需要在  $\{p_a\}$  中查找可行路径. 根据  $c$  在  $W^k$  空间中的位置对  $c$  进行分类: (1) 存在可行路径:  $c \in M_{FEASIBLE}$ , 即可从  $\{p_a\}$  中找到一个满足要求的元素作为可行路径; (2) 不存在可行路径:  $c \in M_{NOT}$ . 对这类情况可以直接拒绝该 QoS 请求, 或者进行 QoS 协商; (3) 不确定是否存在可行路径:  $c \in M_{UNKNOWN}$ . 我们在基本的模拟实验中发现  $c \in M_{UNKNOWN}$  的概率很小, 并且一个位于不可判定区域中的 QoS 请求, 具有可行路

径的概率也非常小. 因此在对性能影响很小的前提下, 可以将  $c \in M_{UNKNOWN}$  视为第 2 类情况并拒绝相应的 QoS 请求.

此外, 在实际算法中需要对向量  $a$  的变化离散化. 为了使得能量系数  $a$  的离散取值与网络无关, 我们首先需要归一化网络度量, 使任一度量在所有条链路上配置的最大值都相同, 即  $\max_{e \in E} w_l(e)$  为与  $l$  无关的常数. 在  $[0, 1]$  区间中均匀取出  $b$  个元素, 即  $D = \{0/(b-1), 1/(b-1), \dots, 1\}$ . 这样, 我们得到系数向量  $a$  在  $W^k$  的子空间  $[0, 1]^k$  中的均匀取值:  $A = \{a \mid a \in D^k, \sum_{l=1}^k a_l = 1\}$ .

定理 6 均匀分布的系数向量集合  $A = \{a \mid a \in D^k, \sum_{l=1}^k a_l = 1\}$  中元素的个数为  $|A| = C_{b+k-2}^{k-1}$ .

证明 由于  $D = \{0/(b-1), 1/(b-1), \dots, (b-1)/(b-1)\}$  中有  $b$  个在  $[0, 1]$  区间均匀分布的元素, 而  $a \in D^k$  且  $\sum_{l=1}^k a_l = 1 = \frac{b-1}{b-1}$ , 所以我们可以将  $1/(b-1)$  看作一个小球, 则集合  $D = \{0$  个小球,  $1$  个小球,  $\dots, (b-1)$  个小球 $\}$ , 每个向量  $a$  则要求其分量所包含的小球总个数为  $(b-1)$ . 此外,  $l_1 \neq l_2$  时  $a_{l_1}$  与  $a_{l_2}$  的含义是不同的.

因此上述问题作如下等价变换: 将  $(b-1)$  个相同的小球放在  $k$  个不同的箱子中, 每个箱子里可以放任意个球, 则不同放法的个数与  $|A|$  相同. 由组合数学知识可知<sup>[9]</sup>, 不同的放法共有  $C_{b+k-2}^{k-1} = (b+k-2)! / (b-1)! (k-1)!$  种, 即  $|A| = C_{b+k-2}^{k-1}$ .

我们记线性函数的个数为  $B$ , 即  $B = |A| = C_{b+k-2}^{k-1}$ . 求解  $k$  约束问题时, 网络中的节点  $s$  首先在  $[0, 1]^k$  中构造  $B$  个均匀取值的能量系数  $a$ , 并根据相应的能量函数分别以  $s$  为树根计算最小能量树, 然后再沿着该树从  $s$  到每个节点  $t$  的最小能量路径集组合成 QoS 路由表. 这样, 路由表中最多保存  $B$  条从  $s$  到特定节点  $t$  的不同路径. 在 QoS 请求到达时, 只需要在路由表中查找同时满足  $k$  重约束的表项即可.

3.2 MEFPA 算法描述

我们所设计的基于线性能量函数的预计算算法 MEFPA 如图 3 所示, 其中  $G$  为具有  $K$  种度量的图,  $s$  为运行的 MEFPA 算法的节点,  $b$  为每种度量的均匀取值个数. 在  $s$  上运行 MEFPA 算法, 包括两个部分: (a) 采用递归的方式, 根据配置产生子空间  $[0, 1]^k$  中均匀分布的多个向量 (第 1、2、8 - 11 行); (b) 根据所产生的向量  $a$  计算路由表 (第 3 - 7 行). 这包括以下几个步骤: (i) 针对每个向量  $a$  和给定的拓扑图  $G$ , 计算每个链路的能量值  $g_a(e)$  (第 3 - 4 行); (ii) 以  $g_a$  为能量函数, 使用 Dijkstra 算法计算以  $s$  为源节点的最小能量树  $T(a)$  (第 5 行); (iii) 保存从  $s$  到每个节点的最小能量路径到 QoS 路由表 (第 6 - 7 行).

由于对线性能量函数  $g_a(e)$  的满足保序性, 因此节点  $s$  所计算出的最短路径树以及相应的路由表不会产生回路<sup>[10]</sup>. 这样, 如果采用源路由方式, 即便是各个节点的网络状态信息不一致, MEFPA 也能够在理论上避免路由回路问题. 然而, 如果采用分布式路由, 则需要网络中的每个节点维护一致的网络状态信息, 并且各个节点转发特定分组时, 使用同样的向量

```

MEFPA ( G, s, k, b)
(1) IF( k = K - 1)
(2)   a[ k ] = b - 1
      //we have got the coefficient a[ K]
(3) FOR EACH edge e IN G
(4)    $g_a(e) = \sum_{i=1}^k a_i v_i$ 
(5)   dijkstra( G, s)
(6) FOR EACH node t IN G
(7)   store  $p_a(s, t)$ 
(8) ELSE
(9)   FOR( i = 0; i < b; i++)
(10)    a[ k ] = i
(11) MEFPA( G, s, k+1, b - i)
    
```

图 3 线性能量函数预计算算法 MEFPA

a 所产生的路由表,从而避免路由回路。

设网络  $G$  的节点数为  $n = |V|$ , 边数  $m = |E|$ , QoS 度量的个数为  $k$ . 则步骤 (i) 的计算复杂度为  $O(m)$ ; 采用改进的 dijkstra 算法, 步骤 (ii) 的复杂度为  $O(n \log n + m)$ ; 步骤 (iii) 的复杂度为  $O(n)$ . 根据定理 6, 系数向量的个数为  $B = C_{b+k-2}^{k-1}$ , 则包括递归部分整个预计算算法的计算复杂度为  $O(C_{b+k-2}^{k-1} (m + n \log n + n))$ , 约为单一度量下原有 dijkstra 算法的  $C_{b+k-2}^{k-1}$  倍。

### 4 性能评价

我们基于  $N$  个节点的完全随机拓扑图<sup>[11]</sup>, 为每个链路产生了相互无关的在  $[1, 1000]$  区间内均匀分布的  $k$  种度量  $w_l(e) (l=1, 2, \dots, k)$ . 我们分别模拟了网络节点数  $N$  为 50、100 和 200 的情况, 并对每种情况产生了 10 个拓扑图, 在每个拓扑图上随机选取 100 个源-目的节点对(一个节点可能使用多次), 并保证源到目的节点的最小跳数不小于 2。

基于文[6]所述的随机 QoS 请求产生方法, 将 MEFPA 与同样基于 Dijkstra 算法的 H. MCOP<sup>[6]</sup>进行了性能比较. 对给定的源目的对  $(s, t)$ , 使用 Dijkstra 算法针对  $w_l$  计算最短路径  $P_l$ , 然后令  $s$  到  $t$  的 QoS 请求的约束条件  $c_{l+1} \sim \text{uniform}[0.8 * w_{l+1}(p_l), 1.2 * w_{l+1}(p_l)]$ . 多维度的路由成功率如表 1 所示。

表 1 基于随机模拟的算法性能评价(k 维)

SR( %)		k=2	k=3	k=4	k=5
N=50	b=3	91.8	79.7	64.4	55.7
	b=7	92.8	80.5	64.7	55.8
	H. MCOP	92.5	80.0	64.2	55.6
N=100	b=3	91.0	73.0	61.8	51.6
	b=7	92.2	73.7	62.7	52.3
	H. MCOP	91.9	73.5	62.0	50.8
N=200	b=3	88.2	73.4	59.4	47.8
	b=7	90.0	75.0	60.9	49.9
	H. MCOP	89.9	73.8	59.9	48.2

由于随着维数的增加, 这种约束产生方法导致大量 QoS 请求在理论上不具有可行路径, 因此两种算法的路由性能都

下降得很快. 但相比而言,  $b$  取一个很小的值(如  $k=5$  时取  $b=3$ ) MEFPA 算法就能够获得较高的性能。

由于通常的 QoSR 算法性能很大程度上依赖于 QoS 请求的约束条件, 在归一化链路度量的基础上, 对给定源目的对  $(s, t)$  的 QoS 请求, 使用权重比例仿真法产生约束条件. 首先令每个 QoS 业务对路径度量有一个关心系数  $a$ , 其归一化的表示代表  $a_l / (a_1 + \dots + a_k)$  该 QoS 业务对度量  $w_l$  的重视程度. 基于这种思想, 使用上面所述的线性能量函数  $g_a$  来构造 QoS 请求: 对每个给定的源目的对  $(s, t)$ , 令  $a_l \sim \text{uniform}(0, 1)$ , 使用 Dijkstra 算法计算出最小化  $g_a$  的路径  $p_a(s, t)$ , 然后令该路径所对应的度量  $w(p_a(s, t))$  为相应的 QoS 约束, 即  $c(s, t) = w(p_a(s, t))$ . 由于这样构造的 QoS 请求必然具有可行路径, 因此可以将“路由成功率”扩展到对算法绝对性能的评价中. 使用这些 QoS 请求来比较 H. MCOP 算法和 MEFPA 算法的性能, 如图 4 所示的实验数据表明, MEFPA 算法优于 H. MCOP 算法, 并且对网络规模不敏感, 具有很好的扩展性。

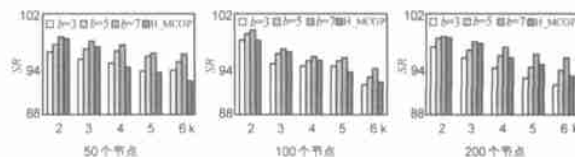


图 4 多重约束下算法性能评价

### 5 结论

本文通过对线性能量函数的理论分析, 提出了基于最小能量路径的预计算 QoSR 算法 MEFPA. 一个网络节点构造出  $B = C_{b+k-2}^{k-1}$  个均匀分布的能量函数, 并使用复杂度为  $O(B(m + n \log n + n))$  的 MEFPA 算法进行预计算, 所得到的 QoS 路由表的规模为传统路由表的  $B$  倍, 当 QoS 请求到达时只需要通过简单的查表即可完成 QoSR. 由于 MEFPA 算法复杂度小, 并采用了预计算方法, 因此该算法在 QoS 约束个数、网络规模和分组到达的高速率等方面都具有良好的可扩展性, 并能够适应当前的路由体系结构. 此外, MEFPA 算法还可以很容易的扩展来求解  $k$  约束优化花费的问题: 首先将花费看作第  $(k+1)$  种度量, 从而转化为  $(k+1)$  度量问题并产生具有  $(k+1)$  种度量的路由表; 在 QoS 请求  $c$  到达时, 算法则需要从路由表中查找同时满足  $k$  重约束的并且具有最小的第  $(k+1)$  种度量的(花费)的表项即可. 因此, 无论下一代网络采用什么体系结构来提供 QoS, 高可扩展性、高性能、易实现的预计算算法 MEFPA 都是一种值得考虑的路由算法。

### 参考文献:

[ 1 ] Xiao X, Ni L M. Internet QoS: a big picture [ J ]. IEEE Network, 1999, 13(2) : 8 - 18.

[ 2 ] 崔勇, 吴建平, 徐恪, 等. 互连网络服务质量路由算法研究综述 [ J ]. 软件学报, 2002, 13(11) : 2065 - 2076.

[ 3 ] Oliveira J C, Scoglio C, Akydiz I F, et al. A new preemption policy for diffserv-aware traffic engineering to minimize rerouting [ A ]. IEEE INFOCOM 02 [ C ]. New York: IEEE Communication Society, 2002. 695

- 704.
- [ 4 ] Wang J ,Nahrstedt K. Hop-by-hop routing algorithms for premium-class traffic in diffserv networks [ A ]. IEEE INFOCOM 02 [ C ]. New York : IEEE Communications Society ,2002. 704 - 714.
- [ 5 ] Wang Z,Crowcroft J. Quality-of-service routing for supporting multimedia applications [ J ]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications ,1996 ,14(7) :1228 - 1234.
- [ 6 ] Korkmaz T, Krunz M. Multi-constrained optimal path selection [ A ]. IEEE INFOCOM 01 [ C ]. Alaska :IEEE Computer and Communications Societies ,2001. 834 - 843.
- [ 7 ] Dijkstra E. A note on two problems in connection with graphs [ J ]. Numerische Mathematik ,1959 ,1 :269 - 271.
- [ 8 ] Kreyszig E. Introductory Functional Analysis with Applications [ M ]. New York :Wiley ,1978.
- [ 9 ] Brualdi R A. Introductory Combinatorics (Third edition) [ M ]. N. J : Prentice Hall ,1999.
- [ 10 ] Sobrinho J L. Algebra and algebra and algorithms for QoS path computation and hop-by-hop routing in the Internet [ A ]. IEEE INFOCOM 01 [ C ]. Alaska :IEEE Computer and Communications Societies ,2001. 727 - 735.
- [ 11 ] Zegura E W,Calvert K L ,Donahoo M J. A quantitative comparison of

graph-based models for Internet topology [ J ]. IEEE/ ACM Transactions on Networking ,1997 ,5(6) :770 - 783.

#### 作者简介:



**崔 勇 男**,1976 年 8 月生于新疆乌鲁木齐,博士研究生,1995 年保送到清华大学计算机系读本科,1999 年本科毕业后在该系直读博士学位,他的主要研究兴趣包括计算机网络体系结构,高速互联网路由体系结构,性能评价,协议仿真系统和测试,以及多目标优化的路由算法。



**徐 恪 男**,1974 年 12 月生于江苏洪泽,2001 年 6 月于清华大学计算机系获得工学博士学位,现任清华大学计算机系助理研究员,他的主要研究兴趣是高速网络、交换机和路由器体系结构、服务质量路由算法和拥塞控制算法,近年来已经在国内外主要学术刊物和学术会议上发表了 50 多篇科研论文,他是 IEEE 会员。