

一种基于概率的 QoS 单播路由算法*

陈萍⁺, 董天临, 石坚, 赵淼

(华中科技大学 电子与信息系, 湖北 武汉 430074)

A Probability-Based QoS Unicast Routing Algorithm

CHEN Ping⁺, DONG Tian-Lin, SHI Jian, ZHAO Miao

(Department of Electronic Engineering, Huazhong University of Science and Technology, Wuhan 430074, China)

+Corresponding author: E-mail: chenping1717@163.com

<http://www.hust.edu.cn>

Received 2001-11-29; Accepted 2002-02-26

Chen P, Dong TL, Shi J, Zhao M. A probability-based QoS unicast routing algorithm. *Journal of Software*, 2003,14(3):582~587.

Abstract: The imprecision of network state has to be considered in the QoS routing because of non-negligible propagation delay of state messages, periodic updates due to overhead concern, and hierarchical state aggregation. A probability-based QoS routing algorithm is presented in the paper. The premise-controlled sub-optimal algorithm can find delay-bandwidth constrained least cost route when only imprecise information available. Experimental results demonstrate that the algorithm can shield the imprecision of network state and tolerate the insensitivity of the triggering methods with good routing performance.

Key words: imprecise state; probability; network; QoS routing

摘要: 实际的动态网络环境迫切要求在 QoS 路由算法设计中充分考虑网络节点所获网络状态的不精确性。建立了基于非精确状态的网络模型,并提出了一种基于概率的 QoS 路由算法。该算法通过一种精度可控的次优化方法,解决了基于非精确状态延时带宽限制代价最小的 QoS 路由问题。仿真实验表明,该算法能有效地屏蔽网络状态的非精确性,忍受较大的网络更新触发门限值,并保持较好的路由性能。

关键词: 非精确状态;概率;网络;QoS 路由

中图法分类号: TP393 **文献标识码:** A

QoS 路由是网络管理者提高服务质量的重要手段之一。在大型集成网络中,如何寻找 QoS 路由一直是业界研究的热点。近年来,大多数已发表的路由算法都假设网络中的每个节点能够通过距离矢量协议或者链路状态协议获得并保持网络全局的精确状态,然而在实际的动态网络环境中,节点所能获得的网络全局状态并不是精确的。造成所获状态不精确的原因^[1]主要有:① 局部网络状态的改变广播到其他节点需花费不可忽略的传播延时;② 网络状态信息不可能频繁更新,否则会花费过多的网络资源;③ 分层路由方案的使用增加了网络状态非精确的程度;④ 无线网的资源缺乏,无线信道不可靠,易受位置、时间变化的影响,这更增加了网络状态信息不

* Supported by the Natural Science Foundation of Hubei Province of China under Grant No.2001ABB023 (湖北省自然科学基金)

第一作者简介: 陈萍(1973—),女,湖北武汉人,博士生,主要研究领域为 QoS 路由算法的设计与仿真,毫米波无线接入。

精确的程度.

如何表达和捕捉网络状态的不精确性,确定一条给定路径满足 QoS 要求的概率,并最终找到一条具有最大概率满足 QoS 条件的路由是当前实际网络进行 QoS 路由选择时所面临的关键问题.近年来的研究表明,对于不同 QoS 参数的网络状态的非精确性,在路由选择时所应采取的相应策略是不同的.在文献[2]中,作者指出,若节点获得的链路的带宽、延时的状态信息是非精确的,而所需的 QoS 参数仅包含带宽指标,则这类问题的处理较简单.若将端到端的延时限制条件作为 QoS 参数,则路由选择变得相当困难,可以证明此类问题具有 NP 难度.已有的文献针对第 2 类问题提出了不同的解决方案.在文献[2,3]中将端到端的延时限制分段成链路的当地延时限制,将求解一条以最大概率满足延时限制的路径问题转化为求解总延时限制的最佳分段问题,以使路径上各条链路满足当地延时限制的乘积最大.然而,这种转换是非等价的,且这种转换的实际意义也有待商榷.在文献[3]中,作者假设路径上的每条链路的延时都非常小,且路径延时的变化范围非常小.每条链路的延时在比率窗(proportional window)或固定窗(constant window)内服从均匀分布.在比率窗的情况下,仅推出了一条给定路径满足延时限制的概率,并未找到能够以最大可能性满足延时限制条件的那条路径.在固定窗的情况下,找到了一种发现以最大概率满足 QoS 要求路径的方法.显然,作者的假设条件是非常苛刻的,因此不论是固定窗还是比率窗,它们的适用范围都非常有限.

本文同时考虑了链路带宽和延时的限制条件,提出了一种基于网络非精确状态的 QoS 路由算法 PC_ISI(premise-controlled, inaccurate state information).这种精度可控的次优化方法能有效地突破以往算法的局限性,找到满足带宽和延时限制条件且代价最小的路由.与以往已有算法相比,它具有以下特点:

① PC_ISI 算法对链路状态的分布函数的参数无特殊限制.而已有算法常对链路延时的变化范围有苛刻要求,根本不适应实际网络环境.

② 巧妙地利用了分布函数的特性,推出了给定路径满足延时要求概率的简洁公式.

③ 提出了一种寻找以最大概率满足 QoS 要求路径的次优化方法,在找到这条路径的同时也找到了概率按递减顺序排列的路径集合,有利于我们解决复合 QoS 路由选择问题.

④ PC_ISI 算法的精度是可控的,控制变量是③中路径集合的大小 K (也就是路径集合中路径的数目), K 越大,则目标解是最优解的概率越大.

仿真实验表明,这种算法与未考虑网络信息的非精确性的算法相比,能忍受较大的触发门限或较长的网络更新周期,路由选择的成功率相当稳定,适应动态变化的实际网络环境.

1 非精确状态网络模型及求解目标

考虑任意给定的网络 $G(V, E)$,其中 V 为网络中所有交换节点的集合, E 为任意两相邻节点 a, b 间通信链路 (a, b) 的集合.对于 $\forall (a, b) \in E$,链路 (a, b) 的状态包括:

① $D(a, b)$ 表示链路 (a, b) 的延时,包括传输延时、排队延时和协议处理延时等;

② $B(a, b)$ 表示链路 (a, b) 的剩余可用带宽;

③ $C(a, b)$ 表示 (a, b) 的代价,用于描述链路的利用率或费用等;

④ $\Delta B(a, b)$ 表示链路 (a, b) 在相邻两次网络状态更新变化时间内,链路 (a, b) 可用带宽的最大变化量;

⑤ $\Delta D(a, b)$ 表示链路 (a, b) 在相邻两次网络状态更新变化时间内,链路 (a, b) 延时的最大变化量.

假设对于 $\forall u \in V$,节点 u 能通过距离矢量协议或链路状态协议获得以上的网络最新全局状态信息.对于 $\forall (a, b) \in E$,用 $D_{\text{new}}(a, b), D_{\text{old}}(a, b)$ 分别表示网络更新前后链路 (a, b) 的延时, $\Delta D_{\text{old}}(a, b)$ 表示在上次更新时刻到本次更新时刻,链路 (a, b) 延时的最大改变量.同样,用 $B_{\text{new}}(a, b), B_{\text{old}}(a, b)$ 表示网络更新前后链路 (a, b) 的带宽, $\Delta B_{\text{old}}(a, b)$ 表示在上次更新时刻到本次更新时刻,链路 (a, b) 带宽的最大改变量.我们可以构造以下非精确状态网络模型:

将网络表示为无向赋权图 $G(V, E)$,其中 V 为网络中所有交换节点的集合, E 为任意两相邻节点 a, b 间通信链路 (a, b) 的集合.对于 $\forall u \in V$,节点 u 保留以下网络全局状态信息:① 网络的最新拓扑信息;② 对于 $\forall (a, b) \in E$,链路 (a, b) 的状态信息,包括 $D_{\text{old}}(a, b), D_{\text{new}}(a, b), B_{\text{old}}(a, b), B_{\text{new}}(a, b), C(a, b), \Delta B_{\text{old}}(a, b)$ 和 $\Delta D_{\text{old}}(a, b)$.

根据以上建立的非精确状态网络模型和 QoS 要求,我们可将求解问题描述为:给定 $G(V, E)$,信源 s , 信宿 v , 寻

找信源 s 到信宿 v 的路径 $P(s,v)$, 路径 $P(s,v)$ 必须满足以下条件:

$$PR\left(\sum_{(a,b)\in P(s,v)} D(a,b) \leq D_{\max}\right) \geq f_D, \quad (1)$$

$$PR(\text{Width}(P(s,v)) \geq W_{\min}) \geq f_B, \quad (2)$$

$$\sum_{(a,b)\in P(s,v)} C(a,b) \rightarrow \min, \quad (3)$$

其中, $PR(A)$ 表示事件 A 发生的概率, f_D 表示给定路径满足延时限制条件的最低允许概率, f_B 表示给定路径满足带宽限制条件的最低允许概率, D_{\max} 为实时业务所要求的延时的上限值, $\text{Width}(P(s,v))$ 为路径 $P(s,v)$ 瓶颈带宽, W_{\min} 为应用所需的最小带宽.

2 PC_ISI 算法

在这一部分, 将以上一节建立的非精确状态网络模型为基础, 提出一种精度可控的次优化方法 PC_ISI, 它属于一种源路由算法. 假设在路由选择之前, 源节点已经知道目的节点的 QoS 路由请求. 基于非精确状态信息的 QoS 路由算法需要完成以下 3 个任务:

- ① 表达和捕捉网络状态信息的非精确程度;
- ② 计算给定路径满足 QoS 要求的概率;
- ③ 寻找满足 QoS 要求的概率为最大的路由路径.

2.1 捕捉网络状态信息的不精确性

从以上给出的非精确状态网络模型可知, 对于 $\forall (a,b) \in E$, $\Delta B_{\text{old}}(a,b)$ 描述了链路 (a,b) 在上次网络更新到本次网络更新时段内可用带宽的最大变化量. 为了捕捉网络状态的动态变化, 对于 $\forall (a,b) \in E$, 用 $\Delta B_{\text{new}}(a,b)$ 表示 (a,b) 的可用带宽在下次更新前网络状态的最大变化量, 这个量我们并不知道, 但可以估算. 这里沿用文献[1]中的估算方法, $\Delta B_{\text{new}}(a,b)$ 可以表示成 $B_{\text{new}}(a,b)$, $B_{\text{old}}(a,b)$ 和 $\Delta B_{\text{old}}(a,b)$ 的函数. $\Delta B_{\text{new}}(a,b) = \alpha \Delta B_{\text{old}}(a,b) + (1-\alpha) |B_{\text{new}}(a,b) - B_{\text{old}}(a,b)|$. 式中, 因子 α 的值由历史信息 $(\Delta B_{\text{old}}(a,b))$ 被遗忘的速率以及 $\Delta B_{\text{new}}(a,b)$ 聚集到 $|B_{\text{new}}(a,b) - B_{\text{old}}(a,b)|$ 的速率决定. 我们可以用同样的方法估算 $\Delta D_{\text{new}}(a,b)$.

若链路 (a,b) 的实际可用带宽用 $B(a,b)$ 表示, 实际延时用 $D(a,b)$ 表示, $B(a,b)$ 在本次更新到下次更新之间的取值应在 $B_{\text{new}}(a,b) - \Delta B_{\text{new}}(a,b)$ 和 $B_{\text{new}}(a,b) + \Delta B_{\text{new}}(a,b)$ 之间, $D(a,b)$ 在本次更新到下次更新之间的取值应在 $D_{\text{new}}(a,b) - \Delta D_{\text{new}}(a,b)$ 和 $D_{\text{new}}(a,b) + \Delta D_{\text{new}}(a,b)$ 之间.

2.2 计算给定路径满足 QoS 的概率

计算给定路由满足 QoS 的概率是解决基于非精确状态信息 QoS 问题的一个重要步骤. 研究表明, 对于不同 QoS 参数的非精确性, 计算方法也是不同的. 下面我们分别讨论当链路可用带宽信息是非精确的条件下, 给定路径满足带宽要求的概率以及当链路延时信息是非精确的条件下, 给定路径满足延时要求的概率.

2.2.1 当链路可用带宽信息是非精确的条件下, 给定路径满足带宽要求的概率

假设 $B(a,b)$ 是一个在 $[B_{\text{new}}(a,b) - \Delta B_{\text{new}}(a,b), B_{\text{new}}(a,b) + \Delta B_{\text{new}}(a,b)]$ 中均匀分布的随机变量, 不难推出, 对于路径 $P(s,v)$ 满足带宽要求的概率:

$$PR(\text{Width}(P(s,v)) \geq W_{\min}) = \prod_{(a,b)\in P(s,v)} \min\left(\frac{B_{\text{new}}(a,b) + \Delta B_{\text{new}}(a,b) - W_{\min}}{2 \cdot \Delta B_{\text{new}}(a,b)}, 1\right).$$

显然, 若 $\exists (a,b) \in P(s,v)$, 使得 $W_{\min} > B_{\text{new}}(a,b) + \Delta B_{\text{new}}(a,b)$, 则 $PR(\text{Width}(P(s,v)) \geq W_{\min}) = 0$.

2.2.2 链路延时信息是非精确的条件下, 给定路径满足带宽要求的概率

文献[2]已证明基于非精确状态信息的延时需求路由选择是一个具有 NP 难度的问题, 并且分情况进行讨论, 提出了一些解决方案, 但这些解决方法假设条件太苛刻, 在实际环境中无法满足. 本文提出的方案对链路延时及链路延时的变化范围无苛刻要求, 可适应实际的网络环境.

令 $D = \sum_{\substack{i=1 \\ (a,b) \in P(s,v)}}^n D_i(a,b)$ 为路径 $P(s,v)$ 的总延时, n 为路径 $P(s,v)$ 上的链路总数, 对于 $P(s,v)$ 的第 i 段链路 (a,b) , 它的

实际延时 $D_i(a,b)$ 是一个随机变量, 假设它在相邻两次网络更新之间服从 (μ_i, σ_i^2) 的正态分布, 其中 $1 \leq i \leq n$, 它在上次网络更新时的延时值记为 $D_{i,old}(a,b)$, 在本次网络更新时的延时值记为 $D_{i,new}(a,b)$, 用 $\Delta D_{i,old}(a,b)$ 表示在上次更新时刻到本次更新时刻, 链路 (a,b) 延时的最大改变量, $\Delta D_{i,new}(a,b)$ 表示在本次更新时刻到下次更新时刻, 链路 (a,b) 延时的最大改变量. 其中, $D_{i,old}(a,b), D_{i,new}(a,b), \Delta D_{i,old}(a,b)$ 均为已知量, 而 $\Delta D_{i,new}(a,b)$ 可通过第 2.1 节的方法计算出来. μ_i, σ_i^2 参数确定如下: $\mu_i = D_{i,new}(a,b)$; 根据“3 σ ”原则, 若通过已知条件计算出 $\Delta D_{i,new}(a,b)$, 则 $\sigma_i^2 = |\Delta D_{i,new}(a,b)|^2$. 根据正态分布的随机变量的性质, D 仍然服从 (μ, σ^2) 的正态分布. 其中, $\mu = \sum_{i=1}^n \mu_i, \sigma = \sum_{i=1}^n \sigma_i^2$. 路径 $P(s,v)$

的总延时 D 满足延时要求的概率 $PR(D \leq D_{max})$ 为

$$PR(D \leq D_{max}) = \begin{cases} 1, & \mu + 3 \cdot \sigma < D_{max} \\ 0, & \mu - 3 \cdot \sigma > D_{max} \\ \int_{\mu - 3\sigma}^{D_{max}} \frac{1}{\sqrt{2\pi}} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} dx, & \mu - 3 \cdot \sigma \leq D_{max} \leq \mu + 3 \cdot \sigma \end{cases}$$

2.3 寻找满足 QoS 要求的路由

设定延时最低允许概率为 f_D , 带宽最低允许概率为 f_B , 由源节点 s 到目的节点 v 的任一条路径记为 $P(s,v), D_P, B_P, C_P$ 分别为路径 $P(s,v)$ 的延时、带宽及代价. 令 $A = \{P(s,v) | PR(D_P \leq D_{max}) \geq f_D\}, B = \{P(s,v) | PR(B_P \geq W_{min}) \geq f_B\}, H = A \cap B$. 若 $\exists P_T(s,v) \in H$, 使得 $\forall P(s,v) \in H$, 都有 $C_P \leq C_{P_T}$, 则 $P_T(s,v)$ 即为所求路径.

由于 QoS 要求同时包括了延时指标和带宽指标, 且要对路径的代价进行优化, 因此我们按照顺序筛选法的思路, 首先寻找一个路径集合 A , 集合中每条路径满足延时条件的概率不小于设定的延时最低允许概率 f_D , 然后逐一判断每条路径满足带宽条件的概率是否大于设定的带宽最低允许概率为 f_B , 去除不合格的路径, 得到路径集合 H . 在 H 中选择代价最小的那条路径, 该路径就是满足 QoS 要求的路径.

定义. 给定网络 $G(V,E)$, 其中 V 为网络中所有交换节点的集合, E 为网络中所有链路的集合. 假设链路时延是服从正态分布的随机变量, 已知延时约束为 D_{max} , 信源 $s \in V$, 对于 $\forall y \in V - \{s\}$ 来说, 定义路径 $P(s,y)$ 上的距离 $Dis(P(s,y))$ 为

$$Dis(P(s,y)) = \begin{cases} -\infty, & \mu + 3\sigma < D_{max} \\ -\frac{D_{max} - \mu}{\sigma}, & \mu - 3\sigma \leq D_{max} \leq \mu + 3\sigma, \\ +\infty, & D_{max} < \mu - 3\sigma \end{cases}$$

其中 $\mu = \sum_{e \in P(s,y)} \mu_e, \sigma^2 = \sum_{e \in P(s,y)} \sigma_e^2, \sigma \neq 0$.

可以证明, 若 $Dis(P_1(s,v)) \leq Dis(P_2(s,v))$, 则必有 $PR(D_1 \leq D_{max}) \geq PR(D_2 \leq D_{max})$. 这里, D_1, D_2 分别表示路径 $P_1(s,v), P_2(s,v)$ 的时延. 当路径 $P(s,v)$ 上的距离取得最小值时, 该路径满足延时约束条件的概率最大.

我们知道, 若两点间路径的距离符合单调可加性, 则可采用经典的 Dijkstra 算法求得两点之间的最短路径. 然而我们的研究问题显然不符合这个前提. 这里我们提出一种次优化寻找方法, 这种算法以 Dijkstra 算法为基础, 与之不同的是, 在每一点除了记录从源点到自身的最短路径以外, 还记录了第 2 短路径, 第 3 短路径, ..., 直到第 K 短路径, 这个 K 值可用来调整目标解的精度, K 值越大, 则 PC_ISI 算法得出的两点间最短路径是最优解的概率越大.

PC_ISI 算法可描述如下:

PC_ISI(G, s, v, f_D, f_B)

(1) for 每一个节点 $a \in V$ do

for $i=1$ to K do

$a.d[i] = \infty, a.pre[i] = nil, a.path_index[i] = -1, a.type = tentative$

/*初始化, 其中 $a.d[i]$ 为节点 a 到目的节点 v 的第 i 短路径的距离, $a.pre[i]$ 为节点 a 到目的节点 v 的第 i 短路径上 a 的前驱节点, $a.path_index[i]$ 指明了 $a.pre[i]$ 的路径序号, $a.type$ 为 a 的标记类型*/

- (2) $v.d[1] = -\infty$ /*初始化目的节点*/
 (3) $\min = \infty, temp1 \leftarrow v$ /*temp1 为节点指针*/
 while($temp1 \neq s$)
 for 每一个节点 $temp2 \in V$ and $temp2.type = tentative$ do
 分别计算从目的节点 v 到 $temp1$,再由 $temp1$ 到 $temp2$ 的 K 条路径的距离
 将新计算得到的到 $temp2$ 的 K 条路径与 $temp2$ 中原来记录的 K 条路径共 $2 \times K$ 条路径对距离进行排序,记录距离最小的 K 条路径
 $temp3 \leftarrow temp1$
 for 每一个节点 $temp2 \in V$ and $temp2.type = tentative$ do
 if $temp2.d[i] \leq \min$ then
 $\min = temp2.d[i], temp1 \leftarrow temp2$
 $temp1.type = permanent$
 if $temp1 = temp3$ then break
 (4) 得到从源节点 s 到目的节点 v 的 K 条延时按递增顺序排列的路径。
 (5) 在这 K 条路径中选择延时和带宽都满足要求,且代价最小的那条路径。

2.4 PC_ISI算法计算复杂度分析

PC_ISI 算法计算复杂度由上述第 3 步决定,其中 while 中所包含的最大循环次数为 $|V|$,for 循环包含的最大循环次数为 $|V|-1$,在每一次 for 循环中,计算从目的节点 v 到 $temp1$,再由 $temp1$ 到 $temp2$ 的 K 条路径的距离,需要进行 K 次计算,然后对 $2 \times K$ 条路径进行排序,采取直接插入排序,排序的计算复杂度为 $O(K^2)$,因此 PC_ISI 算法的计算复杂度为 $O(|V|^2 K^2)$ 。

3 仿真实验

仿真实验重点研究网络状态非精确性对路由成功率的影响以及 PC_ISI 算法对代价的优化程度。由于 SP 算法采用最短路径算法寻找路由,当已知网络精确的全局状态时,该算法具有与扩散法一样高的成功率,因此我们选择 SP 算法与 PC_ISI 算法进行对比实验。由于是延时带宽限制代价最优问题,因此在执行 SP 算法之前,首先执行链路精简,即去除可用带宽小于最小带宽要求的链路。在某时刻 t ,SP 算法与 PC_ISI 算法都以本次网络更新所获的链路状态信息为基础,进行路由选择,然后将两种算法得到的路由路径在 t 时刻实际的网络精确状态下进行检验,若符合延时条件,则认为此次算法路由选择成功。算法的成功率是经过大量实验得到的统计值。成功率 = 成功的路由请求次数 / 总路由请求次数。

在本实验中,采用基于门限的触发机制实现网络状态更新。例如,对于给定节点, $B_{new}(a,b)$ 为链路 (a,b) 最近获知的可用带宽, $B(a,b)$ 为该链路实际可用带宽,若 $|B_{new}(a,b) - B(a,b)| / B_{new}(a,b) > th$,则触发网络更新。这里, th 为给定的门限值。

实验采用的仿真平台^[4]由随机网络拓扑生成器产生有线网络的实验网络拓扑。网络总节点数为 50,节点平均度为 4,连接的延时约束条件 D_{max} 在 $[30,160]$ ms 中均匀分布, $D_{new}(a,b)$ 在 $[5,50]$ ms 中取随机值, $B_{new}(a,b)$ 在 $[30,45]$ Mbps 中取随机值,假设在两次相邻网络更新之间, $D(a,b)$ 服从正态分布, $B(a,b)$ 服从均匀分布。由于使用了门限触发机制,我们可以确定 $D(a,b)$ 服从均值为 $D_{new}(a,b)$, 方差为 $|\psi * \Delta D_{new}(a,b) / 3|^2$ 的正态分布,又根据“ 3σ ”原则, $D(a,b)$ 的变化范围是 $[D_{new}(a,b)(1-\psi), D_{new}(a,b)(1+\psi)]$; 可以确定 $B(a,b)$ 在 $[B_{new}(a,b)(1-\psi), B_{new}(a,b)(1+\psi)]$ 中均匀分布,其中, $0 < \psi \leq th$ 。链路的代价在 $[2,100]$ 中均匀分布。

仿真实验表明,当 K 在 2~5 之间取值时,算法可取得较好的路由性能和较低的时间复杂度。图 1 比较了两个算法在 $f_D = 0.6, K = 5$ 时,不同 QoS 限制条件下路由选择成功率随 th 增加而发生变化的情况。从图 1 中可以看出:
 ① 若门限值小于 10%,SP 算法和 PC_ISI 算法的成功率比较接近,随着门限值的逐渐增大(网络更新越来越不频繁),用于网络状态更新的协议负载降低,但导致 SP 算法的成功率急剧减小,而 PC_ISI 算法的成功率变化不大,仍可维持较高的水平。
 ② 若要维持一定的成功率,SP 算法要求的触发门限比 PC_ISI 算法的触发门限要苛刻得多,即要求网络更频繁地更新。
 ③ 随着 QoS 限制条件的放宽,两种算法的成功率都有所提高。图 1 说明,PC_ISI 算

法能有效屏蔽网络状态的非精确性,忍受较大的触发门限或较长的网络更新周期,较好地适应动态变化的实际网络环境.实验还发现,PC_ISI 算法的成功率受到 f_D 和 f_B 的影响,当 f_D 或 f_B 设置较高时,PC_ISI 算法的成功率下降,这是因为算法将一部分有可能满足延时要求的路径排除在外.

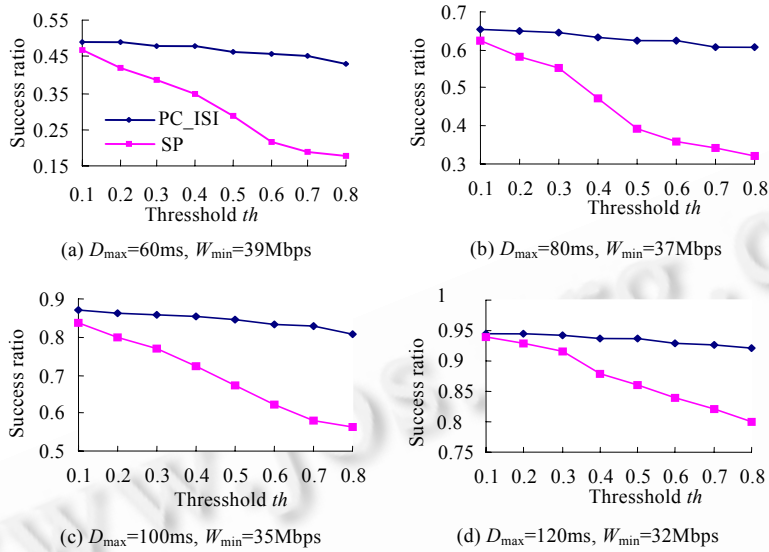


Fig.1 Comparison of routing success ratio of SP and PC_ISI ($f_D=0.6, f_B=0.6, K=5$)

图 1 PC_ISI 算法与 SP 算法路由成功率对比($f_D=0.6, f_B=0.6, K=5$)

另外,实验还研究了 PC_ISI 算法对代价的优化程度,定义 PC_ISI 算法的代价优化率 $cost_ratio=PC_ISI$ 算法成功输出路径的代价/SP 算法成功输出路径的代价.实验获得的 $cost_ratio$ 在 80%~99%之间, $cost_ratio$ 受到 $f_D, f_B, K, D_{max}, W_{min}, th$ 等多个参数的影响.

4 总 结

传统的 QoS 路由算法在进行路由选择时都假设节点所获得的网络全局状态是精确的,然而在实际的动态网络环境中,节点所能获得的网络全局状态并不是精确的.因此,研究基于非精确网络状态信息的 QoS 路由算法是非常必要和迫切的.本文建立了基于非精确状态信息的网络模型,并提出了一种基于概率的非精确状态 QoS 路由算法 PC_ISI.该算法通过一种可控精度的次优化方法,解决了在仅获得网络非精确状态信息的前提下,寻找满足端到端延时、带宽限制条件且代价最小的路由问题.仿真实验表明,PC_ISI 算法能有效地屏蔽网络状态的非精确性,忍受较大的触发门限或较长的网络更新周期,保持较高的路由成功率,非常适应动态变化的实际网络环境.

References:

- [1] Chen SG. Routing support for providing guaranteed end-to-end quality-of-service [Ph.D. Thesis]. Engineering College of Computer Science, University of Illinois at Urbana-Champaign, 1999.
- [2] Guerin RA, Orda A. QoS routing in networks with inaccurate information: theory and algorithms. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1999,6(6):350~364.
- [3] Lorenz DH, Orda A. QoS routing in networks with uncertain parameters. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1998,6(12):768~778.
- [4] Shi J. QoS routing in wireless networks [Ph.D. Thesis]. Wuhan: Huazhong University of Science and Technology, 2001 (in Chinese with English Abstract).

附中文参考文献:

- [4] 石坚.无线网络 QoS 路由技术的研究[博士学位论文].武汉:华中科技大学,2001.