

# 有限自治域网络节点状态独立性研究\*

王春芳<sup>1,2+</sup>, 王毓晗<sup>1,2</sup>, 马正新<sup>1,2</sup>, 刘序明<sup>1,2</sup>

<sup>1</sup>(微波与数字通信国家重点实验室,北京 100084)

<sup>2</sup>(清华大学 电子工程系,北京 100084)

## Research on Node-State Independence in Autonomous Systems with Limited Node Number

WANG Chun-Fang<sup>1,2+</sup>, WANG Yu-Han<sup>1,2</sup>, MA Zheng-Xin<sup>1,2</sup>, LIU Xu-Ming<sup>1,2</sup>

<sup>1</sup>(State Key Laboratory on Microwave and Digital Communications, Beijing 100084, China)

<sup>2</sup>(Department of Electronic Engineering, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-10-62782690, E-mail: wangcf@sat.mdc.tsinghua.edu.cn, <http://www.tsinghua.edu.cn>

Received 2004-02-25; Accepted 2004-07-27

**Wang CF, Wang YH, Ma ZX, Liu XM. Research on node-state independence in autonomous systems with limited node number. *Journal of Software*, 2005,16(9):1668–1677. DOI: 10.1360/jos161668**

**Abstract:** QoS routing based on node-delay information is an active research area these years. When delay is used as node state, it is often assumed that the state between each node is independent. Node-State independence assumption can provide a more tractable solution to delay constrained routing, especially when state information is Probability Density Function (PDF) of delay at each node. In this paper, the effectiveness of node-state independence assumption in Autonomous Systems with limited node number is investigated, and the conclusion is verified through vast simulation, whereas 60 link-delay PDFs and 15 path-delay PDFs in the network are observed. The 15 path-delay PDFs are also calculated by convolving the PDFs of contributing link-delays based on independence assumption. The statistical distance between the two sets of path-delay PDFs is measured by calculating divergence and comparing their delay expectation, variation and loss probability. Simulation and analysis results indicate that for Autonomous Systems with limited node number, node-state independence assumption is reasonable and path metrics calculated based on this assumption approximates well the original values and can be used in QoS routing.

**Key words:** node-state; node-delay; probability density function; independence assumption; divergence

**摘要:** 以节点延时为状态研究路由问题是网络路由研究的一个方向,这类问题的研究过程经常假设节点状态是独立的.这一假设为以延时为约束条件的路由问题,特别是以节点延时的概率密度函数为状态信息的 QoS

\* Supported by the National High-Tech Research and Development Plan of China under Grant No.2001AA121062 (国家高技术研究发展计划(863))

作者简介: 王春芳(1969 - ),女,山东荐平人,硕士生,主要研究领域为网络通信,接入网 QoS 保证;王毓晗(1977 - ),男,硕士生,主要研究领域为通信系统,网络理论,网络技术;马正新(1969 - ),男,副研究员,主要研究领域为卫星通信,网络通信;刘序明(1944 - ),男,研究员,主要研究领域为数字通信.

路由问题提供了一种较为实际的处理手段.探讨了在节点个数有限的自治域网络(简称有限自治域网络)中,各节点状态具有独立性这一假设的合理性,并通过网络仿真对其合理性进行了验证.在仿真过程中,实际测量了网络中 60 条链路延时和 15 条路径延时的概率密度函数.然后,基于独立性假设,用相应链路延时概率密度函数的卷积计算这 15 条路径延时的概率密度函数.最后,通过方向散度的计算以及均值、方差和丢包率的比较,验证了上述两组路径延时概率密度函数之间的相似性.仿真和分析结果表明,在有限自治域网络中,节点状态独立的假设是合理的,基于这一假设计算得到的路径参数与实际情况十分接近,可以作为路由选择的依据.

关键词: 节点状态;节点延时;概率密度函数;独立性假设;方向散度

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

随着网络规模的扩大和网络技术的发展,用户对网络业务传输的要求由纯数据业务传输逐渐转变成对数据、语音、图像、视频等多媒体综合业务的传输.这些综合业务,特别是交互式实时多媒体业务对网络提出了更高、更广泛的服务质量(quality of service)要求,以下简称 QoS 要求.如何在传输中保证用户的 QoS 要求,成为网络研究的热点<sup>[1,2]</sup>.QoS 路由作为业务端到端传输过程的重要组成部分,成为提供 QoS 保证的一项关键技术.

QoS 路由的目标是根据网络资源的使用情况,为到达的业务选择满足其服务质量要求的传输路径,并保证网络资源的有效利用.网络资源的使用情况是通过节点状态来表达的.目前大多数 QoS 路由机制都是基于节点状态的路由机制<sup>[3]</sup>.节点状态的选择在很大程度上决定了网络能支持什么样的 QoS 要求和路径计算的复杂度.常用的节点状态包括路由节点的可用带宽、延时和延时抖动等.

考虑到绝大部分 QoS 业务,特别是实时多媒体业务(例如 IP 电话、电视会议),它们的 QoS 要求直接表现为对端到端延时的要求,本文选择节点延时作为网络节点的状态,通过对网络中各节点延时的统计,研究节点状态的独立性问题.节点延时是指数据包从到达离开路由节点所经历的延时.它包括节点对数据包的处理延时、数据包在输出链路缓冲区的排队延时、物理链路的传输延时等.本文忽略处理延时和传输延时,节点延时近似等于数据包在路由器输出链路缓冲区的排队延时,以下简称链路延时.因此本文中节点延时和链路延时含义相同.

由于网络中各节点业务的到达和离去都是随机的,导致节点状态是一个随机变化的量.因此,用概率统计特征(如延时的概率密度函数)描述节点状态最为合理.但是,这给 QoS 路由的求解带来一定困难.Guerin 和 Orda 在文献[4]中指出,通过路径上各节点状态的概率值求解路径状态的概率值比较困难,尤其对加性度量参数,如延时,是 NP-hard 问题.假设节点状态独立可以简化路径延时的求解,为基于延时统计的路由算法研究带来很大方便.

目前许多针对网络中路径延时特性的研究都基于各节点延时独立的假设.Lorenz 在文献[5]中探讨了将延时界的最优分割(optimal partition,简称 OP)和最大成功概率选路(most probable path,简称 MP)结合,实现 QoS 路由的问题(MP-OP 问题).他基于这一假设,在链路延时为某些特殊分布(例如均匀分布和负指数分布)时给出了近似最优的端到端延时的分解方案,通过各节点的调度和资源预留机制,保证所选路径端到端延时的成功概率(业务包的延时小于延时界的概率)大于一定的门限.Kataria 在文献[6]中用马尔可夫不等式(Markov inequality)改进了 ATM 网中端到端信元延时方差估计方法.Duffield 和 Presti 在文献[7,8]中分别通过广播探测包得到的路径延时的方差和分布,推导网络内部各链路延时的方差和分布.他们都基于网络中各节点延时独立的假设.

节点状态独立的假设在 QoS 路由问题的研究中经常使用.但是,根据我们已有的文献,在自治域网络中还没有人对这一假设的合理性进行研究.Vleeschauwer 和 Nam 分别在文献[9,10]中通过仿真验证了 ATM 网络中两条级连链路的延时是近似独立的,可以用它们的延时概率密度函数的卷积估算路径延时的概率密度函数.他们的仿真平台基于 ATM 协议,由 3 个节点、两条链路构成,路径跳数为 2 跳.在这种平台上进行路径仿真是可以的,但作为网络仿真,还远远不够.为了较好地验证自治域网络中各节点状态的独立性问题,本文采用比较有代表性的 MCI 网络拓扑,构建仿真平台.它有 18 个节点和 60 条链路,路径跳数也更多样化,能够较好地模拟有限自治域网络的运行情况.本文为了便于计算机处理,在仿真中采用 PMF(probability mass function)的形式计算链路和路径延时的概率密度函数.在本文中,PDF 与 PMF 含义相同.

本文第 1 节详细介绍以节点延时为状态,研究节点状态独立性假设的意义.第 2 节详细介绍仿真环境和节点状态的统计方法.第 3 节是仿真结果和分析.第 4 节是本文的结论和对后续工作的展望.

## 1 节点状态独立性研究

### 1.1 节点状态信息的选择

本文采用延时的概率密度函数作为节点状态信息,其原因如下:

#### 1. 延时是重要的度量参数.

绝大部分 QoS 业务,特别是实时多媒体业务(例如 IP 电话、电视会议)的 QoS 要求都直接表现为对端到端延时的要求.可用带宽也是很重要的状态信息,但在非面向连接的分组网络中(如因特网),很难将端到端延时要求映射为对各节点的带宽要求.虽然采用一定的调度机制可以使业务对延时和带宽的要求呈现相关性,从而用预留带宽和路径跳数估计端到端延时和丢包率的界<sup>[11]</sup>,但这个估计有时过于宽泛,而且要实现带宽预留,又必然在网络中引入面向连接的协议,如 RSVP<sup>[12]</sup>,这大大提高了网络的复杂度.

#### 2. 业务在网络中各节点的延时是随机变量,用概率密度函数描述最为合理.

由于网络中各节点业务的到达和离去都是随机的,导致节点延时是一个随机变化的量.对于随机变量,人们最关心的是它的统计特性,概率密度函数是对随机变量的统计特性的最全面的反映.用状态的瞬时值或单个统计值,如均值,进行描述都是不准确的.不准确的状态信息会导致路由选择失败和网络性能下降<sup>[13,14]</sup>.因此,我们采用节点延时的概率密度函数作为状态信息.如果通过一定的运算,所有的路径参数都可以表示为这一状态信息的函数,那么将为多约束 QoS 路由提供极大的方便.详见第 1.2 节.

#### 3. 以概率密度函数作为状态信息有利于实现统计 QoS 保证,提高网络利用率.

Guerin 在文献[4]中提出将网络的状态看作随机变量,用它的概率密度函数作为状态信息,统计地保证为业务提供的服务质量.统计保证就是从统计意义上保证业务对服务质量的要求.例如,保证某业务超过端到端延时要求的数据包在比例上小于 5%,也就是业务包超过端到端延时要求的概率小于一定的界限.与之相对应的是确定性保证,即为业务提供确定的服务质量参数<sup>[15]</sup>.例如,确定地保证为业务提供延时不大于 50ms 的连接.确定性保证能够提供严格的基于界值的服务.对于多媒体业务,特别是连续流媒体业务,这种确定性保证显得太保守了.

首先,大多数多媒体业务的 QoS 要求都不是绝对的.虽然实时多媒体业务对端到端延时有较为严格的要求,但能够容忍一定的丢包率.在业务所有的数据包中,端到端延时超过  $D$  的数据包个数在总包数中的比例不超过  $e$  就是一种概率意义上的要求.设一个典型的多媒体业务的端到端延时界为  $D$ ,所允许的最大丢包率为  $e$ .如果设传输过程中被丢弃的包的延时为  $\infty$ ,则它的丢包率可等效为路径延时超过  $D$  的概率.它的 QoS 要求可描述为  $P\{d > D\} < e$  或  $P\{Loss\} < e$ .  $D$  和  $e$  的取值取决于业务的最低限度 QoS 要求和用户愿意支付的费用.事实上,用户根本觉察不到偶尔丢包引起的服务质量衰退.此外,对突发性较强的业务(如 VBR 视频和带激活功能的语音),提供确定性的保证会造成带宽资源的浪费<sup>[16]</sup>.统计保证通过容忍少量丢包,大大提高了网络的利用率,因此成为近年来网络研究的热点<sup>[17]</sup>.

### 1.2 节点状态独立性假设的作用

采用延时的概率密度函数作为状态信息的目的是较好地解决以延时为约束条件的 QoS 路由问题,通过统计保证,提高网络利用率.但是,以延时的概率密度函数为状态信息的 QoS 路由在路径计算上存在很大的困难.Guerin 和 Orda 在文献[4]中证明了以节点延时的概率密度函数作为状态信息,选择最有可能满足端到端延时要求的路径的问题是 NP-hard 问题.虽然他们给出了一些启发式算法,比如将端到端延时的要求分割为对路径上每个节点的延时要求,以各节点满足其延时界的概率的乘积作为路径延时的成功概率,但是,Lorenz 在文献[5]中证明了对于一般的分布,最优分割的问题仍然是 NP-hard 问题.网络中节点状态独立的假设为这一问题的解决提供了一个比较实际的处理手段,方法如下:

设网络用  $G = \{V, E\}$  表示,其中  $V$  是网络中所有路由节点的集合,  $E$  是网络中所有有向链路的集合.以各链

路的延时作为节点状态,假设它们在统计过程中是平稳的.  $p$  是  $G$  中的一条路径,由  $n$  条链路  $p_1, p_2, \dots, p_n$ ,  $p_i \in E$  组成,延时分别为  $d_{p_1}, d_{p_2}, \dots, d_{p_n}$ , 为了表示方便,设各链路的概率密度函数分别是  $f_{p_1}(d_{p_1}), f_{p_2}(d_{p_2}), \dots, f_{p_n}(d_{p_n})$ ;  $d_p$  表示路径  $p$  的总延时,其概率密度函数为  $f_p(d_p)$ . 如果  $d_{p_1}, d_{p_2}, \dots, d_{p_n}$  是相互独立的,那么:

端到端延时的概率密度函数为

$$f_p(d_p) = f_{p_1}(d_{p_1}) \otimes \dots \otimes f_{p_n}(d_{p_n}) \quad (1)$$

端到端延时为

$$d_p = d_{p_1} + d_{p_2} + \dots + d_{p_n} \quad (2)$$

端到端延时的均值为

$$E_p(d_p) = \int_0^{\infty} t f_p(t) dt = E_{p_1}(d_{p_1}) + E_{p_2}(d_{p_2}) + \dots + E_{p_n}(d_{p_n}) \quad (3)$$

端到端延时的方差为

$$V_p(d_p) = \int_0^{\infty} (t - E_p(d_p))^2 f_p(t) dt = V_{p_1}(d_{p_1}) + V_{p_2}(d_{p_2}) + \dots + V_{p_n}(d_{p_n}) \quad (4)$$

端到端的丢包率为

$$L_p = \int_D^{\infty} f_p(t) dt \quad (5)$$

端到端的成功概率为

$$P_{succ_p} = 1 - L_p = 1 - \int_D^{\infty} f_p(t) dt \quad (6)$$

本文选择网络中各节点的延时作为节点状态,对各节点状态独立性进行研究的目的是解决以延时的概率密度函数为状态信息的 QoS 路由求解困难的问题.从上面的分析可以看出,如果网络中各节点状态是近似独立的,就可以通过路径中各节点延时的概率密度函数求解路径延时的概率密度函数,从而有效地估计路径的各度量参数,并以概率形式表示路径为业务提供的服务质量,为基于统计的 QoS 路由提供直接的参考依据.

### 1.3 节点状态独立性假设合理性的分析

在有限自治域网络中,业务按一定的顺序在网络中传输,共享网络资源,一定会引起节点状态间的相关性.但是,我们研究的有限自治域网络一般连通性较好,各节点都有多个输入/输出端口.我们设想,大量业务在路由节点合并与分开的平均效果或许可以减弱相邻节点状态间的相关性,使它们近似地具有独立性.如果这个设想成立,将给以延时为约束条件的路由问题的求解带来极大的方便.这正是本文工作的出发点.在排队网络中,以数学手段验证节点状态独立非常困难,本文采用仿真的方法验证节点状态独立性假设的合理性.

## 2 节点状态独立性的仿真验证

我们的仿真目标是验证有限自治域网络中各节点状态独立的假设的合理性.节点状态定义为各节点的延时.具体方法如下:

1. 通过对各链路输出缓冲区队列长度采样,统计网络中各节点延时的概率密度函数;
2. 假设各节点状态是彼此独立的,用卷积计算的方法求出各路径延时的概率密度函数;
3. 通过探测包采样统计各路径延时的概率密度函数;
4. 计算上述两种方法得到的同一路径延时概率密度函数之间的方向散度以及它们各自的均值、方差和丢包率;
5. 将计算结果进行比较,根据两组参数的相似性验证节点状态独立性假设的合理性.

本文使用 ns-2<sup>[18]</sup>网络仿真平台以及在 QoS 路由研究中经常使用的 MCI 拓扑结构<sup>[13,14]</sup>,如图 1 所示.其中 R0-R17 为路由器,S0-S17 是本地业务源子网.相邻路由器之间采用物理链路连接,共 60 条链路.每个路由节点由 1 个路由器和 1 个本地业务源子网组成.本地业务源子网只能通过本地路由器从网络发送和接收数据,它们之间的延时可以忽略不计.本仿真平台中所有路由器、业务源子网和物理链路的配置都是相同的.本文通过对以节

点 0 为源节点的所有 2 跳以上路径参数的统计和比较来验证节点状态独立性假设的合理性.表 1 为用 Dijkstra 算法计算的节点 0 在如图 1 所示的网络拓扑中的路由表.

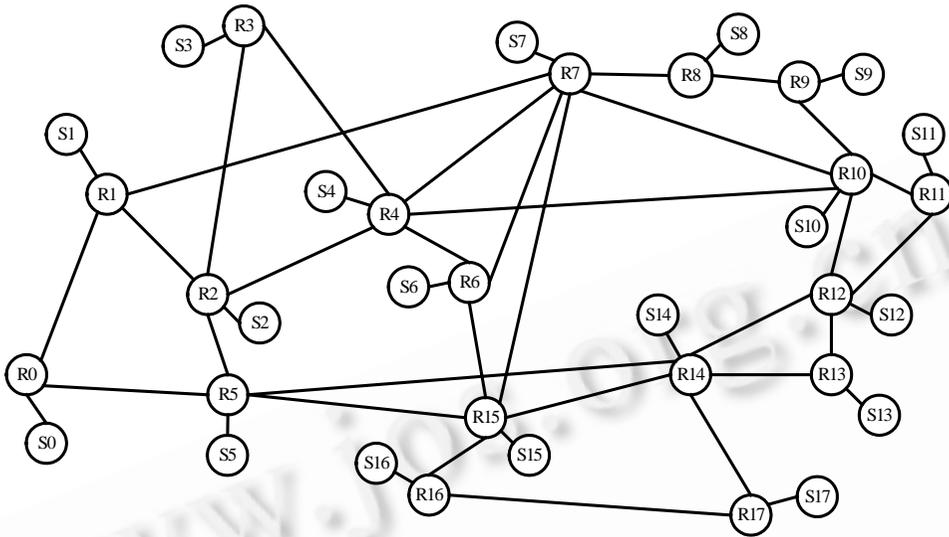


Fig.1 Network topology for simulation

图 1 仿真的网络拓扑

Table 1 Route table of R0

表 1 R0 的路由表

Source node	Destination node	Route	Hops
0	1	R0-->R1	1
	2	R0-->R1-->R2	2
	3	R0-->R1-->R2-->R3	3
	4	R0-->R1-->R2-->R4	3
	5	R0-->R5	1
	6	R0-->R1-->R7-->R6	3
	7	R0-->R1-->R7	2
	8	R0-->R1-->R7-->R8	3
	9	R0-->R1-->R7-->R8-->R9	4
	10	R0-->R1-->R7-->R10	3
	11	R0-->R1-->R7-->R10-->R11	4
	12	R0-->R5-->R14-->R12	3
	13	R0-->R5-->R14-->R13	3
	14	R0-->R5-->R14	2
	15	R0-->R5-->R15	2
	16	R0-->R5-->R15-->R16	3
	17	R0-->R5-->R14-->R17	3

2.1 业务源设计

业务源子网的主要功能是产生具有自相似特征的网络业务,并统计从节点 0 到本网的路径延时的概率密度函数.我们用多个独立同分布的 Pareto 型 ON/OFF 信源叠加方式产生具有自相似特征的网络业务<sup>[19]</sup>.本文的仿真平台有 18 个业务源子网,每个子网同时产生 80 个 ON/OFF 业务流,持续时间都符合  $K = 10, C = 2$  的 Pareto 分布,目的地址在 18 个节点中随机选取.每个 ON/OFF 业务流的 ON 和 OFF 时段严格交替出现,持续时间都符合  $K = 3, C = 1.7$  的 Pareto 分布.在 ON 时段发送数据包,OFF 时段不发送数据包.数据包的长度为均匀分布,等间隔到达.在网络拓扑不变的情况下,它们的取值决定了网络的负载  $\rho$ .  $\rho$  的计算公式如下:

$$\rho = \frac{\text{每秒进入网络的数据量 (bits/s)}}{\text{网络总容量 (bits/s)}} = \frac{\frac{1}{2} \bar{I} N_1 N_2 \bar{h}}{\pi N_3 C} \tag{7}$$

其中网络总容量定义为网络中各条链路的传输带宽之和.本仿真平台有 60 条链路,每条链路的带宽为 1.0Mbps,

则网络总容量为  $1.0 \times 60 = 60.0 \text{ Mbps}$ ,  $\bar{l}$  为平均包长(30bit),  $N_1$  为每个业务源子网同时产生的业务流个数(80),  $N_2$  为网络中的业务源子网个数(18),  $\bar{h}$  为平均路径长度,用 Dijkstra 算法计算的全网平均路径长度为 2.33 跳,  $N_3$  为网络的总链路数(60),  $\tau$  为 ON 区间包的到达间隔,  $C$  为物理链路带宽(1Mbps).在其他参数不变的情况下,  $\tau$  与  $\rho$  的对应关系见表 2.

Table 2 Packet inter-arrival time vs. network load

$\tau$ (s)	0.001	0.001 2	0.001 4	0.001 5	0.001 6
$\rho$	0.839	0.699	0.599	0.559	0.524

## 2.2 路由节点设计

路由节点由路由和状态采集两部分组成.路由过程负责数据包的寻路和转发.状态采集过程负责各节点延时序列的采样和量化.为了避免不同的路由算法引起的网络状态分布的差异性,我们使用的是最经典的以跳数为代价的 Dijkstra 算法.工作过程如下:

路由节点根据本地业务源子网产生的数据包的目的地址为其寻找路径,将路径信息封装在数据包中,然后将其放到相应的输出链路缓冲区排队输出.对各输入链路接收的来自其他路由节点的数据包,检查其目的地址,如果是发给本节点的,则交给本地业务源子网处理;如果不是,则直接读取它携带的路径信息,从相应的输出链路转发给下一节点.

状态采集过程以周期  $T_1$  对路由节点各输出链路缓冲区队列长度进行采样和量化,从而得到节点延时的采样序列.

## 2.3 节点延时概率密度函数统计

本文为了便于计算路径延时的概率密度函数与各链路延时的概率密度函数的关系,设路由器处理延时为 0,并忽略节点内部的各种延时和节点间物理链路的传输延时,这样,节点延时近似等于路由器输出链路缓冲区的排队延时.由于这个平台使用的是单队列 FIFO 发送,因此可以用队列长度折算链路延时,计算公式如下:

$$d \approx \frac{q}{R} \quad (8)$$

其中  $d$  为节点或链路延时,  $q$  为采样得到的缓冲区队列长度,  $R$  为物理链路带宽.状态采集过程首先以周期  $T_1$  对路由节点各输出链路缓冲区的队列长度  $q$  进行采样,得到节点队列长度采样序列,然后通过公式(8)得到节点延时采样序列,进而统计延时的概率密度函数,方法如下:

设有限自治域网络用  $G = \{V, E\}$  表示,其中  $V$  是网络所有路由节点的集合,  $E$  是网络中所有有向链路的集合;链路  $l_{i,j} \in E, (i, j \in V)$  的延时用  $d_{i,j}$  表示,  $\{d_{i,j}^1, d_{i,j}^2, \dots, d_{i,j}^n\}$  为采样得到的链路  $l_{i,j}$  的延时序列.设最大链路延时为  $\psi$ ,将  $[0, \psi]$  区间等间隔量化为  $M$  个子区间  $[0, d_1], \dots, [d_{M-1}, \psi]$ ,量化间隔  $\Delta t = \psi / M$ .仿真结束时,对采样得到的延时序列进行量化,统计链路延时落在每个区间的概率,并用概率值  $P_k^{i,j} = \Pr\{d_{k-1} \leq d_{i,j} < d_k\} (k = 1, \dots, M)$  表示,则链路  $l_{i,j}$  的延时概率密度函数是

$$\begin{pmatrix} d \\ P_{i,j}(d) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} d_1 & d_2 & \dots & d_M \\ p_{i,j}(d_1) & p_{i,j}(d_2) & \dots & p_{i,j}(d_M) \end{pmatrix} \quad (9)$$

## 2.4 基于独立性假设的路径延时概率密度函数估算

如第 1.2 节所述,如果网络中各节点状态是近似独立的,就可以通过路径中各节点延时的概率密度函数的卷积来求解路径延时的概率密度函数.设  $p$  是网络  $G = \{V, E\}$  中的一条路径,它由  $n$  条链路  $p_1, p_2, \dots, p_n (p_i \in E)$  组成,延时分别为  $d_{p_1}, d_{p_2}, \dots, d_{p_n}$ ,它们的概率密度函数分别是  $P_{p_1}(d_{p_1}), P_{p_2}(d_{p_2}), \dots, P_{p_n}(d_{p_n})$ ;  $d_p$  表示路径  $p$  的总延时,其概率密度函数为  $P_p(d_p)$ .假设  $d_{p_1}, d_{p_2}, \dots, d_{p_n}$  是相互独立的,则路径  $p$  的概率密度函数为

$$P_p(d_p) = P_{p_1}(d_{p_1}) \otimes P_{p_2}(d_{p_2}) \otimes \dots \otimes P_{p_n}(d_{p_n}) \quad (10)$$

## 2.5 路径延时概率密度函数统计

路径延时的概率密度函数是通过探测包采样统计的.具体方法是在信源子网  $S_0$  中增加一个探测包生成单元,它以周期  $T_2$  向所有其他节点发送探测包.探测包的结构与数据包相同,但长度为 0.相对于每个目的节点,它与数据包传输路径相同,且路由优先级相同,但它不影响队列长度,因此不会增加网络的负荷和改变节点的状态.各目的节点接收节点 0 发给自己的探测包,根据它携带的时间标记信息,计算探测包经历的路径延时.仿真结束时,按与链路延时相同的量化间隔  $\Delta t = \psi / M$  对各路径延时采样序列进行量化,统计路径延时的概率密度函数.

## 2.6 独立性假设的验证方法

本文通过概率密度函数的比较和路径度量参数估计的方法验证独立性假设的合理性.

根据信息论原理,方向散度是对两个概率密度函数分布之间的差别的一种量度.本文用它来比较卷积计算得到的路径延时概率密度函数  $P_2(d)$  与实际测量得到的路径延时概率密度函数  $P_1(d)$  之间的差异性.设实际测量得到的路径  $p$  的延时概率密度函数是

$$\begin{pmatrix} d \\ P_1(d) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} d_1 & d_2 & \dots & d_K \\ p_1(d_1) & p_1(d_2) & \dots & p_1(d_K) \end{pmatrix} \quad (11)$$

卷积计算得到的路径  $p$  的延时概率密度函数是

$$\begin{pmatrix} d \\ P_2(d) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} d_1 & d_2 & \dots & d_K \\ p_2(d_1) & p_2(d_2) & \dots & p_2(d_K) \end{pmatrix} \quad (12)$$

其中  $(d_1, d_2, \dots, d_k)$  是延时的量化值,  $p_1(d_1), p_1(d_2), \dots, p_1(d_k)$  和  $p_2(d_1), p_2(d_2), \dots, p_2(d_k)$  分别为实际测量和卷积计算得到的各路径延时为各量化值的概率.上述两个路径延时概率密度函数之间的方向散度是

$$J(p_2, p_1; d) = I(p_2, p_1; d) + I(p_1, p_2; d) \quad (13)$$

其中,

$$I(p_2, p_1; d) = \sum_{k=1}^K p_2(d_k) \log \frac{p_2(d_k)}{p_1(d_k)} \quad (14)$$

$$I(p_1, p_2; d) = \sum_{k=1}^K p_1(d_k) \log \frac{p_1(d_k)}{p_2(d_k)} \quad (15)$$

$J$  是大于 0 的量.  $J = 0$  表示两个概率密度函数的分布完全相同.

延时、延时抖动和丢包率都是重要的路径度量参数.我们根据上述两种方法得到的路径延时概率密度函数计算节点 0 的路由表中 3 跳以上路径的延时的均值、方差和端到端延时要求为  $D$  时的丢包率.根据计算结果的相似性,证明节点状态独立性假设是合理的.计算公式如下:

延时均值:

$$E(d) = \sum_{k=1}^K d_k p(d_k) \quad (16)$$

延时方差:

$$V(d) = \sum_{k=1}^K (d_k - E(d))^2 p(d_k) \quad (17)$$

丢包率:

$$L = P\{d \geq D\} = \sum_{k=k_D}^K p(d_k) \quad (18)$$

$D$  为端到端延时要求,  $k_D$  为  $d = D$  时的  $k$  值.

### 3 仿真结果及分析

在如图 1 所示的拓扑中,我们分别在网络负载  $\rho = 0.839, \rho = 0.699, \rho = 0.599, \rho = 0.559, \rho = 0.524$  的情况下仿真了网络 10 分钟的运行情况.节点状态采样周期  $T_1$  和节点 0 向所有其他节点发送探测包的周期  $T_2$  都是 1ms.最大链路延时  $\psi = 1s$ ,量化间隔  $\Delta t = 0.1ms$ .仿真结束时,对节点 0 的路由表中 2 跳以上的路径,分别用实际测量(Probe)和卷积计算(Conv.)的方法得到概率密度函数  $P_1(d)$  和  $P_2(d)$ ,计算  $P_1(d)$  和  $P_2(d)$  的方向散度  $J$  和它们各自的均值  $E$ 、方差  $V$  以及端到端延时要求为 100ms 时的丢包率  $L$ .由于篇幅所限,仅给出  $\rho = 0.599$  时的仿真结果,见表 3.

**Table 3** Simulation results of node-state independence assumption

表 3 节点状态独立性假设的仿真验证结果

Src->Dest	Hops	$J$	$E(s)$		$V$		$L$	
			Probe	Conv.	Probe	Conv.	Probe	Conv.
R0->R2	2	0.001	0.000 9	0.000 9	0.000 1	0.000 1	0.000 6	0.000 6
R0->R3	3	0.039	0.000 9	0.000 9	0.000 1	0.000 1	0.000 6	0.000 6
R0->R4	3	0.046	0.001 0	0.000 9	0.0001	0.000 1	0.000 6	0.000 6
R0->R6	3	0.104	0.042 4	0.042 3	0.025 2	0.025 0	0.077 4	0.077 5
R0->R7	2	0.080	0.042 4	0.042 3	0.025 2	0.025 0	0.077 4	0.077 5
R0->R8	3	1.246	0.475 6	0.475 4	0.143 8	0.159 6	0.683 5	0.673 9
R0->R9	4	1.299	0.475 6	0.475 4	0.143 8	0.159 6	0.683 5	0.6739
R0->R10	3	0.740	0.198 6	0.198 2	0.098 7	0.101 9	0.340 9	0.349 5
R0->R11	4	0.813	0.198 6	0.198 2	0.098 7	0.101 9	0.340 9	0.349 5
R0->R12	3	0.093	0.002 2	0.002 1	0.000 2	0.000 2	0.009 8	0.009 8
R0->R13	3	0.076	0.002 2	0.002 1	0.000 2	0.000 2	0.009 8	0.009 8
R0->R14	2	0.016	0.002 2	0.002 1	0.000 2	0.000 2	0.009 8	0.009 8
R0->R15	2	0.002	0.000 0	0.000 0	0.000 0	0.000 0	0.000 0	0.000 0
R0->R16	3	0.074	0.002 3	0.002 2	0.000 2	0.000 2	0.007 6	0.007 6
R0->R17	3	0.214	0.013 4	0.013 3	0.003 9	0.003 2	0.041 2	0.044 9

从表 3 可以看出,在全部 15 条路径中,实际测量和卷积计算得到的路径延时的分布、均值、方差和丢包率都非常接近.可以认为,在有限自治域网络中,各节点状态独立的假设是近似成立的.虽然从方向散度的计算结果来看,用卷积计算得到的路径延时的分布与实际路径延时的分布是有差异的,也就是说,节点状态不是完全独立的,它们之间或多或少都存在一定的相关性,但是从路径参数的计算结果可以看出,节点状态的相关性对路径参数估计的影响不是很明显,即使对方向散度较大的路径,如 R0->R8,R0->R9,基于独立性假设得到的路径参数与实际值仍然十分接近.因此,我们的结论是:在有限自治域网络中,节点状态独立的假设是合理的,基于这一假设计算得到的路径参数值与实际值十分接近,可以在以链路延时的概率密度函数为状态信息的 QoS 路由中作为多约束路由选择的依据.

$\rho = 0.839, \rho = 0.699, \rho = 0.599, \rho = 0.524$  时的验证结果与  $\rho = 0.599$  时的情况基本相当.15 条路径的平均方向散度见表 4.

**Table 4** Average divergence in simulation

表 4 仿真的平均方向散度

$\rho$	0.839	0.699	0.599	0.559	0.524
$\bar{J}$	0.362	0.325	0.323	0.080	0.087

为了使仿真结果更直观,从 R0 的路由表中选出有代表性的 6 条路径,分别画出  $\rho = 0.599$  时,实际测量和卷积计算得到的路径延时尾分布曲线(1-CDF),如图 2 所示.其中 R0->R7,R0->R14 为 2 跳路径,R0->R16, R0->R17 为 3 跳路径,R0->R9,R0->R11 为 4 跳路径.CDF(complimentary distribution function)是累积分布函数,它的计算公式是  $P\{d < D\} = \int_0^D f_d(t)dt$ ,  $f_d(t)$  是路径延时的概率密度函数.它的离散形式是  $P\{d \leq D\} = \sum_{k=0}^{k_D} p(d_k)$ ,  $k_D$  为  $d = D$  时的  $k$  值.1-CDF 表示的是路径延时大于  $D$  的概率,也可认为是路径延时要求等于  $D$  时的丢包率.因此,1-CDF 曲线也可看成是路径延时要求与丢包率关系曲线.见式(5)和式(18).从这些曲线可以看出,实际测量和卷积计算得到的路径延时的分布非常相似,节点状态独立的假设是合理的.

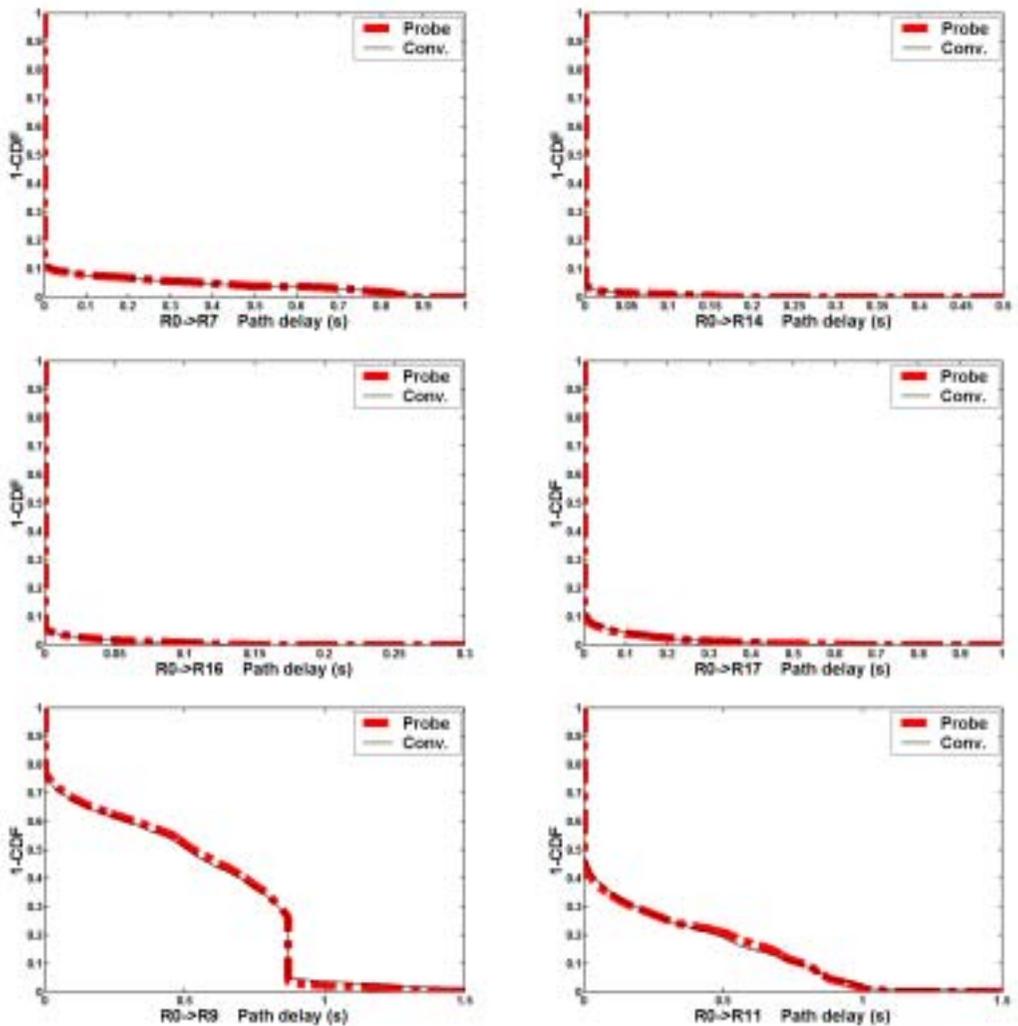


Fig.2 Comparison of conv. and probe path delay PDFs

图2 探测与卷积计算路径延时 PDF 比较

#### 4 结束语

本文探讨了在有限自治域网络中,各节点状态具有独立性的假设的合理性.节点状态独立对以延时为约束条件的 QoS 路由问题的求解非常重要,特别是对以节点延时的概率密度函数为状态信息的 QoS 路由问题,它是到目前为止唯一实际可行的处理手段.在这个假设成立的前提下,可以用卷积计算的方法直接求解路径端到端延时的概率密度函数,进而推算出路径延时的分布、均值、方差和业务对延时要求为任何值时的丢包率,为 QoS 路由的研究提供了极大的方便.本文通过仿真,对这一假设的合理性进行了验证.结论是,在有限自治域网络中,节点状态独立的假设是合理的,基于这一假设计算得到的路径参数与实际参数十分接近,可以在以延时的概率密度函数为状态信息的 QoS 路由中作为路径求解的依据.

本文的仿真结果同时也表明节点状态只是近似独立,它们之间或多或少都存在一定的相关性.相关性会对基于独立性假设的路径参数计算结果的有效性产生影响.我们将在后续工作中深入研究这方面的问题,探讨采用何种控制手段可以削弱节点状态间的相关性,使独立性假设更为合理.

**References:**

- [1] Xiao X, Ni LM. Internet QoS: A big picture. *IEEE Network*, 1999,13(2):8–18.
- [2] Chen S, Nahrstedt K. An overview of quality of service routing for next-generation high-speed networks: Problems and solutions. *IEEE Network*, 1998,12(6):64–79.
- [3] Crawley E, Nair R, Rajagopalan B, Sandick H. A framework for QoS-based routing in the Internet. RFC 2386, 1998. <http://www.faqs.org/rfcs/rfc2386.html>
- [4] Guerin RA, Orda A. QoS routing in networks with inaccurate information: Theory and algorithms. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 1999,7(3):350–364.
- [5] Lorenz DH, Orda A. QoS routing in networks with uncertain parameters. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 1998,6(6):768–778.
- [6] Kataria D, Logothetis D, Elwaid A. An enhanced method for the estimation of end-to-end cell delay variation for real-time services. In: *Proc. of the IEEE Globecom'99*. IEEE Communications Society, 1999. 1367–1372.
- [7] Duffield NG, Presti FL. Multicast inference of packet delay variance at interior network links. In: *Proc. of the INFOCOM 2000*. IEEE Communications Society, 2000. 1351–1360.
- [8] Presti FL, Duffield NG, Horowitz J, Towsley D. Multicast-Based inference of network-internal delay distributions. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2002,10(6):761–775.
- [9] Vleeschauer DD. Experimental verification of the statistical independence of cell delays introduced in consecutive switches. In: *B-ISDN Teletraffic Modeling Symp.* 1995. 105–116.
- [10] Nam SY, Sung DK. Measurement-Based delay performance estimation in ATM networks. In: *Proc. of the IEEE Globecom 2000*. San Francisco: IEEE Communications Society, 2000. 1766–1770.
- [11] Zhang H. Service disciplines for guaranteed performance service in packet-switching networks. *Proc. of the IEEE*, 1995,83(10): 1374–1396.
- [12] Braden R, Zhang L, Berson S, Herzog S, Jamin S. Resource ReSerVation protocol (RSVP)—Version 1 functional specification. RFC2205, 1997. <http://www.faqs.org/rfcs/rfc2205.html>
- [13] Shaikh A, Rexford J, Shin KG. Evaluating the impact of stale link state on quality-of-service routing. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2001,9(2):162–176.
- [14] Apostolopoulos G, Guerin R, Kamat S, Tripathi SK. Quality of service based routing: A performance perspective. In: *Proc. of SIGCOMM'98*. Vancouver: ACM Press, 1998. 17–28.
- [15] Ferrari D, Verma DC. A scheme for real-time channel establishment in wide-area Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 1990,8(3):368–379.
- [16] Wrege DE, Knightly EW, Zhang H, Liebeherr J. Deterministic delay bounds for vbr video in packet-switching networks: Fundamental limits and practical trade-offs. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 1996,4(3):352–362.
- [17] Reisslein M, Ross KW, Rajagopal S. A framework for guaranteeing statistical QoS. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2002,10(1): 27–42.
- [18] Network Simulator ns-2. <http://www.isi.edu/nsnam/>
- [19] Willinger W, Taqqu MS, Sherman R, Wilson DV. Self-Similarity through high-variability: Statistical analysis of Ethernet LAN traffic at the source level. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 1997,5(1):71–86.