

# ABR 业务计费机制及带宽分配算法

王 晟, 李乐民

(电子科技大学光纤通信国家重点实验室, 成都 610054)

**摘 要:** 本文详细分析了 ATM 网中 ABR 业务占用带宽的特点, 评述了现有计费方案的缺点, 在此基础上提出了一种新的 ABR 业务计费方案, 适应于该方案的带宽分配公平准则, 以及相应的带宽分配算法。仿真实验结果表明, 本文方案不仅保持了静态计费机制原有的简便、易于实现的优点, 而且很好地克服了其它方案适用范围小、公平性差等缺点。

**关键词:** 计费机制; 带宽分配算法; ABR 业务; ATM 网

**中图分类号:** TN913.24 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112(2000)07-0008-04

## Study on Charging of ABR Service and Bandwidth Allocation Algorithm

WANG Sheng, LI Le-min

(National Key Lab of Broadband Optical Transmission and Communication Systems, UESTC, Chengdu 610054, China)

**Abstract:** The way of bandwidth consumption by ABR (Available bit rate) service in ATM (Asynchronous transfer mode) networks is analyzed, and some charging schemes in literature are summarized in this paper. A new charging scheme for ABR service, a fairness definition for bandwidth allocation and a corresponding bandwidth allocation algorithm are presented. Simulation result shows that this scheme is not only easy to implement, but also overcomes the drawbacks of other schemes, such like bad fairness and poor flexibility.

**Key words:** charging scheme; bandwidth allocation algorithm; ABR service; ATM networks

### 1 引言

ABR 业务是一种 ATM 网中的业务, 在 ATM 论坛的流量管理规范 4.0 (Traffic Management specification 4.0, TM4.0)<sup>[1]</sup> 中, 详细规定了一种基于速率的流量控制框架。通过填写特殊的资源管理 (Resource Management, RM) 信元中的某些域, 网中交换机可以直接报告交换机端口所能承担的速率 (ER 交换机, ER 是 Explicit Rate 的简写)。ER 交换机按照一定的公平准则将可用带宽分配给竞争同一端口的各 ABR 连接, 并将分配值填写在 RM 信元的 ER 域中。用户据此调整自己的速率, 从而达到既充分利用资源又能迅速摆脱拥塞的目的。

ABR 连接获得带宽的方式有两种, 一种是“最大努力” (best effort) 方式, 另一种是预约和“最大努力”相结合的方式。用户在提出 ABR 连接申请时, 需要向网络申报一个称为 MCR (Minimum Cell Rate) 的参数。若用户选择 MCR 为零, 则该连接就是以“最大努力”方式获得带宽的。在这种方式下, ABR 连接所获带宽得不到保证。对某些应用来说, 可能需要网络为其提供一个最低限度的带宽保证。对于这类应用, 用户可以在提出连接申请时, 申报一个非零的 MCR。除了预约的这一部分外, 网络还以“最大努力”方式为 ABR 连接分配更多的带宽, 不过这额外的部分是没有保障的。

对于以纯粹预约方式占用带宽的业务来说, 计费时只需给出单位时间内占用单位带宽应付的费用这样一个固定值。该值与连接持续时间、预约的带宽这三项的乘积就是总费用。对于纯粹的“最大努力”业务来说, 通常的做法 (如 Internet) 是根据传送量 (Volume) —— 即实际传送了的分组 (或信元) 数目 —— 来计费, 单位传送量所需付的费用乘以实际的传送量就是总的费用。由于 ABR 业务占用带宽的方式可以是预约与“最大努力”的结合, 其计费机制中理应同时考虑连接持续时间、预约带宽和传送量。这是 ABR 计费的第一个特点。

ABR 连接的速率由网络控制, 这决定了其计费方式应该与网络的带宽分配机制结合起来。设计 ABR 业务计费机制时, 必须同时考虑对带宽分配算法的影响。这是 ABR 业务计费机制的第二个特点。

关于 ABR 业务的计费机制研究目前尚处于起步阶段。欧洲 ACTS 计划的 CASHMAN 工作组<sup>[2]</sup> 就 ABR 业务计费提出了两种解决方案, 不妨称之为方案 1 和方案 2。

方案 1<sup>[3]</sup> 是一种动态机制, 它允许用户动态提出带宽请求, 且单位带宽的费用也是动态可变的。方案 1 的一个主要缺点在于不公平: 不同用户即使提出相同的带宽要求, 也有可能被收取不同的费用。另一个缺点在于它完全忽略了 MCR 的影

响。方案 2<sup>[4,5]</sup> 是一个静态机制。有关计费的参数在连接建立时协商,一旦连接被接纳,这些参数就不再更改。方案 2 可表达为下式:

$$P = a \cdot MCR \cdot T + b \cdot V \quad (1)$$

其中  $P$  表示连接总费用;  $T$  表示连接持续时间,  $V$  表示实际传送量。一条 ABR 连接的费用由两部分组成,一是“时间费用”,即  $T$  乘以单位时间费用  $a \cdot MCR$ ;二是“传送量费用”,即  $V$  乘以单位传送量费用  $b$ 。其中单位时间费用与预约带宽大小  $MCR$  成正比。由于要求  $b \ll a$ ,甚至可以为零,故连接总费用主要由时间费用决定。该方案符合上文提到的 ABR 计费的第一个特点。同时它也克服了方案 1 不公平的缺点;除此以外,实现容易、不需更改 RM 信元格式也是方案 2 的优点。

综上所述,方案 1 允许信源动态调整带宽请求的优点不足以抵消其实现复杂和公平性差等重要缺陷。与之相反,方案 2 复杂度低,并且同时考虑了连接持续时间和传送量。

不过,方案 2 也有一个重要的缺陷。计费主要考虑的是连接持续时间,这必然要求带宽分配与  $MCR$  成正比。基于这种准则的带宽分配要求  $MCR$  不能为零。这种限制是不合理的。

方案 2 的另一个问题在于:对“贪婪的”用户而言,总传送量  $V$  必然包括按预约带宽传送的部分  $MCR \cdot T$ ,而按照式(1)这部分费用将被收取两次。这显然不合理。

本文提出的新的计费方案不仅保持了静态机制简便、易于实现的优点,而且克服了上述各种缺点。本文第 2 节详细讨论了本文计费方案的细节及其特点,并定义了相应的带宽分配准则;第 3 节给出了一种能实现该准则的具体的带宽分配算法;计费方案和带宽分配算法的性能测试和有关讨论在第 4 节中结合仿真实验的结果进行;最后的第 5 节总结全文。

## 2 计费方案

计费方案可表述如下:

$$P = a \cdot MCR \cdot T + b \cdot \max\{V - MCR \cdot T, 0\} \quad (2)$$

式中:  $T$  是连接持续时间;  $V$  是实际传送量;  $a$  是由网络自己提供的单位带宽单位时间费用(至少在较长时间内不变),其大小可参照其它须进行带宽预约的业务(如 CBR)的单位带宽单位时间费用来确定;  $b$  为一个非零值,用户在提出 ABR 连接申请时从若干预定义的可选值中选取,这些可选值由网络提供,  $b$  应小于  $a$ 。

从式(2)可以看出,连接总费用仍然分为两部分。对于贪婪用户来说,  $V$  不小于  $MCR \cdot T$ ,故式(2)变为

$$P = a \cdot MCR \cdot T + b \cdot (V - MCR \cdot T) \quad (3)$$

从传送量收费的观点来看,式(3)意味着总传送量被分为“预约传送量”  $MCR \cdot T$  和“非预约传送量”  $(V - MCR \cdot T)$  两个部分,并按不同的单位传送量费用  $a$  和  $b$  计费。若从时间收费的观点来看,式(3)可以变为

$$P = a \cdot MCR \cdot T + b \cdot (V/T - MCR) \cdot T \quad (4)$$

此时,总带宽被分为预约带宽  $MCR$  和非预约带宽  $(V/T - MCR)$ ,其中  $V/T$  为平均速率。并且两种带宽的单位带宽单位时间费用不同。文中要求  $a > b$ ,在两种观点下都是合理的。在第一节中,提到方案 2 的一个缺点在于它处理时间费用和传

送量费用的关系时过于生硬。我们认为,正如 ABR 连接占用的平均带宽  $V/T$  可分为预约部分和非预约部分,总传送量  $V$  也可分为预约部分和非预约部分,从式(3)和式(4)可以清楚地看到这一点。因此计费时只需对这两部分采用不同的计费因子(本方案中,预约部分的计费因子为  $a$ ,非预约部分的计费因子为  $b$ ),就可以准确地把握 ABR 业务的特点,而不必强行将总费用分为时间费用和传送量费用。事实上,我们的方案中,时间费用和传送量费用是统一的。这种统一是式(2)计费方案的第一个特点。

式(2)计费方案的第二个特点在于非预约部分的计费因子  $b$  可由用户选择。这样做有利于用户更为灵活地表达带宽需求。方案 2 中,用户的非预约带宽完全由网络分配。在本文的方案中,通过选择不同的  $b$ ,用户可以自由地表达对非预约带宽的需求。较大的  $b$  意味着用户愿意付更多的费用以获得非预约带宽,因此网络可以根据  $b$  的大小来设置各 ABR 连接占用非预约带宽的优先级。这样,用户不仅可以通过  $MCR$  来预约带宽,还可以通过  $b$  设置非预约带宽的大小。这种灵活性是其它计费方案所缺乏的。

由于要求  $b > 0$ ,使得设计带宽分配算法时不必要求  $MCR$  非零,从而克服了方案 2 实用性差的缺点。一旦某 ABR 连接被接纳,该连接途经的所有交换机都应记录下相应的  $b$  值。在连接生存期间内,交换机将根据该值进行带宽分配:

$$B_i = MCR_i + F_i \cdot (B - \sum_i MCR_i), i = 1, 2, \dots, N \quad (5)$$

$$F_i = k \cdot \frac{MCR_i}{\sum_i MCR_i} + (1 - k) \cdot \frac{b_i}{\sum_i b_i}, i = 1, 2, \dots, N \quad (6)$$

式(5)中:  $N$  表示竞争交换机某输出端口的 ABR 连接数目;  $B$  为该端口 ABR 业务的可用带宽;  $B_i$  和  $MCR_i$  分别表示第  $i$  条连接的占用带宽和预约带宽。  $F_i$  是第  $i$  条连接的非预约带宽在总的非预约带宽中所占的比例。从式(6)可见,比例因子  $F_i$  与  $MCR_i$  和  $b_i$  都有关。  $k$  是一个大于 0 小于 1 的固定值。若取  $k = 1$ ,则相应的带宽分配准则就是计费方案 2 所要求的“按  $MCR$  大小成比例分配带宽”准则,此时若  $MCR_i$  为 0,则相应的  $B_i$  也为 0,这就是为什么说该准则实用性差的原因;若取  $k = 0$ ,则非预约带宽完全由非预约计费因子  $b$  决定。由于  $b > 0$ ,因此我们的方案中  $B_i$  总是大于 0 的。要求  $b > 0$  是有其内在合理性的,因为 ABR 连接可以不预约带宽,但却肯定要占用非预约带宽。对于  $MCR$  为 0 的用户来说,  $b$  即为其传输每个信元所付的费用——不需预约带宽的用户应该按其传送量收费,这正是对 ABR 计费机制的要求。

由式(5)、(6)确定的带宽分配准则还有一个优点是:通过调整参数  $k$  的大小,网络可以引导用户占用带宽的方式。若取  $k$  值较大(接近 1),则带宽主要按  $MCR$  的大小成比例分配,未预约带宽的连接带宽占用比例较小,这种情况下,带宽预约将受到鼓励。反之,若  $k$  值较小(接近 0),则非预约带宽的占用比例主要由  $b$  确定,选择较大  $b$  值的连接收益也较大。通过对比来自“预约”用户和来自“非预约”用户的收益,网管人员可以判断哪种用户更应受到鼓励,并据此调整  $k$  的大小。

另外有一点需要指出,对于预约带宽大于其实际需求的用户来说,  $V$  可能小于  $MCR \cdot T$ , 此时式(2)的第二项为 0, 总费用将大于传送量费用. 这意味着不恰当地预约带宽的用户受到了惩罚.

由式(5)、(6)确定的只是带宽分配的一个准则. 下一节, 将提出一个符合该准则的带宽分配算法.

### 3 带宽分配算法

该算法在每一个固定的时段(称为平均周期)内都要检测竞争同一交换机端口的所有 ABR 连接的总的输入速率  $R_{in}$ , 以及其它业务(如 VBR 和 CBR)占用的总带宽  $B_0$ . 并在平均周期结束时, 更新负载因子  $f_l$  和  $B$ (ABR 可用带宽)两个参数:

$$B = B_l \cdot f_u - B_0 \quad (7)$$

$$f_l = R_{in} / B \quad (8)$$

其中  $B_l$  表示链路带宽;  $f_u$  代表链路的目标利用率, 这是一个预先设定的小于 1 的数. 除此之外, 还需根据各 ABR 连接的活动情况更新连接数目  $N$  和各连接的  $MCR$  之和  $S_{MCR}$ :

$$S_{MCR} = \sum_{i=1}^N MCR_i \quad (9)$$

最后一个需要在平均周期结束时更新的变量是最大既得利益变量  $G_{max}$ :

$$G_{max} = \max_{i \in \{1, N\}} \left\{ \frac{CCR_i - MCR_i}{F_i} \right\} \quad (10)$$

其中  $CCR_i$  (Current Cell Rate) 是第  $i$  条连接的当前信元速率, 由信源通过 RM 信元的 CCR 域通知沿途交换机.  $CCR_i$  与  $MCR_i$  之差代表了连接  $i$  当前的非预约带宽. 由于非预约带宽在总带宽中的比例为  $F_i$ , 故稳态下, 非预约带宽除以  $F_i$  所得到的值对所有的连接都应该是相同的. 将该值定义为“既得利益”变量. 这样每个平均周期结束时计算的  $G_{max}$  代表了该周期内各连接得到的最大利益. 在下一个周期内将据此把各连接的既得利益拉平, 以保证公平性.

每当收到一个反向 RM 信元(假定它属于连接  $i$ ), 都进行以下计算:

$$R_u = CCR_i / f_l \quad (11)$$

$$R_f = MCR_i + F_i \cdot (B - S_{MCR}) \quad (12)$$

$$R_A = MCR_i + G_{max} \cdot F_i \quad (13)$$

然后根据  $f_l$  的大小对反向 RM 信元中的  $ER$  域进行更新, 若  $f_l > 1$ , 则

$$ER = \min\{ER, \max(R_u, R_f)\} \quad (14)$$

否则

$$ER = \min\{ER, \max(R_u, R_f, R_A)\} \quad (15)$$

这一算法的基本思想是: 如果某些连接由于在别处遭遇瓶颈, 其速率无法达到公平速率  $R_f$ , 则  $R_u$  将保证其它连接可以分享未用到的那部分带宽. 为了保证按式(5)确定的准则分配这部分带宽, 该算法要求根据既得利益相等的原则计算一个  $R_A$ . 注意到  $G_{max}$  代表了“最大受益者”的“既得利益”, 式(15)试图在低负载( $f_l < 1$ )时给予各 VC 以相同的最大“既得利益”. 从式(11)可见, 一旦造成了超载( $f_l > 1$ ), 各 VC 的  $CCR$  又会被

除以相同的负载因子. 因此, 该算法不仅在式(5)确定的准则下是公平的, 而且对 ABR 可用带宽  $B$  的利用率也能保持较高的水平.

### 4 仿真结果及讨论

本文仿真实验采用了两种网络模型, 即分别如图 1 和图 2 所示.

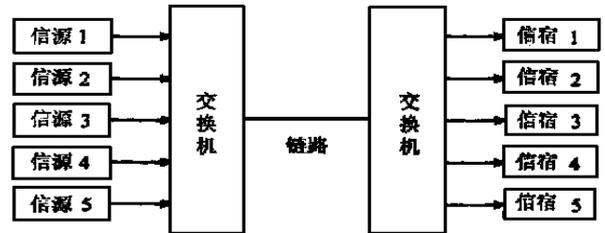


图 1 端到端模型

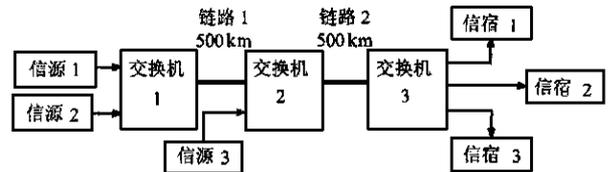


图 2 链式模型

图 1 中, 除信源 5 外, 其余 4 个信源都是贪婪信源, 即分配的带宽都能被充分占用. 而信源 5 是个非贪婪信源, 其数据产生速率是变化的, 可用两种状态来描述. 状态 1 下的速率为 15Mbps, 状态 2 下的速率为 30Mbps. 两种状态交替出现, 状态持续时间呈几何分布, 均值分别为 2ms 和 1ms. 所有信源的传送量都是固定的(5000 个信元, 约 2.12M 比特), 并且所有信源的预约带宽都是 5Mbps. 交换机中 ABR 带宽分配算法的各参数为: 平均周期为 1ms;  $B_l = 149.76\text{Mbps}$ ;  $f_u = 0.95$ . 为比较式(2)计费方案与方案 2, 表 1 给出了两种带宽分配准则下各信源连接持续时间的仿真结果.

表 1 端到端模型下各信源的连接持续时间

	信源 1	信源 2	信源 3	信源 4	信源 5
准则 1	54.88ms	54.87ms	54.94ms	54.87ms	103.39ms
准则 2	49.27ms	49.28ms	49.27ms	49.38ms	105.34ms

说明: 准则 1 是按  $MCR$  成比例分配准则, 计费方案 2 要求必须采用该准则进行带宽分配; 准则 2 即由式(5)、(6)确定的准则, 实验中信源 1、2、3、4 均选用  $b = 1$ , 信源 5 选择  $b = 0.1$ , 交换机制  $k = 0.1$ .

选定计费因子  $a = 10$ ,  $b = 1$ , 由式(1)可得准则 1 下信源 5 的费用为

$$F_1 = a \cdot MCR \cdot T + b \cdot V = 10 \times 5 \times 0.10339 + 1 \times 2.12 = 7.29 \quad (16)$$

而根据本文式(2)给定的计费方案(采用准则 2), 信源 5 的费用应为

$$F_2 = a \cdot MCR \cdot T + b \cdot (V - MCR \cdot T) = 10 \times 5 \times 0.10534 + 0.1 \times (2.12 - 5 \times 0.10534) = 5.42$$

可见, 由于信源 5 选择了较小的  $b$  值, 同样的传送量、同样的预约带宽下, 其费用小于方案 2. 这正是本文计费方案的优点

之一: 允许用户通过选择  $b$  来控制其费用。

本文第 1 节曾指出, 方案 2 的一个问题是它把时间费用和传送量费用生硬地分成了两个部分。其不合理性可由式 (16) 看到: 总传送量 ( $V = 2.12\text{M}$  比特) 中共有  $5 \times 0.1034 = 0.517\text{M}$  比特是按  $MCR = 5\text{Mbps}$  的速率传送的 (注意, 整个连接持续期间信源 5 的速率都不曾低于  $MCR$ ), 这部分费用被重复地计入时间费用 (第一项) 和传送量费用 (第二项) 中, 这显然不合理。合理的计费公式应该是式 (2), 即

$$F = a \cdot MCR \cdot T + b \cdot (V - MCR \cdot T) = 6.673$$

本文第 2 节曾提到, 对于申请过高预约带宽, 而实际上其需求根本达不到该速率的用户, 应该在计费时给予惩罚。本文的计费方案具有这一功能。例如, 令信源 5 申请的  $MCR$  为  $30\text{Mbps}$ , 其连接持续时间的仿真结果为  $103.57\text{ms}$ , 则其费用为

$$F = a \cdot MCR \cdot T + b \cdot \max\{(V - MCR \cdot T), 0\} = 10 \times 30 \times 0.10357 + 0.1 \times \max\{2.12 - 30 \times 0.10357, 0\} = 31.071$$

对于这个结果的解释是: 信源 5 的数据率最高才  $30\text{Mbps}$ , 因此, 在整个连接持续期间维持  $30\text{Mbps}$  的预约带宽并不能减小其连接持续时间, 大部分的预约带宽被浪费了。

图 2 所示的链式模型是对 ABR 带宽分配算法性能进行测试的标准模型<sup>[6]</sup>。仿真实验中, 令三个信源都是贪婪的, 且传送量无限。信源 1 的  $MCR$  为零,  $b = 1$ ; 信源 2 的  $MCR$  为  $5\text{Mbps}$ ,  $b = 0.001$ ; 信源 3 的  $MCR = 5\text{Mbps}$ ,  $b = 1$ 。注意, 方案 2 所要求的“按  $MCR$  成比例分配带宽”准则对这种情况是无能为力的。各交换机的参数为: 平均周期为  $1\text{ms}$ ;  $B_i = 149.76\text{Mbps}$ ;  $f_u = 0.9$ 。

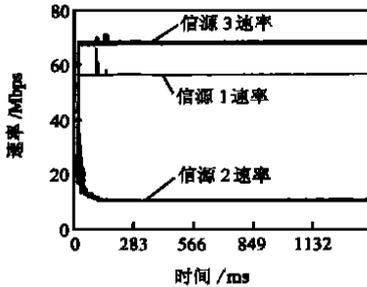


图 3  $k = 0.1$  时, 各信源的速率

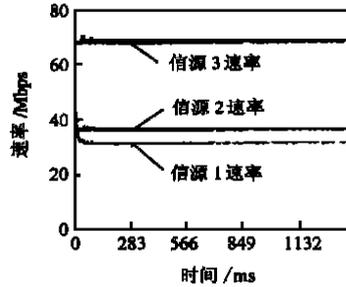


图 4  $k = 0.5$  时, 各信源的速率

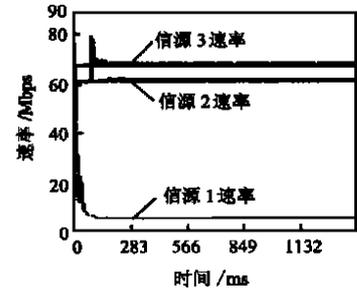


图 5  $k = 0.9$  时, 各信源的速率

图 3、4、5 分别给出了  $k = 0.1$ 、 $0.5$  和  $0.9$  时, 各信源速率随时间变化的仿真结果。由图可见, 本文给出的带宽分配算法能保证系统很快进入稳态, 且带宽分配完全满足式 (5)、(6) 确定的准则。图中还表明, 不同的  $k$  值对不同的信源影响也不同。较小的  $k$  对选择较小预约带宽的信源不利; 较大的  $k$  对选择较小的  $b$  值的信源不利。

另外, 不同的  $k$  对各信源的费用也有影响。假定各信源的传送量都固定为  $50000$  个信元 (约  $21.2\text{M}$  比特), 仿真结果如表 2、3 所示。

表 2 不同  $k$  值下各信源的连接持续时间

	信源 1	信源 2	信源 3
$k = 0.1$	390.04ms	1870.44ms	325.07ms
$k = 0.5$	689.67ms	598.7ms	324.4ms
$k = 0.9$	3340.75ms	358.63ms	324.58ms

表 3 不同  $k$  值下各信源的费用

	信源 1	信源 2	信源 3	总费用
$k = 0.1$	21.2	93.52	35.83	150.55
$k = 0.5$	21.2	29.94	35.8	86.94
$k = 0.9$	21.2	17.93	35.81	74.94

可以看到, 当取较小的  $k$  值时, 网络收益最大, 但对选择较小  $b$  值的信源 (如信源 2) 很不公平, 因为这种信源得到的非预约带宽比例太小, 连接持续时间太长, 相应的时间费用就很高。另一方面, 当取较大的  $k$  值时, 网络收益最小, 这是因为, 此时申请较小预约带宽的信源 (如信源 1) 的费用主要由传送量决定, 尽管其连接持续时间很长。因此, 网络应根据各信源的预约带宽和  $b$  的大小灵活调整  $k$  值, 在保证公平的情

况下尽量提高网络收益。

## 5 结论

目前 ABR 计费机制的研究尚处于起步阶段。已有的两种方案都不同程度地存在着缺点。本文提出了一种新的计费方案, 结合该方案的要求确定了新的带宽分配公平准则, 并给出了相应的带宽分配算法。整个解决方案不仅保持了静态计费机制原有的简便、易于实现的优点, 而且很好地克服了其它方案适用范围小、公平性差等缺点。仿真实验的结果清楚地表明了这一点。



计。

王 晟 1971 年出生, 1992 年毕业于电子科技大学电子工程系, 1995 年获电子科技大学通信与信息工程学院工学硕士学位, 于电子科技大学光纤通信国家重点实验室师从李乐民院士攻读博士学位。目前主要研究方向为: ATM 网流量与拥塞控制, ATM 网中 ABR 业务, 以及 WDM 全光网波长路由算法和 WDM 全光网逻辑拓扑结构设计。

李乐民 1932 年出生, 1952 年毕业于上海交通大学电机系, 1980 年至 1982 年为美国加州大学圣迭戈分校访问学者, 现为电子科技大学教授、博士生导师, 光纤通信国家重点实验室学术委员会主任、中国工程院院士、第九届全国人大代表。

(下转第 7 页)

## 6 结论

本文提出了一种称为 SRCPCB 的基于紧凑模式的半速率信道借用指配策略。通过将既有呼叫信道的分裂而获得一个可以分配给越区呼叫请求的半速率信道。所付出的代价是部分呼叫在短时间内话音质量略有下降。然而,这一改进不会导致功耗的增加和移动台成本的提高。但是,半速率也会导致一个潜在的问题,即不管话音质量下降的时间有多么短,对用户来说,毕竟不是一件令人愉快的事。从仿真结果来看,在系统负载较轻时,半速率可以改善系统性能,但在系统负载很重时,话音质量下降亦趋于明显。

### 参考文献

- [ 1 ] K. N. Sivarajan, R. J. McEliece. Dynamic channel assignment in cellular radio. Proc. IEEE VTC' 90, 1990: 631~ 635
- [ 2 ] D. Everitt, D. Manfield. Performance analysis of cellular mobile communication systems with dynamic channel assignment. IEEE J. Sel. Areas Comm., Oct. 1989, 7(8): 1172~ 1179
- [ 3 ] S. M. Elnoubi, R. Singh, et al. A new frequency channel assignment algorithm in high capacity mobile communication systems. IEEE Trans. Veh. Technol., Aug. 1982, 31(3): 125~ 131
- [ 4 ] C. Chang, P. Huang, T. Su. A channel borrowing scheme in a cellular radio system with guard channels and finite queues. Proc. IEEE PIM-RC' 96, 1996: 1169~ 1172
- [ 5 ] 方旭明, 诸昌钤, 范平志. 蜂窝移动通信系统中信道借用指配策略的优化. 西南交通大学学报, 1999, 34(5): 529~ 534

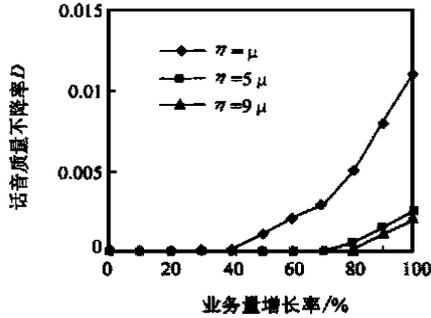


图 6 SRCPCB 具有业务模型 1 的话音质量

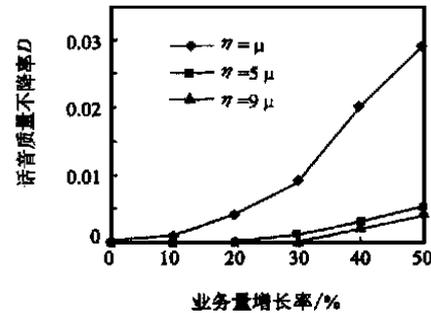


图 7 SRCPCB 具有业务模型 2 的话音质量

- [ 6 ] M. Zhang and T. P. Yum. The nonuniform compact pattern allocation algorithm for cellular mobile systems. IEEE Trans. Veh. Technol., 40(2), May 1991: 387~ 391
- [ 7 ] K. L. Yeung and T. P. Yum. Compact pattern based dynamic channel assignment for cellular mobile systems. IEEE Trans. Veh. Technol., 43(4), 1994: 892~ 896
- [ 8 ] 方旭明, 诸昌钤, 范平志. 蜂窝移动通信系统中基于紧凑模式的信道借用指配策略. 《电子学报》, 2000, 28(1): 18~ 20
- [ 9 ] X. Fang, C. Zhu, P. Fan. Compact pattern based channel borrowing assignment strategy in cellular mobile networks. Proc. IEEE VTC' 99, May 1999: 6~ 9
- [ 10 ] Yr Bing, Anthony R. Noepel, Daniel J. Harasty. The sub-rating channel assignment strategy for PCS hand offs. IEEE Trans. Veh. Technol. Feb. 1996, 45(1): 122~ 130



方旭明 1962 年出生, 分别于 1984 年、1989 年和 1999 年获西南交通大学自动控制学士、计算机应用硕士和交通信息工程及控制博士学位, 1998 年曾赴德国柏林工大进修。现为西南交通大学计算机与通信工程学院副教授, 主要研究兴趣: 蜂窝移动通信的资源管理、多媒体无线通信网、计算机控制等。近年来, 发表论文 30 余篇, 出版专著一本, 教材一本。

诸昌钤 1938 年出生, 1959 年毕业于唐山铁道学院电机系, 曾赴英国邓迪大学及道比英国铁路技术中心访问。现为西南交通大学计算机与通信工程学院教授, 交通信息工程及控制学科博士生导师。主要研究方向: 计算机在交通信息工程与控制中的应用。主持完成过“高速试验列车旅客信息系统预研究”等国家科技攻关项目。著有《并行程序设计语言 OCCAM》等专著。



范平志 1955 年出生, 1987 年获西南交通大学计算机应用硕士学位, 1994 年获英国赫尔大学通信工程博士学位。现为西南交通大学计算机与通信工程学院教授, 博士生导师, 国家级有突出贡献的中青年专家, 国家杰出青年基金获得者。主要研究兴趣为: 扩频与码分多址理论与技术、多媒体宽带无线通信理论与技术、计算机网络与信息安全、多用户信息理论等。出生专著三部, 发表论文 100 余篇, 完成发明专利 2 项, 主持多项国际合作项目、国家自然科学基金项目和国家八六三计划项目。

(上接第 11 页)

### 参考文献

- [ 1 ] Traffic management specification version 4. 0. ATM 论坛. AFTM-0056 000, April 1996
- [ 2 ] CA \$ hMAN. Charging and accounting schemes in multiservice ATM networks. CA \$ hMAN, ACTS Project AG-039. <http://www.isoft.irtranet.gr/cashman/>
- [ 3 ] C. Courmoubetis, V. Siris, and G. Stamoulis. Integration of pricing and flow control for available bit rate services in ATM networks. Proceedings of IEEE GLOBECOM' 96, Nov. 1996: 644~ 648
- [ 4 ] F. Kelly. Charging and rate control for elastic traffic. European Transactions on Telecommunications, Jan 1997, 8: 33~ 37
- [ 5 ] D. Songhurst and F. Kelly. Charging schemes for multiservice networks. Proceedings of ITC' 15, V. Ramaswami and P. Wirth, editors, June 1997
- [ 6 ] R. Jain, S. Fahmy, S. Kalyanaraman, et al. ABR switch algorithm testing: a case study with ERICA. ATM Forum/96 1267, Oct. 1996