

一种可实现呼损率比例公平的准入控制算法^{*}

黄建辉^{1,2+}, 刘 轶², 钱德沛², 王胜灵³

¹(西安交通大学 电子与信息工程学院,西安 710049)

²(北京航空航天大学 中德联合软件研究所,北京 100191)

³(清华大学 计算机科学与技术系,北京 100084)

Admission Control Algorithm Supporting Call Loss Probability Proportional Fairness

HUANG Jian-Hui^{1,2+}, LIU Yi², QIAN De-Pei², WANG Sheng-Ling³

¹(School of Electronics and Information Engineering, Xi'an Jiaotong University, Xi'an 710049, China)

²(Sino-German Joint Software Institute, BeiHang University, Beijing 100191, China)

³(Department of Computer Science and Technology, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

+ Corresponding author: E-mail: jhhuang@mail.xjtu.edu.cn

Huang JH, Liu Y, Qian DP, Wang SL. Admission control algorithm supporting call loss probability proportional fairness. *Journal of Software*, 2010,21(8):1998–2009. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3598.htm>

Abstract: In this paper, an admission control algorithm called CDPF (call dropping proportional fairness) is proposed to realize the proportional fairness of call loss probability. It dynamically computes the admission threshold for each class call to control the accepted call number according to the average call arrival rate, the average call duration time and the average cell dwell duration time of each class, and thus guarantees the call loss probability proportion of each class. In CDPF, the call loss probability of each class changes with the network load, while their proportion keeps unchanged. Simulation results show that with the change of network load, CDPF guarantees the proportional fairness of call loss probability. Compared with the existing algorithms, CDPF has lower time complexity.

Key words: admission control; call loss probability; proportional fairness; differentiated service; admission threshold

摘 要: 提出了一种能够实现多业务之间呼损率比例公平的准入控制算法 CDPF(call dropping proportional fairness).CDPF 根据各类呼叫的平均到达率、平均持续时间、小区驻留时间等参数,动态地计算各类呼叫的准入阈值,从而控制各类呼叫的准入数量,使得各类呼叫的呼损率符合给定的比例.当网络负载发生变化时,各类呼叫的呼损率也随之变化,但各类呼叫呼损率之间的比值始终保持不变.仿真结果表明,随着网络负载的变化,CDPF 能够很好地保证呼损率的比例公平.此外,CDPF 算法比已有算法具有更低的时间复杂度.

关键词: 准入控制;呼损率;比例公平;差分服务;准入阈值

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60673180 (国家自然科学基金); the International Science and Technology Cooperative Program of China under Grant No.S2010GR0607 (国际科技合作计划项目)

Received 2008-09-03; Revised 2008-11-27; Accepted 2009-02-24

为了解决日益增长的多元化业务需求与现有网络仅提供“尽力而为”的服务模式之间的矛盾,互联网工程任务组提出了 3 种服务质量(QoS)模型:集成服务(IntSrv)^[1]、差分服务(DiffSrv)^[2]和多协议标签交换(multi-protocol label switching,简称 MPLS)^[3]。在这 3 种 QoS 模型中,集成服务模型和多协议标签交换都是面向连接的。换句话说,这两个模型在为传输分组之前,需要建立源端和目的端之间的 QoS 链路或标签交换路径,以满足用户传输分组时的 QoS 要求。面向连接的特性使得集成服务模型和多协议标签交换的可扩展性变差。

与集成服务模型和多协议标签交换不同,差分服务模型是面向无连接的,用户在数据传输之前无须事先建立任何 QoS 链路,且差分服务模型将复杂的流量分类、分组标记、流量管制和流量整形等操作放入边界路由器,而内部路由器只需实现行为聚合的分类和转发。正是由于总体上呈现分布式管理和松散控制的特点,使得差分服务网络无论是在设计、规划和扩充方面都很灵活,这些优点也是差分服务模型成为近年来网络 QoS 的研究热点的原因。

在目前的研究中,差分服务的思想主要体现在实现重要性能参数的比例公平^[4-6]方面,从而实现业务性能的可预测性和可控制性^[7]。衡量业务性能参数有两大类:分组级 QoS 参数和连接级 QoS 参数。其中,分组级 QoS 参数主要包括分组丢弃率、时延和时延抖动等,而连接级 QoS 参数主要包括呼损率、吞吐量、资源利用率等。目前,在基于差分服务的 QoS 研究中已经提出了一些实现分组级 QoS 性能参数和连接级 QoS 性能参数的比例公平算法。其中,分组级 QoS 性能参数的比例公平包括平均分组时延^[8-14]、平均分组丢弃率^[12-16]和时延抖动的比例公平^[17];连接级 QoS 性能参数的比例公平包括吞吐量^[11]和呼损率^[18]的比例公平。现有的研究大多集中于分组级 QoS 性能参数和连接级 QoS 性能参数中的吞吐量比例公平,对呼损率比例公平的关注相对较少。

呼损率是指由于网络带宽的限制,导致呼叫被拒绝的概率。在差分网络中,呼损率也是体现服务质量差异的重要参数。呼损率的比例公平可以通过特定的准入控制算法来实现。在目前的准入控制算法中,应用比较广泛的模型有两种:严格分区的准入控制模型和部分带宽共享的准入控制模型^[19-21]。

在严格分区的准入控制方案中,系统根据所支持的呼叫类别数量,将总带宽划分为多个完全独立的分区,每个分区专门用于接纳特定类别的呼叫,且不同类别的呼叫之间不能共享分区,如图 1 所示,其中 C 为系统总带宽。由于带宽分区的互不共享特性,这类方案虽可保证特定呼叫类别的 QoS,但当某类呼叫的带宽分区不够用时,即使其他类别呼叫的带宽分区比较充裕,这类呼叫也无法享用这部分带宽,导致呼叫被拒绝,带宽利用率降低。

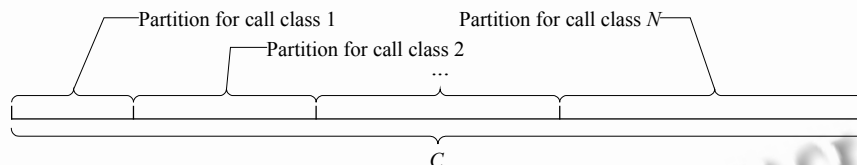


Fig.1 Bandwidth partition CAC scheme

图 1 严格分区的准入控制方案

在部分带宽共享的准入控制方案中,系统为每类呼叫设置一个准入阈值,当接纳一个呼叫导致系统所使用的带宽大于此类呼叫的准入阈值时,此呼叫被拒绝,否则准入,如图 2 所示,其中 C 为系统总带宽。从图 2 可以看出,低优先级呼叫和高优先级呼叫共享部分带宽,因此,当高优先级呼叫到达率较低时,低优先级的呼叫可使用较多的共享带宽。这种带宽部分共享特性使得该类方案的带宽利用率较高。

呼损率比例差分准入控制(PDAC)^[18]是一种基于严格分区来实现呼损率比例公平的准入控制算法。在 PDAC 方案中,为了找到最符合约束条件的分区划分方案,需要对 $\prod_{i=1}^K C/b_i$ 种分区方案进行计算和比较,因而其计算次数为 $\prod_{i=1}^K C/b_i$ 。其中, C 为系统总带宽, K 为系统支持的 QoS 级别数量, $b_i (i=1, 2, \dots, K)$ 为第 i 个 QoS 级别呼叫的带宽需求。由于呼叫准入控制对系统的实时性要求很强,因此,较高的计算量使得 PDAC 算法并不理想。

由于部分带宽共享的准入控制方案具有资源利用率高的优点,本文基于该方案提出了一种实现呼损率比

例公平的算法——CDPF(call dropping proportional fairness,简称 CDPF).CDPF 算法根据不同类别呼叫的平均呼叫到达率、平均呼叫持续时间和小区驻留时间,动态地计算各类呼叫的准入阈值,从而控制各类呼叫的准入数量,实现呼损率的比例公平.后续的性能仿真表明,随着平均呼叫到达率的变化,不同类别呼叫的呼损率随呼叫到达率的变化而变化,但它们的比值始终保持在给定的比值,表明算法是有效的.此外,通过与 PDAC 算法的比较可知,CDPF 的时间复杂度较低.

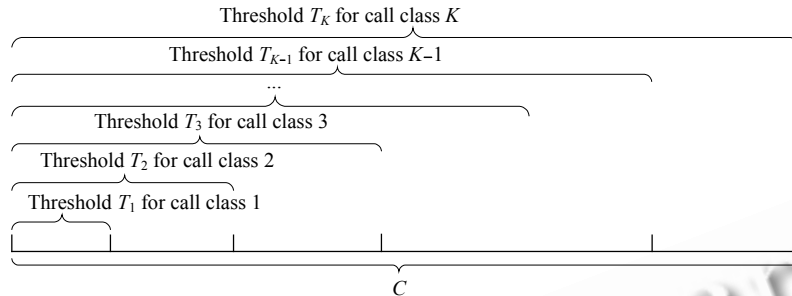


Fig.2 Partial bandwidth sharing CAC scheme

图2 部分带宽共享的准入控制方案

1 比例公平原则

比例公平原则的目的是通过在不同类别的业务流之间按比例地分配系统资源(如带宽、缓冲等),使得各类业务在指定的 QoS 参数上符合给定的比例,且当网络负载发生变化时,业务的 QoS 参数值随负载变化,但各类业务 QoS 参数的比值始终保持不变.

若用 q_i 代表业务类 i 的性能参数(如延迟、分组丢弃率等),则比例公平原则须保证下式成立:

$$q_1:q_2:\dots:q_K=Q_1:Q_2:\dots:Q_K, i=1,2,\dots,K \quad (1)$$

式(1)中, K 是系统支持的业务类别总数, $Q_1:Q_2:\dots:Q_K$ 是网络管理者为该性能参数指定的比值.

如前所述,在连接级 QoS 中,呼损率是最主要的性能指标之一.令 $r_i(i=1,2,\dots,K)$ 为第 i 类呼叫的呼损率,则以呼损率为性能参数的比例公平需要满足下式:

$$r_1:r_2:\dots:r_K=R_1:R_2:\dots:R_K \quad (2)$$

式(2)中, $R_1:R_2:\dots:R_K$ 为网络管理者为各类呼叫设定的呼损率比值.

本文所提出的 CDPF 的目标是:根据各类呼叫的平均呼叫到达率、呼叫持续时间和呼叫小区驻留时间,通过按照一定策略在各类呼叫之间分配带宽,实现呼损率的比例公平.

2 CDPF

2.1 系统模型定义

为了实现 CDPF,给出以下定义:

定义 1(系统状态向量). 系统状态向量 $s=(n_1,\dots,n_K)$,其中, $n_i(\geq 0)$ 为系统当前所接入的第 $i(i=1,\dots,K)$ 类呼叫的个数, K 是系统支持的呼叫类别,即 QoS 级别总数.

由于各类呼叫占用的带宽总和不可能超过系统总带宽 C ,所以合法的系统状态向量必须满足带宽限制条件 $\sum_{i=1}^K n_i \cdot b_i \leq C$,其中, $b_i(i=1,\dots,K)$ 为第 i 个业务类别呼叫的带宽需求.

定义 2(系统状态空间). 系统状态空间 $X=\{s|s=(n_1,\dots,n_K)\}$,是所有合法的系统状态向量的集合.

定理 1. 在给定系统总带宽 C 、呼叫类别 K 及各类别呼叫带宽需求的条件下,系统状态空间 X 是有限的,

即合法系统状态的数量 n_s 是有限的,且 $n_s = \sum_{n_1=0}^{N_1} \sum_{n_2=0}^{N_2} \dots \sum_{n_K=0}^{N_K} I\left(\left(\sum_{i=1}^K n_i \cdot b_i\right) \leq C\right)$. 其中, I 为指示函数,

$$I(x) = \begin{cases} 1, & x = true \\ 0, & x = false \end{cases}$$

证明:由于系统带宽的限制,各类呼叫准入的最大数量 $N_i=C/b_i(i=1,\dots,K)$.在任意系统状态 $s=(n_1,\dots,n_K)$ 下,必有 $0 \leq n_i \leq N_i$.根据各类呼叫的最大准入数量,可以组合出 $\prod_{i=1}^K N_i$ 种状态,称该状态的集合为可能状态空间 X' ,显然 $X \subset X'$.由于 $|X'| = \prod_{i=1}^K N_i$,且 $X \subset X'$,可知 $|X| \leq \prod_{i=1}^K N_i$,即系统状态空间是有限的.如前所述,可知 X 是有限集合 X' 的子集,因此,可以通过穷举并去除 X' 中不符合带宽限制条件的状态来获得系统的状态空间 X .穷举过程如图 3 所示.

由如图 3 所示的穷举算法流程可知,系统状态数量 $n_s = \sum_{n_1=0}^{N_1} \sum_{n_2=0}^{N_2} \dots \sum_{n_K=0}^{N_K} I\left(\left(\sum_{i=1}^K n_i \cdot b_i\right) \leq C\right)$. □

```

1  X = ∅, n_s = 0;
2  for (n_1 = 0; n_1 ≤ C/b_1; n_1++)
2.1 for (n_2 = 0; n_2 ≤ C/b_2; n_2++)
2.1.1 ...
2.1.1.1 for (n_K = 0; n_K ≤ C/b_K; n_K++)
2.1.1.1.1 if ((∑_{i=1}^K n_i · b_i) ≤ C)
2.1.1.1.1.1 X = X ∪ (n_1, n_2, ..., n_K);
2.1.1.1.1.2 n_s = n_s + 1;
3  return n_s;
    
```

Fig.3 Flow of system state number computation

图 3 系统状态数量计算流程

2.2 算法的具体描述

由定理 1 可知,在有限的系统容量下,系统状态空间 X 是有限的,即系统状态的数量 n_s 是确定的有限值,并且可以通过如图 3 所示的算法计算得出.假设各类呼叫的呼叫到达率服从参数为 $\lambda_i(i=1,\dots,K)$ 的泊松分布,各类呼叫的平均持续时间和小区驻留时间分别服从参数为 $1/\mu_{hi}$ 和 $1/\mu_{ri}(i=1,\dots,K)$ 的负指数分布,通过建立 Markov 模型可得到系统处于任意合法状态 $s_i(i=1,2,\dots,n_s)$ 的稳态概率.

以系统支持两个呼叫类别(即 $K=2$)的情况为例,对系统进行分析.设第 1 类和第 2 类呼叫的准入阈值分别为 T_1 和 $T_2(T_1 \leq C, T_2 \leq C)$,第 1 类呼叫的优先级低于第 2 类呼叫的优先级.当系统只支持两个 QoS 级别时,最高 QoS 级别的呼叫只有在带宽被用尽时才会被拒绝,即 $T_2=C$.此外,令 $\mu_1=\mu_{h1}+\mu_{r1}, \mu_2=\mu_{h2}+\mu_{r2}$.在部分带宽共享的准入模型中,由于准入阈值的限制,各类呼叫可以共享使用的带宽不再是 C ,而是与其对应的准入阈值 T_i 所标示的带宽数量.此时,由如图 3 所示的算法可得, $n_s = \sum_{n_1=0}^{T_1/b_1} \sum_{n_2=0}^{T_2/b_2} I\left(\sum_{i=1}^2 (n_i \cdot b_i) \leq C\right)$.图 4 用 Markov 模型示出了系统的状态转移过程, (a,b) 表示系统服务的第 1 类呼叫和第 2 类呼叫的个数分别为 a 和 b 时的系统状态, $a=1,2,\dots,M_1, b=1,2,\dots,M_2$.其中, $M_1=T_1/b_1, M_2=T_2/b_2$.

由于带宽和准入阈值的限制,该空间中并非所有的状态都是合法的,即满足带宽限制条件的状态.这样,对于一个状态 $s(n_1, n_2, \dots, n_K)$,在状态转移过程中,只有合法状态才是可达的,所以在此只讨论合法状态之间的转移概率.由于合法状态与非合法状态以及非合法状态之间的转移概率对模型没有影响,我们一律作为 0 处理.为求解合法状态之间的转移概率,引入以下定义:

定义 3(邻接状态). 在 Markov 链中,规定两个事件不可能在同一时间发生,因而一次状态转移中,状态向量

中只有 1 个分量发生变化,且变化的幅度为 1.在 Markov 链中,两个状态 $s_1(n_1, n_2, \dots, n_K)$ 和 $s_2(m_1, m_2, \dots, m_K)$,若 $(\sum_{i=1}^K |n_i - m_i|) = 1$,则称 s_1 和 s_2 是邻接状态.

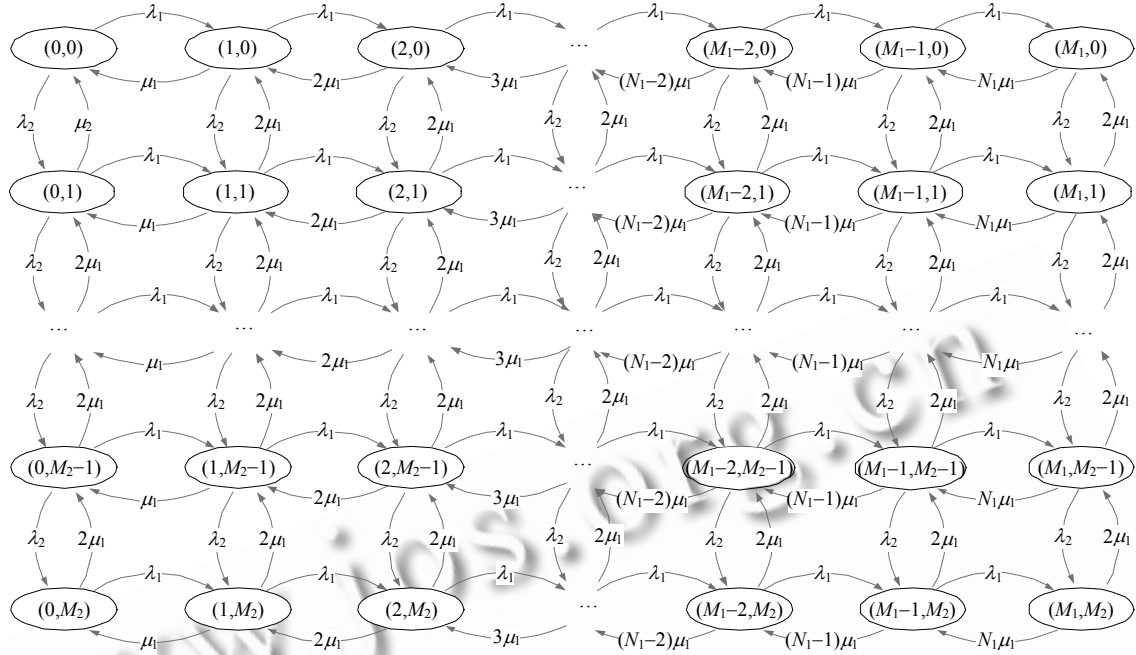


Fig.4 System state transition process

图 4 系统状态转移过程

定义 4(状态 $s_1 > s_2$). 若状态 $s_1(n_1, n_2, \dots, n_K)$ 和 $s_2(m_1, m_2, \dots, m_K)$ 是邻接状态,且 $\sum_{i=1}^K n_i > \sum_{i=1}^K m_i$, 则称 s_1 大于 s_2 ,记为 $s_1 > s_2$,同时称 s_2 小于 s_1 ,记为 $s_2 < s_1$.

根据如图 4 所示的状态转移图及定义(3)和定义(4),任意系统状态 s_i, s_j 之间的状态转移概率 $p(s_i, s_j)$ 可通过公式(3)计算得出.

$$p(s_i(n_1, \dots, n_K), s_j(m_1, \dots, m_K)) = \begin{cases} 0, & s_i \text{或} s_j \text{为非法状态} \\ 0, & s_i \text{和} s_j \text{不是邻接状态} \\ \sum_{i=1}^K \lambda_i \cdot (m_i - n_i), & s_i < s_j \\ \sum_{i=1}^K n_i \cdot \mu_i \cdot (n_i - m_i), & s_i > s_j \end{cases} \quad (3)$$

根据图 4 中各状态的转移关系及公式(3),可得系统的稳态概率方程为

$$\begin{cases} \pi(i, j) \cdot (p(s_{i,j}, s_{i+1,j}) + p(s_{i,j}, s_{i,j+1}) + p(s_{i,j}, s_{i-1,j}) + p(s_{i,j}, s_{i,j-1})) \\ \quad = \pi(i-1, j) \cdot p(s_{i-1,j}, s_{i,j}) + \pi(i, j-1) \cdot p(s_{i,j-1}, s_{i,j}) + \\ \quad \quad \pi(i+1, j) \cdot p(s_{i+1,j}, s_{i,j}) + \pi(i, j+1) \cdot p(s_{i,j+1}, s_{i,j}) \\ \sum_{i=1}^{T_1/b_1} \sum_{j=1}^{T_1/b_2} \pi(i, j) = 1 \end{cases} \quad (4)$$

在公式(4)中, $\pi(i, j)$ 为系统处于状态 $s=(i, j)$ 的稳态概率.对于到达的呼叫来说,根据系统所处的状态,会出现接纳呼叫和拒绝呼叫两种情况.所以根据对到达的呼叫的准入判断结果,将系统状态聚合为两类:接纳状态和拒绝

状态.对系统状态空间中的任意状态 $s(n_1, n_2, \dots, n_K)$, 若 $\left(\sum_{i=1}^K n_i \cdot b_i\right) + b_i \leq T_i$ 成立, 则称状态 s 为第 i 类呼叫的接纳状态; 反之, 则称为拒绝状态. 系统处于接纳状态的概率即为呼叫的接入率. 各类呼叫的接入率 $P_a(i)(i=1, \dots, K)$ 的计算如公式(5)所示. 其中, 函数 $B(s_i)(i=1, \dots, n_s)$ 返回指定状态下的已用带宽总量, 函数 $\Phi(s_i)(i=1, \dots, n_s)$ 返回系统处于指定状态的稳态概率.

$$P_a(i) = \sum_{\substack{k=1, s_k \in X \\ B(s_k) + b_i \leq T_i}}^{n_s} \Phi(s_k) \quad (5)$$

根据呼损率的定义及公式(5), 可得各类呼叫的呼损率 $P_r(i)(i=1, \dots, K)$, 计算如下:

$$P_r(i) = 1 - P_a(i) \quad (6)$$

在比例公平原则下, 要求两类呼叫的呼损率符合给定的比例. 设给定的呼损率比例为 $R_1:R_2$, 则根据比例公平原则, 有

$$P_r(1):P_r(2) = R_1:R_2 \quad (7)$$

由公式(6)的推导过程可知, $P_r(1)$ 和 $P_r(2)$ 分别为 T_1 和 T_2 的函数, 即

$$\begin{cases} P_r(1) = f_1(T_1) \\ P_r(2) = f_2(T_2) \end{cases} \quad (8)$$

在只有两类呼叫的情况下, 第 2 类呼叫的准入阈值 $T_2=C$, 联立公式(7)、(8)可得公式(9)所示的方程组, 通过求解该方程组, 可解得呼叫的准入阈值 $T_i(i=1, \dots, K)$.

$$\begin{cases} f_1(T_1):f_2(T_2) = R_1:R_2 \\ T_2 = C \end{cases} \quad (9)$$

同理, 在系统支持 K 个 QoS 级别的情况下, 公式(9)可扩展为公式(10)所示的方程组.

$$\begin{cases} f_1(T_1):f_2(T_2): \dots : f_K(T_K) = R_1:R_2: \dots : R_K \\ T_K = C \end{cases} \quad (10)$$

如开篇所述, 部分共享的准入控制方案比严格分区的准入控制方案具有更高的资源利用率. 如图 2 所示, 此类方案的主要思想是让不同类别的呼叫在准入阈值允许的范围內共享系统带宽, 其工作流程如图 5 所示. 图 5 中, b_i 和 $T_i(i=1, \dots, K)$ 分别为第 i 类呼叫所需的带宽和准入阈值. 根据本节推导过程计算得出的准入阈值 $T_i(i=1, \dots, K)$, 并按照如图 5 所示的流程进行准入控制, 即可实现呼损率的比例公平.

```

INPUT : s = (n1, ..., nK)
1  if (a system event arrives){
2  SWITCH (the type of system event){
2.1  CASE: an ith class call arrival
2.1.1  if ( ( ( ∑j=1K nj · bj ) + bi ) ≤ Tj )
2.1.1.1  the call is accepted;
2.1.1.2  the system state is updated to s = (n1, ..., ni + 1, ..., nK);
2.1.2  else the call is rejected;
2.1.3  BREAK;
2.2  CASE: an ith class call termination
2.2.1  the system state is updated to s = (n1, ..., ni - 1, ..., nK);
2.2.2  BREAK;
2.3  }
3  }
    
```

Fig.5 Flow of partial bandwidth sharing CAC

图 5 部分带宽共享的准入控制流程

3 性能分析

3.1 性能仿真

本节使用 Visual C++6.0 编写仿真程序,在 Windows XP 系统上对 CDPF 算法进行了性能仿真,硬件环境为 1.86GHz CPU 及 512M 内存.仿真程序包括呼叫随机发生器和准入控制器两部分,呼叫随机发生器用于生成到达率及持续时间符合给定分布和参数的呼叫序列,准入控制器用于对到达的呼叫进行准入控制,同时负责带宽分区、准入阈值的动态计算以及呼损率的统计等工作.

仿真中,用呼叫随机发生器生成两类呼叫的到达序列,两类呼叫的到达率每取一组值就运行一次仿真程序,对准入阈值和呼损率进行一次统计.第 1 类呼叫的平均呼叫到达率的取值分别取 0.5,1.0,1.5,2.0,第 2 类呼叫的平均呼叫到达率则从 0.5 逐渐变化到 2.6,每次变化的幅度为 0.05,从而通过对比在不同的平均呼叫到达率情况下,两类呼叫的准入阈值和呼损率的变化来验证算法的效果.仿真中使用的场景参数取值见表 1.

Table 1 Definition of simulation parameters

表1 仿真参数定义

Parameter	Value	Descriptions
C	11	The system bandwidth
K	2	The QoS level number supported by system
b_1	0.2	The bandwidth required by the 1st class call
b_2	0.4	The bandwidth required by the 2nd class call
λ_1	0.5,1.0,1.5,2.0	The average call arrival rate of the 1st class call
λ_2	0.5~2.6	The average call arrival rate of the 2nd class call
$\mu_1(\mu_{h1} + \mu_{r1})$	0.05	The sum of handover probability and termination probability of the 1st class call
$\mu_2(\mu_{h2} + \mu_{r2})$	0.05	The sum of handover probability and termination probability of the 2nd class call
T_1	Dynamically calculated	The threshold of the 1st class call
T_2	Dynamically calculated	The threshold of the 2nd class call
$R_1:R_2$	2	The ration of the two class call's call loss probability
i	0.05	The increment of the average call arrival rate

图 6 显示了当第 1 类呼叫的平均到达率为 0.5 时,准入阈值随第 2 类呼叫的平均到达率变化的情况.从图 6 可以看出,随着第 2 类呼叫的平均到达率的增加,第 1 类呼叫的准入阈值逐渐减小.由于第 2 类呼叫为最高优先级的呼叫,只有当系统带宽完全被占用时,呼叫才会被拒绝,所以第 2 类呼叫的准入阈值为系统最大容量.

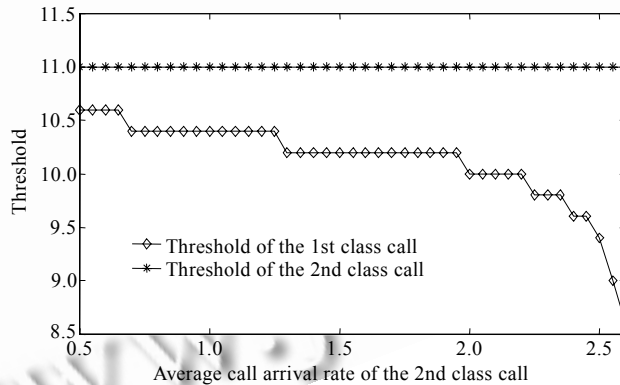


Fig.6 Change of admission threshold with the average call arrival rate ($\lambda_1=0.5$)

图 6 准入阈值随平均呼叫到达率的变化($\lambda_1=0.5$)

图 7 显示了当第 1 类呼叫的平均到达率为 0.5 时,呼损率随第 2 类呼叫的平均到达率的变化情况.从图中可以看出,随着第 2 类呼叫平均到达率的增加,两类呼叫的呼损率都在逐渐增加,但两类呼叫的呼损率始终保持给定的比值.这是因为在固定准入阈值的情况下,随着第 2 类呼叫平均到达率的增加,两类呼叫的呼损率都会增加,但第 1 类呼叫的呼损率增幅会小于第 2 类呼叫的呼损率增幅.CDPF 根据第 2 类呼叫平均到达率的增加情况,动态地减小了第 1 类呼叫的准入阈值,通过减小准入阈值增加了第 1 类呼叫的呼损率,从而有更多的带宽被预

留下来,以接入第2类呼叫,降低了第2类呼叫的呼损率.从图7可以看出,通过准入阈值的动态调整,实现了两类呼叫呼损率的比例公平.

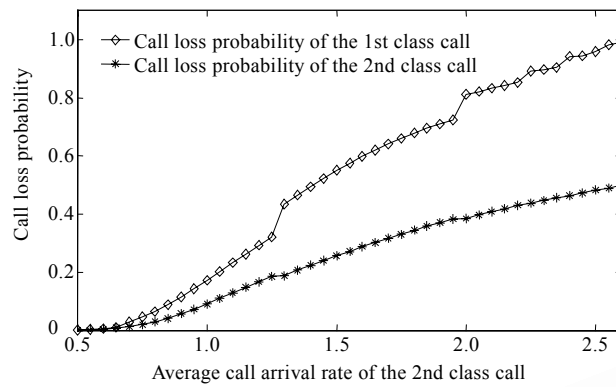


Fig.7 Change of call loss probability with the average call arrival rate ($\lambda_1=0.5$)

图7 呼损率随平均呼叫到达率的变化($\lambda_1=0.5$)

图8~图13显示的是在第1类呼叫的平均呼叫到达率分别为1.0,1.5,2.0的情况下,第2类呼叫的平均呼叫到达率从0.5变化到2.6时,两类呼叫的带宽分区大小和呼损率的变化情况.其变化具有与图6、图7相同的变化趋势,这说明所提出的基于准入阈值的准入控制算法是有效的.

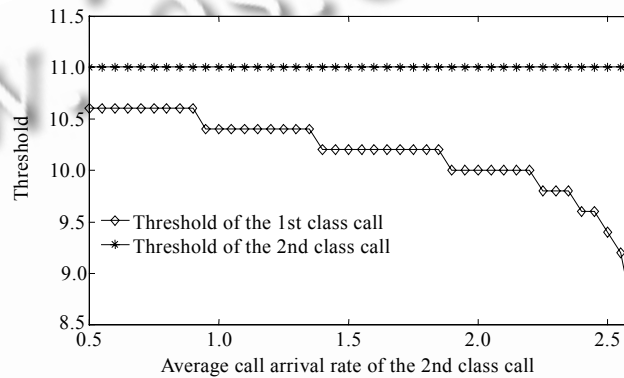


Fig.8 Change of admission threshold with the average call arrival rate ($\lambda_1=1.0$)

图8 准入阈值随平均呼叫到达率的变化($\lambda_1=1.0$)

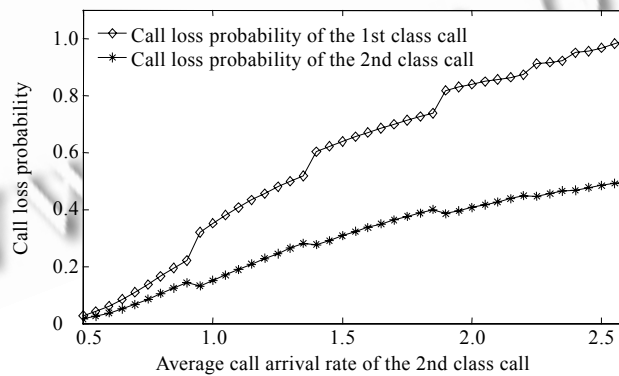


Fig.9 Change of call loss probability with the average call arrival rate ($\lambda_1=1.0$)

图9 呼损率随平均呼叫到达率的变化($\lambda_1=1.0$)

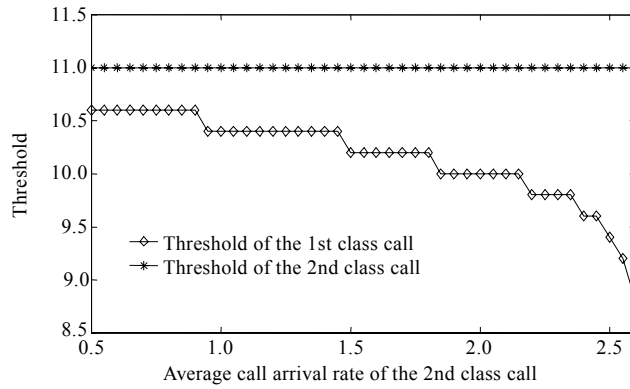


Fig.10 Change of admission threshold with the average call arrival rate($\lambda_1=1.5$)
图 10 准入阈值随平均呼叫到达率的变化($\lambda_1=1.5$)

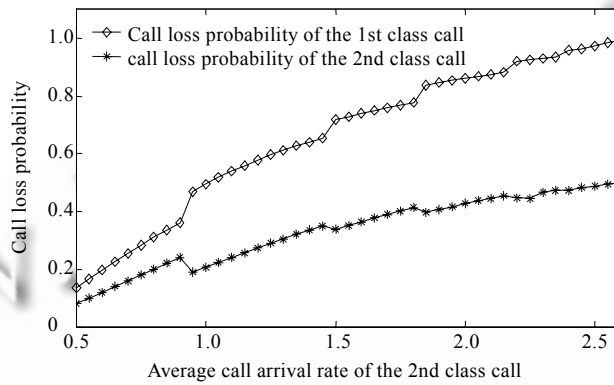


Fig.11 Change of call loss probability with the average call arrival rate ($\lambda_1=1.5$)
图 11 呼损率随平均呼叫到达率的变化($\lambda_1=1.5$)

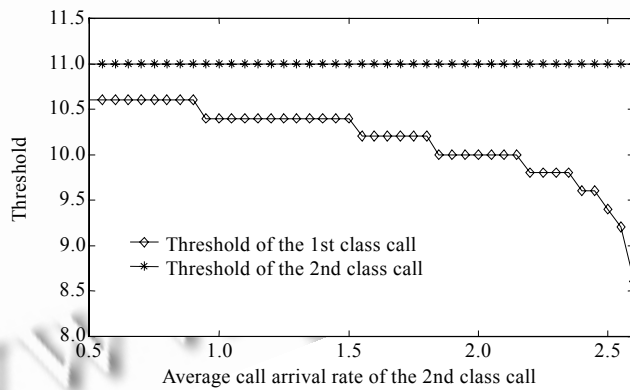


Fig.12 Change of admission threshold with the average call arrival rate ($\lambda_1=2.0$)
图 12 准入阈值随平均呼叫到达率的变化($\lambda_1=2.0$)

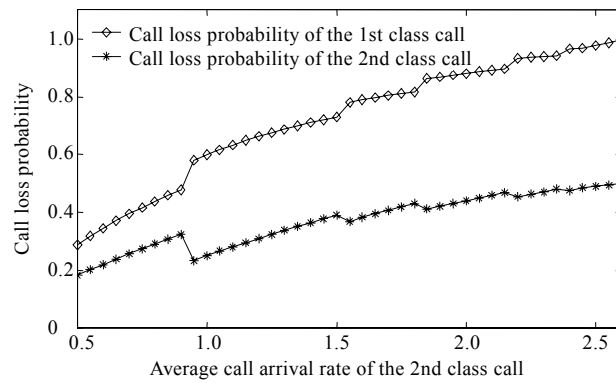


Fig.13 Change of call loss probability with the average call arrival rate ($\lambda_1=2.0$)

图 13 呼损率随平均呼叫到达率的变化($\lambda_1=2.0$)

3.2 与同类方案的性能对比

为了分析所提出算法的性能,将该算法与同类方案——呼损率比例差分准入控制(PDAC)^[18]的时间复杂度进行对比.

在所提方案中,公式(9)、(10)为非线性方程组.在通常情况下,非线性方程组精确解的求解过程相对于线性方程组要复杂得多.在本文的应用场景中,除了最高 QoS 级别的第 K 类呼叫的准入阈值为系统最大带宽以外,要求各类呼叫的准入阈值 $T_i(i=1,2,\dots,K-1)$ 必须为该类呼叫带宽需求的整数倍,即

$$T_i = \omega \cdot b_i, \quad i=1,\dots,K-1 \wedge \omega \in \mathbf{N} \wedge 0 \leq \omega \leq C/b_i \quad (11)$$

当呼叫准入阈值不是所需带宽的整数倍时,即 $T_i = \omega \cdot b_i + \Delta b (0 < \Delta b < b_i)$, 阈值中的 Δb 部分带宽并不足以接入一个呼叫,对降低该类呼叫的呼损率没有任何作用,即对第 i 类呼叫来说,准入阈值为 ωb_i 和 $\omega b_i + \Delta b$ 是等价的.所以在本文所提方案中,用符合公式(2)要求的近似解代替方程组的精确解更加合理,同时也降低了该非线性方程组的求解难度.

在所提方案中,使用 Gauss-Seidel 迭代法求解方程组(9)、(10),求解过程中需要进行 $R \cdot K^2$ 次计算,其中 K 为系统支持的呼叫类别数量, R 为常数,表示求解过程中的迭代次数, R 越大,所得结果越接近精确解,在实现中,可以根据所需的精度要求调整 R 的值.由求解的计算次数可知,所提出的算法计算阈值的时间复杂度为 $O(N^2)(N \in \mathbf{Z}^+, N=K)$.

在 PDAC 方案中,为了找到最符合约束条件的分区划分方案,需要对 $\prod_{i=1}^K C/b_i$ 种分区方案进行计算和比较,其中 C/b_i 表示可以准入的第 i 类呼叫的最大数量.为了简化分析,此处将 C/b_i 用常数 $a(a \in \mathbf{N}^+)$ 代替,则 PDAC 方案的计算量可以近似表示为 $\prod_{i=1}^K a$, 即 a^K .在实际系统中,为了保障用户的服务需求,允许接入的各类呼叫的数量通常会比较多,即 a 的值比较大,则 $a \geq 2$ 是成立的,也就是说,对于每类呼叫,至少可以接入 2 个呼叫.所以,可得 PDAC 方案计算量的下限为 2^K , 即该方案的时间复杂度下限为 $O(2^N)(N \in \mathbf{Z}^+, N=K)$.

由两种算法的计算时间复杂度来看,所提方案优于 PDAC.另外,所提方案中进行准入控制的依据是根据平均呼叫到达率、平均呼叫持续时间和小区驻留时间预先计算的准入阈值.该阈值不需要在每次呼叫到达时计算,而是只有在平均呼叫到达率、平均呼叫持续时间及小区驻留时间几个参数发生变化时才需要重新计算,从而进一步降低了系统的计算负载.

4 结束语

本文针对部分带宽共享的多类业务服务系统的特点,提出了一种保证呼损率比例公平的准入控制算法.该

算法根据不同类别呼叫的平均呼叫到达率、平均呼叫持续时间和平均小区驻留时间这些参数,通过动态调整准入阈值来控制系统接纳的各类呼叫数量,使得各类呼叫的呼损率符合给定的比值.在后续的仿真实验中,通过对比在不同的平均呼叫到达率情况下,两类呼叫的准入阈值和呼损率的变化来验证所提出算法的有效性.实验数据显示,随着第2类呼叫到达率的增加,第1类呼叫的准入阈值逐渐减小,以预留更多的带宽来接入第2类呼叫,同时由于呼叫总数的增加和总带宽的限制,导致两类呼叫的呼损率都在增加,但由于所提了,算法的控制作用,两类呼叫的呼损率比值始终保持在给定比值的附近,实现了呼损率比例公平的目的.

References:

- [1] Braden R, Zhang L, Berson S, Herzog S, Jamin S. Resource ReSerVation Protocol. RFC2205, 1997.
- [2] Blake S, Black D, Carlson M, Davies E, Wang Z, Weiss W. An Architecture for Differentiated Services. RFC2475, 1998.
- [3] Rosen E, Viswanathan A, Callon R. Multiprotocol Label Switching Architecture. RFC3031, 2001.
- [4] Dovrolis C, Ramanathan P. A case for relative differentiated services and the proportional differentiation model. *IEEE Network*, 1999,13(5):26–34. [doi: 10.1109/65.793688]
- [5] Dovrolis C, Stiliadis D. Relative differentiated services in the Internet: Issues and mechanism. In: *Proc. of the 1999 ACM SIGMETRICS Int'l Conf. on Measurement and Modeling of Computer Systems*. New York: ACM Press, 1999. 204–205.
- [6] Dovrolis C, Stiliadis D, Ramanathan P. Proportional differentiated services: Delay differentiation and packet scheduling. *IEEE Trans. on Networking*, 2002,10(1):12–26. [doi: 10.1109/90.986503]
- [7] Dovrolis C, Ramanathan P. Dynamic class selection: From relative differentiation to absolute QoS. In: *Proc. of the 9th Int'l Conf. on Network Protocols*. Piscataway: IEEE Press, 2001. 120–128.
- [8] Leung MKH, Lui, Yau JCS, Yau DKY. Adaptive proportional delay differentiated services: Characterization and performance evaluation. *IEEE Trans. on Networking*, 2001,9(6):801–817. [doi: 10.1109/90.974533]
- [9] Lai YC, Chang A. A non-work-conserving scheduler to provide proportional delay differentiated services. In: *Proc. of the Global Telecommunications Conf. Piscataway: IEEE Press, 2004. 1723–1727.*
- [10] Li JS, Mao CS. Providing flow-based proportional differentiated services in class-based DiffServ routers. In: *The Institutions of Electrical Engineers proceedings of Communications*. London: Institute of Engineering Technology Press, 2004. 82–88.
- [11] Sankaran S, Kamal AE. A combined delay and throughput proportional scheduling scheme for differentiated services. In: *Proc. of the IEEE Global Telecommunications Conf. Piscataway: IEEE Press, 2002. 17–21.*
- [12] Vuong S, Shi XZ. A proportional differentiation service model for the future Internet differentiated services. In: *Proc. of the Int'l Conf. on Communication Technology*. Piscataway: IEEE Press, 2000. 416–423.
- [13] Huang JH, Qian DP, Wang SL, Liu Y. Proportional fairness scheduling algorithm used for wireless sensor network. *Journal of Xi'an Jiaotong University*, 2008,42(2):129–132 (in Chinese with English abstract).
- [14] Li JS, Lai HC. Providing proportional differentiated services using PLQ. In: *Proc. of the Global Telecommunications Conf. Piscataway: IEEE Press, 2001. 25–29.*
- [15] Dovrolis C, Ramanathan P. Proportional differentiated services, Part II: Loss rate differentiation and packet dropping. In: *Proc. of the 8th Int'l Workshop on Quality of Service*. Piscataway: IEEE Press, 2000. 52–61.
- [16] Markaki ME, Saltouros MP, Venieris IS. Proportional packet loss differentiation and buffer management for differentiated services in the Internet. In: *Proc. of the 25th Annual IEEE Conf. on Local Computer Networks*. Piscataway: IEEE Press, 2000. 306–313.
- [17] Quynh TN, Karl H, Wolisz A, Rebensburg K. Using only proportional jitter scheduling at the boundary of a differentiated service network: Simple and efficient. In: *Proc. of the 2nd European Conf. on Universal Multiservice Networks*. Piscataway: IEEE Press, 2002. 116–123.
- [18] Salles RM, Barria JA. Proportional differentiated admission control. *IEEE Communications Letters*, 2004,8(5):320–322. [doi: 10.1109/LCOMM.2004.827384]
- [19] Verma N, Chen IR. Admission control algorithms integrated with pricing for revenue optimization with QoS guarantees in mobile wireless networks. In: *Proc. of the 10th Int'l Conf. on Parallel and Distributed Systems (ICPADS 2004)*. Piscataway: IEEE Press, 2004. 495–502.

- [20] Chen IR, Yilmaz O, Yen IL. Admission control algorithms for revenue optimization with QoS guarantees in mobile wireless networks. *Wireless Personal Communications*, 2006,38(8):357-376. [doi: 10.1007/s11277-006-9037-6]
- [21] Huang JH, Qian DP, Wang SL. Adaptive call admission control based on reward-penalty model in wireless/mobile network. *Journal of Computer Science and Technology*, 2007,22(4):527-531. [doi: 10.1007/s11390-007-9065-z]

附中文参考文献:

- [13] 黄建辉,钱德沛,王胜灵,刘轶.用于无线传感器网络的比例公平队列调度算法.西安交通大学学报,2008,42(2):129-132.



黄建辉(1977—),男,博士,主要研究领域为IP网络 QoS,Overlay 网络.



钱德沛(1952—),男,教授,博士生导师,CCF 高级会员,主要研究领域为计算机体系结构,计算机网络.



刘轶(1968—),男,博士,副教授,CCF 会员,主要研究领域为计算机系统结构,计算机网络.



王胜灵(1978—),女,博士,助理研究员,主要研究领域为IP网络 QoS.

www.jos.org.cn

www.jos.org.cn