

# 基于模糊逻辑的视频服务器接纳控制

戚伟世 蔡安妮 孙景鳌

(北京邮电大学电信工程学院 北京100876)

**摘要** 提出一种新的基于模糊逻辑的 VBR 视频流接纳控制算法。该算法通过对调度周期的在线调整,使得系统所剩的磁盘 I/O 带宽和缓存空间达到一种等量的动态平衡,从而大大提高了系统资源的综合利用率。仿真结果表明,该算法下的接纳率比最优固定周期算法下的接纳率提高了约 25%;同时,也比前人提出的动态调度周期算法的接纳率提高 8%,并且算法的可行性也得到明显增强。

**关键词** 接纳控制,动态调度周期,VBR,模糊逻辑

## Fuzzy Logic Based Admission Control on Video Servers

QI Wei-Shi CAI An-Ni SUN Jing-Ao

(School of Telecommunications Engineering, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876)

**Abstract** A novel fuzzy logic based admission control algorithm on VBR videos is proposed. By the on-line adjustment of scheduling period, residual system resources such as disk I/O bandwidth and buffer space are in a dynamic balance state, which enhances greatly the integrated utilization of system resources. The result of simulation shows the algorithm can increase admission rate by about 30% than that of optimal fixed period algorithm. The algorithm also can increase admission rate by 8% than that of former algorithm with dynamic scheduling period, and its availability is strengthened obviously.

**Keywords** Admission control, DSP, VBR, Fuzzy logic

## 1 引言

近年来,各种多媒体应用,如视频、音频和数据等业务日益丰富和不断增长,使得视频服务器中磁盘 I/O 带宽和缓存资源显得非常珍贵。而 MPEG VBR 视频流作为多媒体信息的主要内容之一,由于其变比特率的特性,峰值速率可能比平均速率大好几倍,再加之突发性和连续播放的要求,对视频服务器的存储、调度以及传输等有更高的要求。这些都给视频服务器的接纳控制研究提出了新的课题,也吸引了众多学者的兴趣。接纳控制的目的是在保证已接纳客户的 QoS 要求的条件下,通过提高资源的利用率,尽力增加并发客户的数量。文[1]提出的 ROC 缓存接纳策略和 ROC 缓存替换算法,解决了使用间隔缓存的变码率视频服务器的缓存管理问题,从而使系统的吞吐量提高了 25%。为了缓解 VBR 的速率突发性和多变性<sup>[2]</sup>对磁盘 I/O 带宽和缓存造成的压力,文[3~5]采用带宽平滑技术,对存储视频进行磁盘最优调度规划,很好地解决了磁盘 I/O 带宽的利用率,节约了磁盘空间,提高了系统的接纳率。文[7]通过详细分析磁盘的物理结构和存取特性<sup>[6]</sup>,对视频流的传输提出了满足磁盘 I/O 带宽和缓存空间约束的动态调度周期,并对 CBR 视频流进行了接纳调度研究。Lee 等人<sup>[6]</sup>以文[7]提出的磁盘 I/O 带宽和缓存空间对调度周期的约束关系为基础,根据 VBR 视频的特点,提出了一种基于动态调度周期的接纳控制算法,其目的是通过动态调整调度周期的大小来提高磁盘 I/O 带宽和缓存资源的协调利用率。但是,该方法在接纳控制过程中耗费了大量的系统资源(包括 CPU、磁盘 I/O 带宽以及缓存容量),从而影响了系统整体性能的有效提高。

综上所述,人们对如何提高视频服务器的资源利用率进行了大量的卓有成效的研究。具体而言,有针对缓存瓶颈的研究,也有针对磁盘 I/O 带宽瓶颈的研究,还有针对二者都有可能成为瓶颈的研究。本文在深入分析文[7,8]的基础上,提出一种针对 VBR 视频流的自适应在线调节调度周期的接纳控制算法,最大限度地提高视频服务器的综合性能。文章在分析磁盘 I/O 带宽和缓存容量对调度周期的约束关系的基础上,建立一种接纳调度模型,通过在线测量剩余的磁盘 I/O 带宽和缓存容量,由模糊规则预测下一调度周期的大小;在接纳过程中,计算新请求与已接纳请求都被服务情况下的周期容限,若存在可调度周期则接纳该新请求,否则拒绝接纳。仿真结果表明,本文所提出的算法,不但提高了系统资源的利用率,使平均接纳率大大提高,而且也克服了其它文献中存在的不足。

本文第 2 节介绍磁盘 I/O 带宽与缓存容量对调度周期的约束关系,第 3 节详细介绍本文提出的调度模型及其接纳控制算法,第 4 节介绍仿真环境及其结果,最后总结全文。

## 2 相关背景

在调度过程中,如果可用的缓存资源比较充足而可用的磁盘 I/O 带宽资源比较低时,那么一个较长的调度周期更能获得较好的性能;如果可用的磁盘 I/O 带宽资源比较充足而可用的缓存资源比较低时,那么一个较短的调度周期更能获得较好的性能。因此,为了获得最佳的综合性能,调度周期应根据资源状况在线调整,尤其对于具有 VBR 特性的视频流,优势更加明显。为了保证流连续播放而不至出现缓存的饥饿和溢出,可调度周期应该有一个下限和上限。当调度周期变

长时,每个流将有更多的数据从磁盘读到缓存上,由于缓存空间的有限性,这时调度周期不应高于某个最大值  $T_{period}^{max}$ ;为了在较短的调度周期内将足够的数据传送到缓存上,需要更高的磁盘 I/O 带宽,由于磁盘 I/O 带宽是有限的,这时调度周期不应低于某个最小值  $T_{period}^{min}$ 。为此,文[7]根据一定的磁盘调度规则给出如下的周期容限:

$$T_{period}^{min} \geq E(T) + \sigma(T) / \sqrt{\rho} \quad (1)$$

$$T_{period}^{max} = bux / \sum_{i=1}^m Rv(i) \quad (2)$$

其中  $Rv(i)$  在文[7]中为第  $i$  个 CBR 流的播放速率,本文对于 VBR 流来说则应为当前调度周期内第  $i$  个流的平均数据播放率。 $\rho$  表示系统可容忍的饥饿概率; $bux$  表示当前最大的可用缓存容量, $m$  表示系统中服务的流数,其它参数可参阅文[7],这里不再赘述。

需要指出的是,调度过程中的周期容限不仅与磁盘 I/O 带宽、缓存容量有关,而且也与当前正在服务流的播放速率有关。具体地说,周期容限随系统内流数的增加越来越小,即  $T_{period}^{min}$  随流数的增大而增大,  $T_{period}^{max}$  随流数的增大而减小,当达到  $T_{period}^{min}$  与  $T_{period}^{max}$  接近或  $T_{period}^{min} > T_{period}^{max}$  时,系统不能再接纳新的请求。

### 3 磁盘调度模型及其接纳控制算法

本文通过以上分析,首先建立了一个接纳与调度模型,在此基础上提出了利用模糊逻辑在线调整调度周期大小的接纳控制算法。该算法通过在线测量系统所剩资源来实时调整调度周期,使得系统所剩资源处于一种动态的“等量”平衡,从而大大提高了系统资源的利用率,并且有效地抑制了系统出现饥饿或溢出的概率。另外,在接纳过程中,我们假定系统有足够的网络资源,并且采用先到先服务的轮循调度方式。

#### 3.1 接纳调度模型

图1所示为本文采用的接纳与调度模型。 $(T_i, m_i)$  表示在第  $i$  个调度周期  $T_i$  到达之前系统已接纳的流总数为  $m_i$  个,  $\Delta m_i$  表示  $T_i$  内新接纳的流个数,因此有  $m_i = m_{i-1} + \Delta m_{i-1}$ 。依前所述,在一个调度周期  $T_{period}$  内,每个流所用的传输时间  $t_i$  应正比于该流正在播放的速率,即  $t_i = \frac{Rv(i)}{R} T_{period}$  ( $R$  为系统最大的磁盘 I/O 带宽),由于每个  $T_{period}$  在其调度期开始就已确定了大小,因此整个  $T_{period}$  的时间也就随着按比例分配于各流。这样在第  $i$  个调度周期  $T_i$  内接纳的新流直到  $T_{i+1}$  内才能开始从磁盘检索。为了保证流的连续播放,一个流由磁盘开始检索数据到播放,还要有个启动延时(startup delay),为此,本文将在  $T_i$  内开始从磁盘检索的流( $\Delta m_{i-1}$ )规定在  $T_{i+1}$  内开始播放,这样对于每个流来说,从接纳到开始播放,最大延时为2个连续的调度周期。图1中下半部分所示为与调度周期  $T_i$  对应的缓存数据的输入与输出关系。

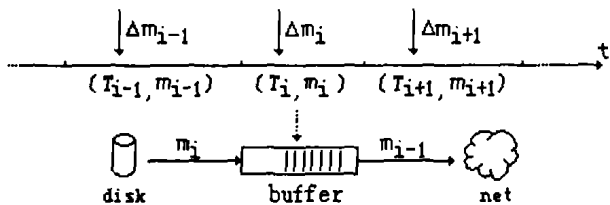


图1 接纳与调度模型

#### 3.2 周期的动态调节

文[7]中,由于 CBR 流在播放期间的速率不变,因此,只有当服务流个数发生改变时,调度周期才有必要改变。而对于 VBR 流,最优的调度周期必须适时调整才能适应当前的资源状况,其大小取决于当前所剩磁盘 I/O 带宽和缓存空间,以及系统内各流正在播放的速率。现在来阐述本文提出的由当前周期  $T_i$  如何确定下一周期  $T_{i+1}$  的过程:

① 在周期  $T_i$  结束时,以本周期长度近似下一周期长度来计算下一周期  $T_{i+1}$  内将要检索各流的比特总数 ( $k=1, 2, \dots, m_i + \Delta m_i$ ),再由  $Rv(k) = nv(k) / T_i$ ; 即可近似求得下一周期内各个流的平均播放速率,带入式(1)、(2)便可确定周期容限  $T_{period}^{min}, T_{period}^{max}$ 。

② 计算  $T_{i+1} = (T_{period}^{min} + T_{period}^{max}) / 2$ 。

③ 在线测量  $T_i$  结束时所剩磁盘 I/O 带宽  $rx$  及  $bux$ ,以  $rx$  和  $bux$  作为模糊推理的两个输入变量,经模糊推理求得模糊输出  $u$ ,再经减模糊即可求得调度周期的修正量  $\Delta T = u * (T_{period}^{max} - T_{period}^{min}) / 2$ 。

④ 最后计算  $T_{i+1} = T_i + \Delta T$ 。

文[8]将上面步骤②中结果作为最终  $T_{i+1}$  值,这里应该看到,由于在步骤①求  $T_{i+1}$  内的平均播放速率时以  $T_i$  近似  $T_{i+1}$  的长度,最终给实际确定  $T_{i+1}$  带来一定的误差。根据第2节的分析,最佳的调度周期应使所剩磁盘 I/O 带宽和缓存保持“等量”资源,即既要保证该周期下不使可用磁盘 I/O 带宽资源比可用缓存资源大很多,又要保证不使可用缓存资源比可用磁盘 I/O 带宽资源大很多。因此,本文将通过在线评估系统所剩资源的方法对步骤②中的结果进行一定的修正。考虑到 VBR 流的变比特率特性及流间异构特点给磁盘检索时间和可用缓存容量带来的随机的、不确定性的影响,本文在确定可调度周期的修正量时采用模糊推理的方法。如图2、3、4所示,  $buff$  表示物理缓存的最大容量,模糊语言变量“S、M、B”分别表示“小、中、大”等级,以周期的模糊修正量  $u$  为输出,“NB、NM、ZO、PM、PB”分别表示“负大、负中、零、正中、正大”等级,均采用三角形隶属度函数。调度周期的模糊推理规则如表1所示。从步骤③、④可以看出,通过模糊规则的在线调整,最终的  $T_{i+1}$  值在  $(T_{period}^{min}, T_{period}^{max})$  范围内的调整使得系统的剩余资源达到“等量”的平衡,从而也在一定程度上削弱了步骤①中的近似计算所带来的不利影响,同时也将有效地抑制系统出现饥饿或溢出的可能性。

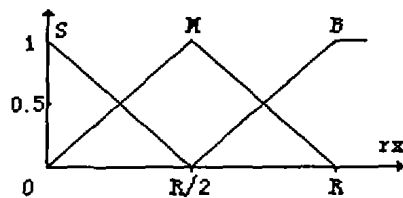


图2 可用磁盘带宽的隶属度函数

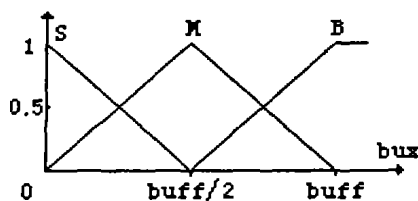


图3 可用缓存的隶属度函数

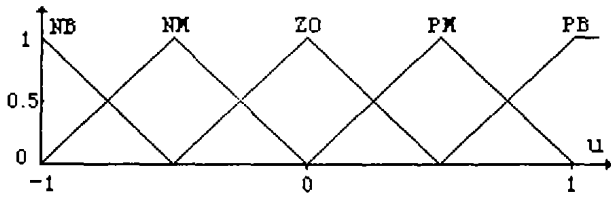


图4 调度周期的调整量隶属度函数

表1 调度周期的调整规则

bux	rx	S	H	B
	u			
S		ZO	NM	NB
M		PM	ZO	NM
m		PB	PM	ZO

另外需要指出的是,由于VBR的变比特率特性,在某些调度周期内即使没有接纳新流也会出现  $T_{period}^{min} > T_{period}^{max}$  的情况,这时系统会出现饥饿或溢出现象,这种情况下,我们直接取  $T_{i+1} = T_i$ ,不必再经过步骤②、③和④确定  $T_{i+1}$ 。

### 3.3 接纳过程

按图1所示的接纳调度模型,当在周期  $T_i$  内有新请求时,由于当前周期内接纳的流将于下一周期开始从磁盘检索,因此应判断它在下一周期内和正在播放的已接纳流一起是否满足周期容限的条件。即按上文步骤①计算是否满足  $T_{period}^{min} < T_{period}^{max}$ ,如果满足该条件,则新流将被接纳,否则拒绝接纳。与文[8]的接纳方法相比,本文的接纳方法简单,并且可行性增强。文[8]指出,在接纳一个新流时,只有判断该流所经历的所有调度周期都满足周期容限时才能接纳,否则将被拒绝,这样带来的好处是只要接纳新流后,就不会出现系统饥饿或溢出的问题,但是它的缺点是显而易见的。一是浪费了大量的CPU资源,同时,由于系统用于接纳的时间大大增加,相当于从磁盘检索数据的时间也加长,结果导致实际的磁盘I/O带宽利用率大大下降。二是对于VBR流来说,要在接纳时对每个流所经历各个周期内的平均播放速率进行计算,似乎是不现实的。因为这些视频数据只有检索到缓存上才能进一步计算其比特率,这样势必浪费大量磁盘I/O带宽和缓存资源,特别是经过一段时间的计算后流被拒绝的情况,这种浪费显然是无益的。另外,也可以将描述各流帧序列大小的数据事先放在磁盘上,接纳判断时将这些非视频数据检索到磁盘上进行计算,这样做虽然数据量相对视频数据量少了,但也将浪费不少的磁盘空间、缓存容量,尤其CPU资源和磁盘I/O带宽的浪费更不能忽视。采用本文的方法,可以避免这些缺陷,而且也可使系统的资源利用率更接近最优。不过,本文的方法也有其缺点。由于VBR流的变比特率特性,在某个周期内接纳的视频流,有可能在以后的某个周期内不满足周期容限而导致系统饥饿或溢出。为此,本文采取预留一小部分磁盘I/O带宽和缓存资源的方式来减小饥饿或溢出出现的概率。仿真实验表明,由此带来的系统接纳率的降低是微不足道的。综合以上优劣,本文所提算法不但大大改善了系统的综合性能,而且也具有更好的现实意义。

## 4 仿真结果

本文的仿真数据源采用文[9]的MPEG VBR视频流 Dil-

bert1x0~Dilbertx06。流到达规律服从参数  $\lambda=25$  帧的泊松分布,每个新请求随机地从上述视频流中选取,流的长度服从参数为  $\mu=5000$  帧的负指数分布,若所选流的长度不够所要求的新流的持续长度,则以实际长度代替。仿真系统所用的磁盘物理参数来自文[7]所用UNIX工作站的参数,饥饿概率  $p$  取0.05,物理缓存buff取16M。我们将下面两方面的仿真实验来比较本文算法的优越性。(1)与固定调度周期的接纳控制算法比较。为减小饥饿或溢出出现的概率,这里预留1%的磁盘I/O带宽,5%的存容量。如表2所示,当固定周期的大小越接近动态周期的平均值6952ms时,接纳的流数越多。本文的算法在同样条件下比最优固定周期的接纳率提高约25%,同时系统出现饥饿或溢出的概率接近于0。

(2)本文对上文第3.2节的步骤①~④进行了分步仿真比较,即将步骤②的结果作为最终的  $T_{i+1}$  值与步骤④的结果作为最终的  $T_{i+1}$  值进行比较。结果表明,后者的接纳率比前者提高了8%,而系统的饥饿或溢出概率却降低约2%。

表2 固定调度周期算法平均接纳流数

固定周期长度(ms)	5043	6048	6952	8004	9103
流数	46	56	65	58	51

**结论** 本文通过分析多媒体系统中有限资源与调度周期的约束关系,对VBR流的接纳控制算法进行了有益的研究。通过引入模糊逻辑,对有限系统资源造成的瓶颈进行了合理的协调,从而有效提高了系统资源的综合利用率。仿真结果表明,所提算法不但克服了前人算法存在的不足,而且也大大增强了算法的可实现性。另外,模糊控制逻辑的引入,对具有突发、不确定性变化的视频负载具有较强的适应性,也给解决类似问题提供了新的思路。

## 参考文献

- 1 龙白滔,钟玉琢,王浩.变码率视频服务器间隔缓存的接纳策略和替换算法[J].电子学报,2002,30(2):153~157
- 2 Pancha P, Zarki M El. MPEG coding for variable bit rate video transmission[J]. IEEE Communications Magazine, 1994, 32(5): 54~66
- 3 Salehi J D, Zhang Z L, Kurose J F, Towsley D. Supporting stored video: reducing rate variability and end-to-end resource requirements through optimal smoothing[J]. IEEE/ACM Trans. on Networking, 1998, 6(4):397~410
- 4 Fenf W C, Rexford J. Performance evaluation of smoothing algorithms for the transmitting prerecorded VBR video [J]. IEEE Trans. on Multimedia, 1999, 1(3):302~313
- 5 Anastasiadis S V, Sevcik K C, Stumm M. Server-based smoothing of variable bit-rate streams[J]. In: Proc. ACM Multimedia, Oct. 2001
- 6 Ruemmler C, Wilkes J. An introduction to disk drive modeling[J]. IEEE Computer, 1994, 27(3):17~28
- 7 Chen H J, Little T D C. Storage allocation policies for time-dependent multimedia data[J]. IEEE Trans. on Knowledge and Data Engineering, 1996, 8(5):855~864
- 8 Lee K, Yeom H Y. An effective admission control mechanism for variable-bit-rate video streams[J]. Multimedia Systems, 1999, 7(4): 305~311
- 9 <http://trace.eas.asu.edu/preencoded/index.html> [EB/OL], 2003-12-03