

变码率视频服务器间隔缓存的接纳策略和替换算法

龙白滔, 钟玉琢, 王 浩

(清华大学计算机系, 北京 100084)

摘 要: 本文提出了 ROC(Resist-Overload Capability) 缓存接纳策略和替换算法, 解决了使用间隔缓存变码率视频服务器的缓存管理问题. 确定性缓存接纳策略能提供确定的服务质量, 却存在不适应交互应用和缓存利用率低的缺点; 统计复用缓存接纳策略需要海量卷积运算, 因此缺乏实用性; ROC 缓存接纳策略通过简单运算, 提供概率的缓存服务质量保证和较高的缓存利用率. 仿真结果表明, 在典型系统配置下, ROC 缓存接纳策略和替换算法可以提高约 25% 的系统吞吐量; 相对确定性缓存接纳策略和 STPL 缓存替换算法, 可以多服务约 17% 的视频流, 平均缓存利用率也要高出约 38%.

关键词: 间隔缓存; 缓存接纳策略; 缓存替换算法; 变码率视频; 视频服务器

中图分类号: TP391 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2002) 02-0163-05

Cache Admission Control Strategy and Replacement Algorithm for VBR Video Servers with Interval Caching

LONG Bai-tao, ZHONG Yu-zhuo, WANG Hao

(Department of Computer Science & Technology, Tsinghua University, Peking 100084, China)

Abstract: ROC(Resist-Overload Capability) cache admission control and replacement algorithm are presented to manage cache use in VBR video servers with interval caching. Deterministic cache admission control can guarantee the quality of service but leads to severe under-utilization of cache resources. Statistic cache admission control requires heavy convolution computation which makes it in-applicable. ROC cache admission control simplifies the convolution computation, and guarantees the cache quality of service. The result of simulation shows ROC cache admission control and replacement algorithm can boost system throughput and improve cache utilization significantly with very low cache overload probability.

Key words: interval caching; cache admission control; cache replacement algorithm; VBR video; video server

1 引言

交互式 VOD 正在成为重要的多媒体服务. 开发连续媒体服务器的基本问题是视频和音频特性不同于传统的图象、文本, 因此需要不同的技术来组织和管理. 为了提高连续媒体服务器的性能, 各研究机构做了大量相关工作. 与传统存储系统相似, 间隔缓存 (Interval Caching)^[1,2] 使用一个全局缓存来减少连续媒体服务器的磁盘 I/O. 这种技术通过缓存连续视频流, 保证后继视频流从缓存访问数据块, 节省磁盘资源, 以服务更多用户请求. 文献[1]描述了间隔缓存基本原理, 文[2]中讨论了间隔缓存具体实现; 基于间隔缓存, 文[10]提出了趟缓存 (Run Caching), 将相邻的一组间隔聚合成趟; 文献[8]提出的 BASIC 和 DISTANCE 算法, 讨论了细粒度缓存替换算法; 文献[7]提出 Non-Preemptive Interval Caching (NIC), Preemptive but Safe Interval Caching (PSIC), Space-Time Product of Logical Blocks Caching Scheme (STPL) 算法, 讨论了粗粒度缓存替换算法; 基

于对象访问频度文献[3,11]提出了缓存对象和缓存间隔的双缓存分配算法; 文献[5,6]为间隔缓存建立了数学模型并进行了性能分析; 文献[9]提出一种基于间隔缓存的系统接纳策略 Short-sighted Prediction Admission Control (SPAC). 以上文献, 除了文[7]中 STPL 是一种可以应用到变码率视频的方案, 其余主要集中在讨论了恒定码率视频间隔缓存的相关问题, 在实际应用中具有局限性.

本文提出的 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. ROC 缓存接纳策略主要目标是在给定限定服务质量的缓存过载概率上限基础上尽可能缓存更多视频间隔, 高效率使用缓存资源, 而不影响已经缓存间隔承诺的服务质量. ROC 缓存接纳策略基于缓存统计复用, 应用概率论的中心极限定理, 简化统计复用的概率计算, 提出衡量缓存抗过载能力的性能指标 ROC. ROC 缓存替换算法主要目标是通过替换操作提高缓存

收稿日期: 2001-02-16; 修回日期: 2001-08-23

基金项目: 国家自然科学基金 (No. 69973025); 973 国家技术项目 (No. G1999032704)

抗过载能力,使缓存资源使用更趋稳定.大量仿真实验的结果表明算法是有效的.

本文组织如下:第二节介绍间隔缓存基本原理,描述使用变码率间隔缓存视频服务器的系统模型;第三节描述了变码率间隔缓存的 ROC 缓存接纳策略和缓存替换算法;第四节,给出了仿真实验结果,验证 ROC 接纳策略和替换算法的有效性和适应性;第五节总结本文.

2 系统描述

2.1 间隔缓存基本原理

间隔缓存策略的基本原理是选择访问同一节目的连续视频流请求的间隔缓存,使后继视频流请求从缓存中服务,由图 1 说明.图中标记为 S_{11} 到 S_{31} 的小箭头代表节目 1, 2, 3 不同的视频流.如果 S_{ki} 读取的数据块立即被 S_{kj} 读取,则 S_{ki} 和 S_{kj} 定义为连续的.例如,图 1 中, (S_{11}, S_{12}) , (S_{12}, S_{13}) 和 (S_{13}, S_{14}) 形成了 3 个节目 1 的连续配对.形成一个配对的两个连续流分别称为前向流和后继流.当间隔被缓存时,前向流访问的数据被缓存,图中 $S_{11}, S_{12}, S_{13}, S_{21}$ 被缓存;后继流数据从缓存取得,避免了磁盘访问,节省出来的磁盘资源可以服务其它流请求,如图中 $S_{12}, S_{13}, S_{14}, S_{22}$ 由缓存服务.因此使用相同磁盘系统,采用间隔缓存的视频服务器可以服务更多用户请求.文献[2]描述了恒定码率视频间隔缓存详细实现并进行了性能分析.

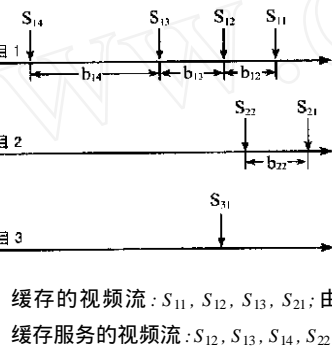


图 1 间隔缓存基本原理

2.2 视频流请求状态转换

进入视频服务器的每个视频流请求服从图 2 的状态转换图.当视频流请求被接纳时,它处于磁盘服务状态,由磁盘服务.如果一个视频间隔被缓存,后继视频流请求进入变迁状态.假设间隔的长度为 l 个周期,则后继视频流请求经过 l 个周期进入缓存服务状态,由缓存服务.处于变迁状态的视频流请求需要由磁盘服务一段时间然后进入缓存服务状态.当视频流请求回放完毕,它进入完成状态.由于替换过程可能频繁发生,处于变迁状态和缓存服务状态的视频流请求可能被替换进入磁盘服务状态.

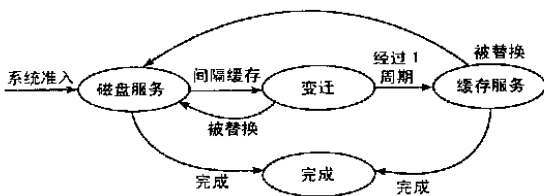


图 2 视频流请求状态转换图

以上概述的间隔缓存基本原理和使用间隔缓存的变码率视频服务器系统模型可以帮助理解本文剩余部分.读者可以参考文[2]作进一步详细了解.

3 缓存接纳策略和替换算法

本节主要考虑变码率视频间隔缓存接纳策略和替换算法相关问题.对于变码率视频,不仅不同节目的平均码率不同,即使同一节目不同时间的码率也有较大差异.因此间隔使用缓存资源数是变化的,为了保证服务质量和高效使用缓存,必须应用缓存接纳策略.

3.1 确定性缓存接纳策略

首先介绍基于访问节目码率特性来接受缓存请求的确定性缓存接纳策略.为了表达和叙述方便,我们用服务周期数来表示系统时间和节目长度.缓存资源被分割为大小为 b 的内存页,缓存中内存页总数为 P_{total} .假设系统中有 U_c 个视频流请求由缓存服务,视频流请求 $R(k)$ 于服务周期 $t_0(k)$ 进入缓存,与前向请求形成间隔 $I(k)$.令 $l(k)$ 表示间隔 $I(k)$ 的长度, $M(k)$ 表示 $I(k)$ 所属的节目, $N(m, n)$ 表示缓存第 m 个节目第 n 周期的视频数据需要的内存页数,则视频流请求 $R(k)$ 进入缓存服务状态后,服务周期 t ,间隔 $I(k)$ 需要的内存页数 $X(k, t)$ 可以表示为:

$$X(k, t) = \sum_{i=1}^{l(k)} N(M(k), t - t_0(k) - I(k) + i) \quad (1)$$

因为缓存了解所有缓存间隔所属节目的码率特性,未来每个服务周期缓存状态都可以预先计算.特别地,在服务周期 t 所有间隔需要的内存页数目为:

$$P_{cache}(t) = \sum_{j=1}^{U_c} X(j, t) = \sum_{j=1}^{U_c} \sum_{i=1}^{l(j)} N(M(j), t - t_0(j) - I(j) + i) \quad (2)$$

当 P_{cache} 超过缓存内存页总数 P_{total} 时缓存过载.对于给定缓存服务的间隔集合,系统可以精确预测缓存过载的发生.给定进入缓存的新视频流请求,缓存接纳控制计算假设的未来缓存使用状况,如果发生缓存过载次数超过设定阈值,请求被拒绝,否则被接纳.一般地,过载次数阈值越小,缓存利用率越低.如果视频服务器允许用户使用 VCR 功能控制视频回放,确定性缓存接纳策略不再有效.这些情况下,必须采用统计的缓存接纳策略.

3.2 统计的缓存接纳策略

统计缓存接纳策略基于分析缓存中所有视频间隔需要内存页数目的和超过缓存容量的概率.令随机变量 $X(k)$ 表示缓存中间隔 $I(k)$ 一个服务周期需要的内存页数,对于不同的 m, n , $X(m)$ 与 $X(n)$ 互不相关, P_0 表示给定满足一定缓存服务质量的缓存过载概率.

缓存过载概率表示为所有间隔需要内存页数目的和超过缓存内存页总数 P_{total} 的概率,统计的缓存接纳策略表示缓存过载概率小于给定的缓存过载概率 P_0 : $P\left\{ \sum_{k=1}^{U_c} X(k) > P_{total} \right\} \leq P_0$

令 Y 表示随机变量 $X(k)$ 的和, $Y(m)$ 表示 $Y = m$ 的概率,则缓存出现过载概率为: $P\{Y > P_{total}\} = \sum_{m=P_{total}+1}^{\infty} Y(m)$, 给定缓存服务质量要求上界 P_0 ,可以得到新视频间隔进入缓存必须满足条件为:

$$P\{Y > P_{total}\} \leq P_0 \quad (3)$$

根据概率论,互不相关随机变量和的概率分布等于各个随机变量概率密度函数的卷积。卷积需要海量运算,不适合实时计算,下节提出 ROC 缓存接纳策略简化概率估算。

3.3 ROC 缓存接纳策略

如上节所述,随机变量 $X(k)$ 表示间隔 $I(k)$ 每个服务周期需要内存页数, μ_k 、 σ_k^2 分别是 $X(k)$ 的均值和方差。根据中心极限定理,随机变量 $X(k)$ 的和 Y 近似服从均值为 $\sum_{k=1}^{U_c} \mu_k$, 方差为 $\sum_{k=1}^{U_c} \sigma_k^2$ 的高斯分布,即: $Y = \sum_{k=1}^{U_c} X(k) \sim N(\sum_{k=1}^{U_c} \mu_k, \sum_{k=1}^{U_c} \sigma_k^2)$ 。定义随机变量 Z 服从正态分布, $Z(Y - \sum_{k=1}^{U_c} \mu_k) / \sqrt{\sum_{k=1}^{U_c} \sigma_k^2} \sim N(0, 1)$, 方程(3)变为

$$P\left[Z > (P_{\text{total}} - \sum_{k=1}^{U_c} \mu_k) / \sqrt{\sum_{k=1}^{U_c} \sigma_k^2} \right] \leq P_0 \quad (4)$$

方程(4)揭示了缓存中所有间隔需要内存页数的均值和、方差和与缓存过载概率之间的关系。 Z 服从正态分布,设阈值 T_{ROC} 满足条件: $P[Z \geq T_{ROC}] = P_0$ 。则 $\forall T \geq T_{ROC}$, 有 $P[Z \geq T] \leq P_0$ 。定义 $C_{ROC} = (P_{\text{total}} - \sum_{k=1}^{U_c} \mu_k) / \sqrt{\sum_{k=1}^{U_c} \sigma_k^2}$, 缓存接纳控制算法简化为: $C_{ROC} \geq T_{ROC}$ (5)

易知 C_{ROC} 越大,缓存过载的概率越小;反之,缓存过载概率越大。因此 C_{ROC} 成为衡量缓存抗过载能力的性能指标,缓存接纳控制简化为考察变量 C_{ROC} 的取值范围,如果满足方程(5),间隔由缓存服务;反之,说明缓存不能在给定的过载概率下保证请求的服务质量。缓存接纳策略因此称为 ROC (Resist-Overload Capability) 缓存接纳策略。

基于 ROC 缓存接纳策略,下节提出 ROC 缓存分配算法和 ROC 缓存替换算法。

3.4 ROC 缓存分配算法和 ROC 缓存替换算法

ROC 缓存分配算法基本思想是当缓存的新 C_{ROC} 取值满足方程(5),则请求由缓存服务;否则使用 ROC 缓存替换算法寻找替换者,如果找到替换者,则请求由缓存服务,否则由磁盘服务。算法形式化描述为:

ROC 缓存分配算法 (视频流请求 $R(k)$)

- ```

{
 (1) 视频流请求 $R(k)$ 不能与前向请求形成间隔,或者间隔需要内存页数超过某个设定阈值,或者缓存利用率大于磁盘利用率,进行操作(5)。
 (2) 计算 $R(k)$ 加入到缓存服务队列后缓存的新 C_{ROC} 取值,如果满足方程(5),进行操作(6)。
 (3) 使用 ROC 缓存替换算法在缓存中寻找替换者,如果找不到,进行操作(5)。
 (4) 将被替换请求移出缓存服务队列,被替换请求处于磁盘服务状态,加入磁盘服务队列,进行操作(6)。
 (5) 视频流请求 $R(k)$ 加入磁盘服务队列, $R(k)$ 处于磁盘服务状态,返回。
 (6) 视频流请求 $R(k)$ 加入缓存服务队列, $R(k)$ 处于变迁状态,返回。
}

```

ROC 缓存替换算法基本思想是通过替换操作,使缓存增

强抗过载能力,进一步降低缓存过载概率,即增大  $C_{ROC}$ 。算法形式化描述如下:

设视频流请求与前向请求形成视频间隔  $I(0)$ ,令:间隔  $I(0)$  每个服务周期需要内存页数的均值和方差分别为  $\mu_0$  和  $\sigma_0^2$ ,缓存当前抗过载能力为  $C_{ROC}$ ,缓存当前缓存间隔数为  $U_c$ 。

ROC 缓存替换算法 (视频间隔  $I(0)$ )

- ```

{
  (1) 计算  $C_j = (P_{\text{total}} - \sum_{k=1}^{U_c} \mu_k + \mu_j - \mu_0) / \sqrt{\sum_{k=1}^{U_c} \sigma_k^2 - \sigma_j^2 + \sigma_0^2}$ ,  $1 \leq j \leq U_c$ 。
  (2) 令  $C_m = \text{MAX}\{C_j | 1 \leq j \leq U_c\}$ 。
  (3) 如果  $C_m > C_{ROC}$ ,令  $C_{ROC} = C_m$ ,返回间隔  $I(m)$ ;否则返回空值。
}

```

直观地,ROC 缓存替换算法把需要内存页数多,内存页数变化大的视频间隔替换出去,从而使缓存资源使用更稳定。对于恒定码率视频,间隔需要内存页数与间隔时间长度成正比,所以时间长的间隔将被替换,这与文[7,8]中恒定码率间隔缓存替换算法思想是一致的。ROC 缓存替换算法开销很小,其算法复杂度为 $O(m)$,其中 m 为缓存中间隔数目。

4 仿真和结果

本节中,先说明仿真环境和参数,随后给出实验结果。通过对缓存服务流数目、缓存利用率等对比,说明 ROC 缓存接纳策略在保证服务质量条件下能明显提高系统吞吐量,高效率使用缓存,ROC 缓存替换算法优于其它间隔缓存替换算法。文献[7]提出的 STPL 是一种提供确定服务质量的间隔缓存算法,其性能优于其它间隔缓存算法,因此我们以确定性缓存接纳策略和 STPL 缓存替换算法作对照。相对 ROC 缓存替换算法 STPL 有较高计算开销,其算法复杂度为 $O(n \cdot \log(n))$,其中 n 为缓存中间隔数目。

仿真环境按照近期各研究机构提出的用户行为模型和系统模型进行设计。其中:

- (1) 定义系统容量 NS,表示不使用间隔缓存,磁盘子系统可以服务的请求数。为了便于测试缓存性能,我们假设磁盘子系统可以服务固定数目的请求。
- (2) 用户到达过程为泊松过程,数学期望值表示平均请求强度。由 Little 定理,根据 NS 和平均服务时间,可以计算出系统额定用户请求强度。通过改变 λ ,可以观察到不同用户请求强度下面系统适应能力。
- (3) 用户对节目访问服从 Zipf 分布^[4],第 k 个节目的访问概率为 $P_k = C / K^{(1-\alpha)}$,参数 α 为倾斜因子,控制节目访问偏爱程度, C 是规一化常数。有的研究者认为在通常连续媒体访问系统中 α 的大小为 0.271^[4],为了验证算法普遍性,本文将 α 设为变量。

(4) 仿真时选取 15 个变码率编码的 MPEG2 视频序列作为节目模板,节目模板长度都在 30 分钟左右。每个模板代表一种典型变码率视频码率及其码率变化特性,节目模板的选取服从平均分布。

通过改变仿真参数,我们做了大量仿真实验.仿真器由事件驱动,每次仿真运行 100,000 个周期,系统热启动为 4,000 个周期,为了保证缓存服务质量,设定缓存过载概率上限为.稳态输出得到均值区间,置信度为 95 % 的值.

采用缓存服务流数目、缓存利用率作为评价系统性能的指标.不同系统参数,包括节目访问倾斜程度,节目数,缓存大小以及用户请求强度都能影响系统性能.

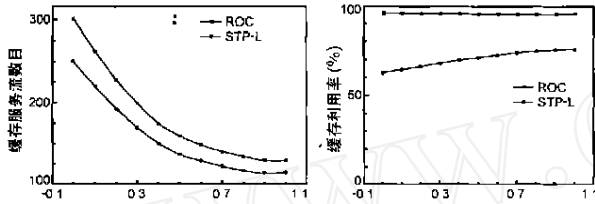


图 3 (a) 不同倾斜因子下缓存服务流数目比较;
(b) 不同倾斜因子下缓存利用率比较

图 3(a)和图 3(b)中,变化 Zpfi 倾斜因子,观察缓存服务流数目与缓存利用率的变化.其它系统参数为 $NS = 900$, $\lambda = 30/分钟$,缓存为 1GB,节目数 92.当 $Zpfi$ 变为 1 时,访问趋向于平均分布.因此,不同节目到达间隔时间增加,导致缓存服务流数量的减少,缓存利用率降低.针对不同的 Zpfi 倾斜因子,ROC 缓存接纳策略和替换算法具有很好适应性,平均提高 20.2 % 的系统吞吐量,平均缓存利用率达到了 95.6 %.与确定性缓存策略和 STP-L 缓存替换算法相比,前者可以多服务 16.7 % 视频流,平均缓存利用率也要高出 36.1 %.

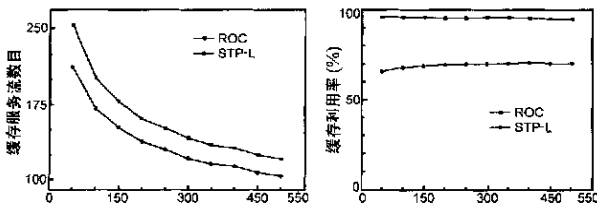


图 4 (a) 不同节目数下缓存服务流数目比较;
(b) 不同节目数下缓存利用率比较

图 4(a)和图 4(b)分别显示了缓存服务流数目和缓存利用率相对服务器存储节目数的变化.其它系统参数为缓存大小 1GB, $NS = 900$, $\lambda = 0.271$, $\mu = 30/分钟$.从图中观察到缓存服务流数目随着节目数增加而变小.这是因为,增加节目数相当于平滑了对比较热门节目的访问,导致服务流数目的减少.针对不同节目数,ROC 缓存接纳策略和替换算法有很好适应性,平均提高 17.7 % 系统吞吐量,平均缓存利用率达到了 95.4 %.相对确定性缓存接纳策略和 STP-L 缓存替换算法,前者可以多服务 16.9 % 的视频流,平均缓存利用率也要高出 37.6 %.

图 5(a)和图 5(b)分别显示了缓存服务流数目和缓存利用率与缓存大小的相关性.其它系统参数 $NS = 900$, $\lambda = 0.271$,节目数 92, $\mu = 30/分钟$.从图中观察到缓存服务流数目随着缓存尺寸增大而大幅增大,表明通过增加缓存来提高系统服务能力是相当有效的.针对不同缓存尺寸,ROC 缓存接纳策略和替换算法有很好适应性,平均提高 28.0 % 系统吞吐量,

平均缓存利用率达到 95.4 %.相对确定性缓存接纳策略和 STP-L 缓存替换算法,前者可以多服务的视频流,平均缓存利用率高出 37.7 %.

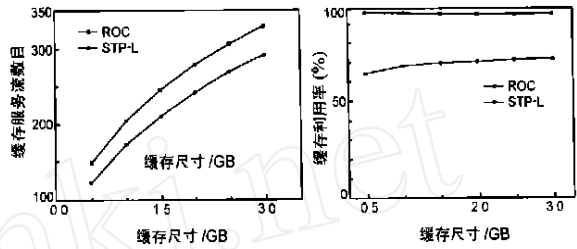


图 5 (a) 不同缓存尺寸下缓存服务流数目比较;
(b) 不同缓存尺寸下缓存服务流数目比较

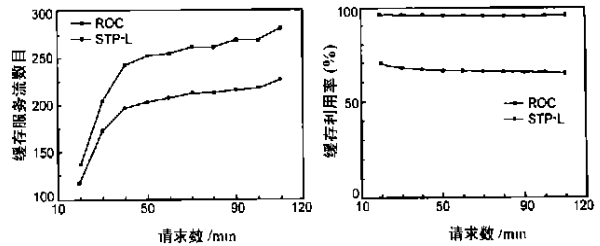


图 6 (a) 不同用户请求强度下缓存服务流数目比较;
(b) 不同用户请求强度下缓存利用率比较

图 6(a)和图 6(b)分别显示了缓存服务流数目和缓存利用率与用户请求强度的关系.其它系统参数 $NS = 900$, $\lambda = 0.271$,节目数 92,缓存大小 1GB.从图中观察到缓存服务流数目随着用户请求强度加大而增加,这是因为用户请求强度增大缩短用户平均到达间隔,减小缓存视频间隔的长度,降低间隔对内存资源需求,相应缓存能服务更多的请求.针对各种用户请求强度,ROC 缓存接纳策略和替换算法有很好适应性,平均提高 27.1 % 系统吞吐量,平均缓存利用率达到 95.5 %.相对确定性缓存接纳策略和 STP-L 缓存替换算法,前者可以多服务 22.4 % 的视频流,平均缓存利用率高出 43.3 %.

从仿真实验结果可知,在各种系统参数变化情况下 ROC 缓存管理策略都有较好的性能.ROC 缓存管理策略本质是一种统计复用资源管理策略,相对确定性资源管理策略,前者能提供概率的服务质量保证,因此获得较高的资源利用率.所有仿真实验中观察到的缓存抖动率都小于给定的 10^{-6} ,表明 ROC 缓存管理策略能提供接近确定的服务质量.

5 结束语

在连续媒体系统中,可以使用间隔缓存来提高系统吞吐量.在使用间隔缓存的变码率视频服务器中,为了高效利用缓存资源,提供概率的服务质量保证,必须应用统计缓存接纳策略和缓存替换算法.本文中,基于考察缓存间隔消耗内存资源的统计特性和缓存过载的概率模型,应用中心极限定理,我们为变码率间隔缓存提出了 ROC 缓存接纳策略和 ROC 缓存替换算法.通过大量仿真实验,验证了 ROC 缓存接纳策略和替换算法的有效性和适应性.仿真结果表明,在典型系统配置下,可以提高约 25 % 的系统吞吐量;相对确定性缓存接纳策略和 STP-L 缓存替换算法,在提供接近确定性的服务质量同

时,前者可以多服务约 17% 的视频流,平均缓存利用率也要高出约 38%。

参考文献:

- [1] A Dan ,D M Dias ,R Mukherjee ,D Sitaram ,R Tewari. Buffering and caching in large-scale video servers [A]. In Proceedings of COMPCON [C],1995:217 - 224.
- [2] A Dan ,D Sitaram. Buffer management policy for an on-demand video servers [R]. Technical Report RC 19347 ,IBM Watson Research Center ,January 1994.
- [3] A Dan ,D Sitaram. A generalized interval caching policy for mixed interactive and long video workloads [A]. Proceedings of SPIE MMCN '96 [C] ,San Jose ,January 1996:344 - 351.
- [4] A Dan ,P Shahabuddin ,D Sitaram ,D Towsley. Channel allocation under batching and VCR control in video-on-demand systems [J]. Journal of Parallel and Distributed Computing 30 ,1995:168 - 179.
- [5] S E Kim ,C R Das ,A Sivasubramaniam. Performance analysis of a buffer management technique for interactive video-on-demand [R]. Technical Report CSE-99-004 ,The Pennsylvania State University ,Department of Computer Science and Engineering ,June 1999.
- [6] S E Kim ,C R Das. A reliable statistical admission control strategy for interactive VOD servers with interval caching [R]. Technical Report CSE-00-009 ,The Pennsylvania State University ,Department of Computer Science and Engineering ,May 2000.
- [7] KyungOh Lee ,Jin B Kwon ,Heon Y Yeom. Exploiting caching for real-time multimedia systems [A]. Proc. of IEEE International Conference on Multimedia Computing and Systems [C] , Florence , Italy , June 1999.
- [8] Banu Özden ,Rajeev Rastogi ,Avi Silberschatz. Buffer replacement algorithms for multimedia storage systems [A]. Proc. of IEEE International Conference on Multimedia Computing and Systems [C] , Hiroshima ,

Japan ,1996:172 - 180.

- [9] Jin B Kwon ,Heon Y Yeom. An admission control scheme for continuous media servers using caching [A]. Proceedings of the IEEE International Conference on Performance Computing and Communications [C] , Phoenix ,February 2000:456 - 462.
- [10] Renu Tewari ,Harrick M Vin ,Asit Dan ,Dinkar Sitaram. Resource-based caching for web servers [A]. Proceedings of ACM/ SPIE Multimedia Computing and Networking [C] ,January 1998:191 - 204.
- [11] Yong Woon Park ,Jong Hyun Kim ,Ki Dong Chung. Frequency-based selective caching strategy in a continuous media server [A]. Proceedings of Seventh International Conference on Parallel and Distributed Systems [C] ,2000:486 - 491.

作者简介:



龙白滔 男.重庆人,1975年7月19日出生于甘肃.1999年毕业于清华大学计算机系,获学士学位,2001年获清华大学计算机系硕士学位.现为清华大学计算机系博士生,主要从事视频服务器、媒体流化以及网络拥塞控制方面的研究工作.



钟玉琢 男.1938年5月19日出生于沈阳.1963年毕业于清华大学自动控制系,获学士学位.现为清华大学计算机系责任教授,博士生导师,中国计算机学会多媒体专业委员会主席.