

주문형 비디오 서버를 위한 실측 기반 적응형 확률 승인 제어 기법

김인환[†]·김정원^{††}·이승원[†]·정기동^{†††}

요약

주문형 비디오 서버(Video-on-Demand server)에서 멀티미디어 데이터를 효과적으로 서비스 하기 위해 사용되는 승인 제어는 시스템의 정확한 여유 자원 상태의 파악을 통해서 이루어져야 한다. 여러 자원 중에서도 디스크 자원은 요구에 대한 응답 시간이 디스크 외적인 요소에 의해 불규칙적이며 요구량 또한 편차가 크므로 적응성 있는 승인 제어가 필요하다. 기존의 승인 제어 기법에서는 이론적인 수치를 통해 승인 여부를 판단하였고, 실측에 기반할 지라도 서비스 상황에 따른 대처가 미흡했다. 본 논문에서 제안하는 실측 기반 적응형 확률 승인 제어 기법은 실제 서비스 환경에서 오프라인(Off-line) 처리 과정과 온라인(On-line) 처리 과정의 두 단계를 실시한다. 이를 통해 시스템의 자원 상황을 정확히 파악할 수 있고 상황에 따라 적응성 있게 승인 여부를 결정할 수 있다. 따라서 최대한의 자원 활용과 QoS(Quality of Service)를 동시에 보장할 수 있다. 모의 실험에서는 실측을 통해 얻어진 성능의 정확성과 요구 대역폭에 따른 적응성 있는 제어를 보임으로써 비디오 서버가 QoS를 보장하면서 최대한의 자원 활용이 가능함을 보였다.

Measurement-Based Adaptive Statistical Admission Control Scheme for Video-On-Demand Servers

In-Hwan Kim[†] · Jeong-Won Kim^{††} · Seung-Won Lee[†] · Ki-Dong Chung^{†††}

ABSTRACT

In a Video-on-Demand system, admission control that is used to serve multimedia data efficiently has to be performed by an accurate grasp of the condition of surplus resources. Most of all, we need to adaptable admission control mechanism because the disk has irregular response time caused by external elements of disk, and also has high deviation of amount demanded. In previous admission control schemes, they determined whether a new user is granted or not through a theoretical value. Although they based on the measurement, they left much to be desired in dealing with the service state. Measurement-based statistical admission control scheme, as we suggested in this research, performs 2 processes of off-line process and on-line process in real service environment. Through this processes, we can grasp the accurate resource state of system and adaptively determine the admission according to circumstances. Therefore, it can guarantee both maximum resource utilization and QoS(Quality of Service). On performance evaluations, we show that the video server can utilize maximum resource utilization with QoS guarantee through precision of performance by measurement and adaptable admission control according to the requested bandwidth.

† 준 회 원 : 부산대학교 대학원 전자계산학과
†† 준 회 원 : 기술신용보증기금 차장
††† 총신회원 : 부산대학교 전자전기정보컴퓨터공학부 교수
논문접수 : 2000년 6월 19일, 심사완료 : 2000년 12월 12일

1. 서 론

인터넷과 멀티미디어 데이터 사용의 보편화로 이를 효과적으로 서비스하기 위한 주문형 비디오 서버에 대한 관심이 높다. 멀티미디어 데이터의 특징으로 인하여 주문형 비디오 서버는 대용량성과 실시간성을 지원해야 한다는 두 가지 문제점을 안고 있으며 이를 효과적으로 해결하기 위한 기법들이 지속적으로 제안되고 있다.

주문형 비디오 서버가 사용자에 일정 수준 이상의 서비스를 제공하기 위해서는 시스템의 성능에 적합한 사용자 수만을 받아 들여야만 한다. 이를 위해서는 시스템의 정확한 여유 자원 상태의 파악과 새로운 요구 수용 시 일정 수준 이상의 서비스가 가능한지를 판별하는 기준이 필요하다.

일반적으로 주문형 비디오 서버에서는 멀티미디어 데이터의 저장과 검색을 위해 다중 디스크를 사용하고 있으며 이러한 환경에서 디스크 서버 시스템이 제공하는 성능의 정확한 측정은 사용자에 일정 수준 이상의 서비스의 질을 제공하기 위해 필수적이다. 디스크 서버 시스템이 제공할 수 있는 성능, 즉 디스크 대역폭은 비디오 데이터의 배치 방식, 운영체제의 디스크 스케줄링 방식, 디스크의 MZR(Multi Zone Recording) 특성 및 RAID(Redundant Arrays of Inexpensive Disks) 등을 이용한 다중 디스크 사용 등 여러 가지 요소에 의해서 가변적이다[1-3]. 즉, 디스크 서버 시스템의 성능 예측은 서비스 할 비디오 데이터의 종류와 운영체제, 그리고 디스크 서버 시스템의 구성을 종합적으로 고려해야 하는 복잡한 작업이다. 그러나 기존의 승인 제어 기법에서는 디스크의 성능을 단순히 고정된 수치로 가정하고 승인 여부를 결정한다. 따라서 사용되는 시스템에 따라 결과가 달라질 수가 있으며, 실제 사용되는 디스크 자원의 정확한 여유 상태를 얻기 위해서는 구성된 디스크 서버 시스템의 실측을 통한 대역폭 예측이 가장 효과적이다. 최근에 제안된 여러 승인 제어 기법[12, 13]이 실측의 결과를 이용하고 있으나 네트워크 대역폭에 한정된 연구이며 디스크 자원에 대한 연구 또한 반드시 필요하다. 본 논문에서는 디스크 자원의 실측을 통해 시스템에 따라 정확한 디스크 여유 자원 상태를 파악할 수 있는 오프라인(Off-line) 처리 과정을 제안하였다.

또, 주문형 비디오 서버는 저장 공간과 데이터율을

감소시키기 위해 MPEG과 같은 압축 기법을 사용하기 때문에 비디오 데이터는 가변 비트율의 특성을 지닌다[4-6]. 이로 인해 전체 사용자의 서비스 주기별 요구 데이터량은 편차가 커지며 새로운 요구 수용 시 일정 수준 이상의 서비스가 가능한지를 판별하는 것이 복잡해진다. 그러나 기존의 기법들은 가변적인 요구 데이터량에 대하여 동일한 알고리즘으로 승인 제어를 수행하므로 갑작스러운 요구 데이터량의 변화에 적응성 있게 대처하지 못하고 디스크 자원의 낭비 또는 지속적인 과부하(overflow) 상태를 발생시킨다. 본 논문에서는 온라인(On-line) 처리 과정을 통해 갑작스러운 요구 데이터량의 변화에 적응성 있게 승인 제어를 실시하고 그 결과 디스크 자원을 최대한 활용하면서 과부하 상태를 최소한으로 발생시키는 기법을 제안하였다.

일반적으로 기존의 승인 제어 기법은 파라미터에 기초한 접근법(Parameter-based approach)과 실측에 기초한 접근법(Measurement-based approach)으로 크게 나눌 수 있으며 파라미터에 기초한 접근법으로는 결정적 승인 제어 기법과 확률적 승인 제어 기법을 들 수 있다[7]. 현재 승인 제어 기법에 대한 연구는 실측에 기초한 접근법에 파라미터에 기초한 접근법을 적용하는 방향으로 많이 이루어지고 있다.

결정적 승인 제어 기법(Deterministic admission control)은 서비스 받고 있는 기존의 모든 사용자의 QoS에 영향을 미치지 않는 경우에만 새로운 사용자를 승인한다[8, 9]. 즉, 서비스 받고 있는 모든 사용자들에 의해 할당된 자원과 새로 승인할 사용자가 요구하는 자원의 합이 전체 디스크 자원을 초과하지 않을 때 새로운 사용자를 승인하는 방법이다. 이를 식 (1)과 같이 나타낼 수 있다.

$$\begin{aligned} \text{총디스크 대역폭} &\geq \text{현재 서비스 대역폭} \\ &+ \text{새로운 요구 대역폭} \end{aligned} \quad (1)$$

이 기법에서의 문제점은 총 디스크 대역폭을 결정하는 방법을 제시하지 않는다는 것과 확실한 QoS를 보장하기 위해 현재 서비스 대역폭과 새로운 요구 대역폭 모두를 최대로 설정하기 때문에 일반적으로 가변 비트율의 비디오 데이터를 사용할 경우 자원의 낭비가 심하다는 것이다[4-6].

확률적 승인 제어 기법(Statistical admission control)은 새로운 사용자를 서비스 할 때의 overflow 확률을

미리 구해 이 확률이 미리 정한 임계치보다 낮을 경우에 승인하는 기법이며 식 (2)와 식 (3)과 같이 나타낼 수 있다[10, 11].

$$q \times F_0 + (1 - q) \sum_{i=1}^n f_i \geq \sum_{i=1}^n p_i \times f_i \quad (2)$$

$$q = P(\tau > R) = \sum_{k=1}^{k_{max}} P(T_k > R | B = k) P(B = k) \quad (3)$$

$$= \sum_{k=1}^{k_{max}} P(T_k > R) P(B = k)$$

- q : overflow 확률
- F_0 : overflow 상황에서 읽을 수 있는 최소 프레임 수
- p_i : f_i 개의 프레임을 읽을 확률
- T_k : 블록을 k 개 읽는데 걸리는 시간
- R : 서비스 주기
- τ : 총 서비스 시간

식 (2)는 승인 제어의 기준을 나타내는 것으로 한 주기동안 액세스 되어야 하는 프레임 수의 하한값은 적어도 평균 액세스 되어야 하는 프레임 수보다 크거나 같아야 새로운 사용자를 승인한다는 것이다. 식 (3)은 overflow가 발생할 확률을 계산하는 식으로 이 확률은 총 서비스 시간(τ)이 서비스 주기(R)보다 클 확률을 의미한다. 식 (2)와 식 (3)에서와 같이 overflow 확률 q 와 overflow 상황에서 읽을 수 있는 최소 프레임 수 F_0 를 구하는 것이 중요하며 이를 위해서는 액세스 시간 T_k 를 구해야 한다. 앞서 언급한 바와 같이 액세스 시간은 일정하지 않으며 MZR 디스크 환경의 다중 디스크 모델에서는 계산이 더욱 복잡해 진다.

[12, 13]에서는 실측의 결과를 실제 서비스 시 승인 제어 기법에 적용하는 기법(Measurement-based admission control)을 소개했는데 실제 서비스 전에 네트워크 자원의 최대 여유 대역폭(maximum residue bandwidth)과 평균 여유 대역폭(average residue bandwidth)을 반복적인 실측을 통해 구하고 실제 서비스 시 네트워크의 packet 분실율의 측정을 통해 두 여유 대역폭을 선택적으로 승인 제어에 사용한다. 또한 허용 패킷 분실 개수(the tolerated bulk loss size)라는 개념을 도입하여 네트워크 상태에 따라 이 크기를 신축성 있게 조절함으로써 QoS 요구를 만족시키는 기법을 보였다. 그러나 이 기법은 네트워크 대역폭에 한정된 승인 제어 모델을 제시하고 있어 디스크 자원에 대한 고려가 필요하다.

또 [14]에서는 디스크 자원의 응답시간이 예측 불가

능함을 보이고 Direct I/O를 이용하여 이를 정확히 예측하기 위한 연구가 있었으나 다중 디스크 모델에서의 연구는 복잡도가 커 다루지 않고 있다.

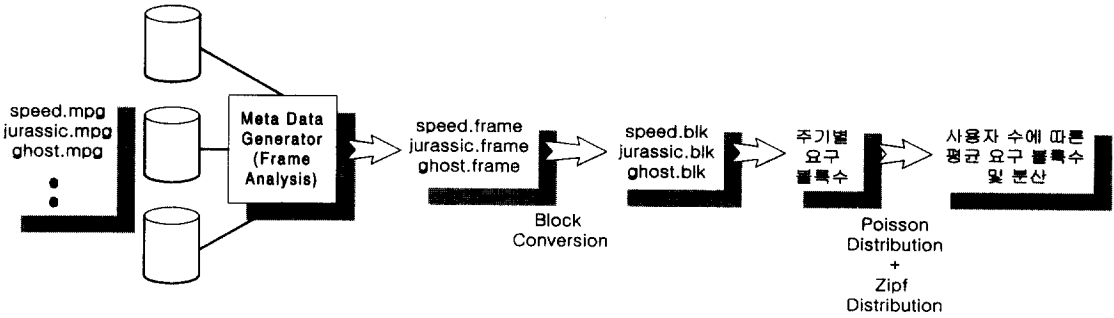
2. 적응형 확률 승인 제어 기법

2.1 전체 승인 제어 과정

실측 기반의 승인 제어 기법에서는 실제 서비스 전에 실측을 통해 자원에 대한 여러 가지 메타 데이터를 수집하는 과정을 수행한다. 따라서 전체 승인 제어 과정은 크게 오프라인 처리(off-line process)와 온라인 처리(on-line process)로 나눌 수 있다. 오프라인 처리 과정에서는 첫째, 비디오 데이터의 주기별 요구 블록 수, 평균 요구 블록 수 등을 추출하여 사용자 수에 따른 평균 요구 블록 수를 구하고 둘째, 실제 서비스 상황과 같은 환경을 설정하여 블록 수 별 overflow 발생율을 구한다. 또, 온라인 처리 과정에서는 첫째, 지정된 overflow 발생율에 대한 적정 서비스 블록 수를 얻어내고 둘째, 이 블록 수를 넘지 않도록 사용자 수를 제한한다. 또한 실제 서비스 중에 overflow되는 횟수가 지정된 overflow 발생율보다 높거나 낮을 경우에는 허용 요구 블록 개수(the tolerated bulk block size)를 조절함으로써 QoS와 자원 사용율 사이를 조절한다. 메타 데이터는 디스크 대역폭 사용량을 블록 수 단위로 환산하여 사용하는데 이는 [1, 5, 10]에서와 같이 자원 관리를 위해 일반적으로 사용되는 방법이다. 또, 일반적으로 비디오 서버에서는 여러 다른 자원보다 디스크 자원에 종속적인 성능을 보이므로 본 논문에서는 버퍼 자원 등의 디스크 외적인 자원에 대한 고려는 배제하였다.

2.2 오프라인 처리 과정

(그림 1)은 오프라인 처리 과정 중 비디오 메타 데이터 추출 과정을 도식화한 것이다. MPEG-I 비디오 데이터 프레임 분석기를 통하여 각 프레임의 크기를 구하고 이를 다시 서비스 주기별 요구 블록 수로 환산한다. 이 과정은 30프레임의 데이터 크기를 4KB 블록 크기로 나누는 것으로 비디오 서버가 MPEG-I의 VBR 특성을 고려하여 사용자에게 주기별로 적정량의 데이터를 전송하기 위해서 반드시 필요하다. 또, 사용자가 포아송 분포로 접근하고 Zipf 분포의 인기도로 비디오들에 접근할 때 사용자 수(n)에 따른 최대 및 평균 요구 블록 수(B_n^{MAX} , B_n^{MIN})와 요구 블록 수의 평균(m_n),



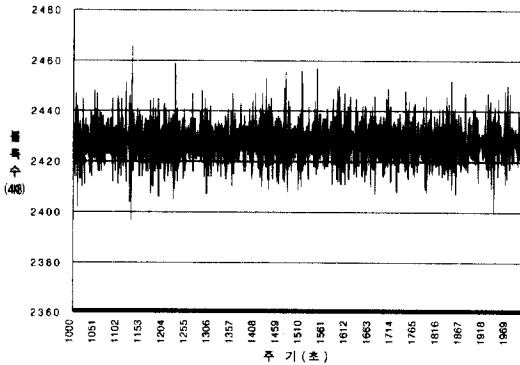
(그림 1) 비디오 메타 데이터 추출 과정

분산 (σ_n) 등의 통계를 구한다. 전체 메타 데이터 추출 과정은 자동화되어 처리되므로 필요한 메타 데이터를 얻는데 소요되는 시간적 부담은 비디오 데이터를 처음부터 끝까지 한 번 검색해야 하는 프레임 분석 단계를 제외하고 거의 들지 않는다.

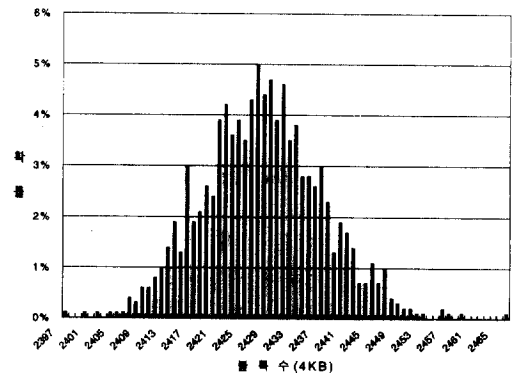
(그림 2)는 주기가 1초일때 메타 데이터 추출 과정을

통해 얻어진 사용자 수에 따른 전체 사용자의 주기별 요구 블록 수와 블록 발생 빈도를 보여준다. 사용자 수에 따라서 평균 요구 블록 수와 블록 발생 확률이 다름을 알 수 있으며 실제 서비스 시에도 메타 데이터와 유사할 것이다.

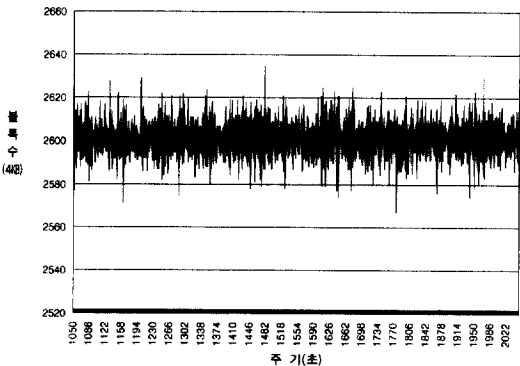
실제 서비스 시 사용자에게 따라 얼마만큼의 블록 요



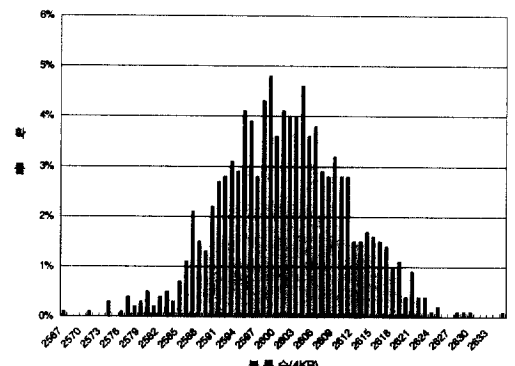
(a) 주기별 요구 블록 수 (70명)



(b) 블록 발생 확률 (70명)



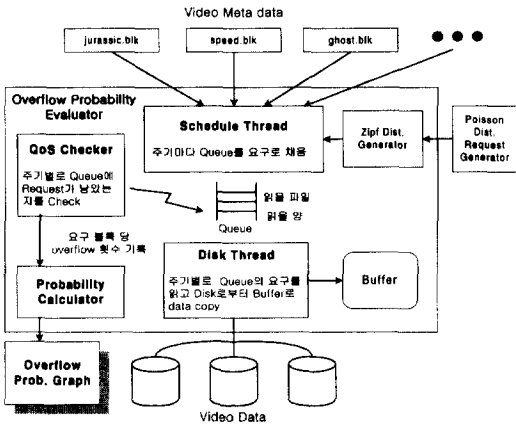
(c) 주기별 요구 블록 수 (75명)



(d) 블록 발생 확률 (75명)

(그림 2) 사용자 수에 따른 주기별 요구 블록 수 및 블록 발생 확률

구가 발생할 것인지를 구한 다음에는 서버에 구성된 디스크 자원으로 블록을 얼마만큼 서비스 가능한지를 측정해야 한다. 이 과정은 앞서 언급한 바대로 디스크 장치의 수행 시간을 정확히 예측하기 어렵고 디스크의 구성에 따라 결과가 달라지기 때문에 필요한 통계적인 절차이다. 디스크가 일정 주기 안에 읽어 낼 수 있는 블록의 수를 실측하기 위하여 (그림 3)과 같은 구조의 overflow 확률 측정기를 사용하였다.

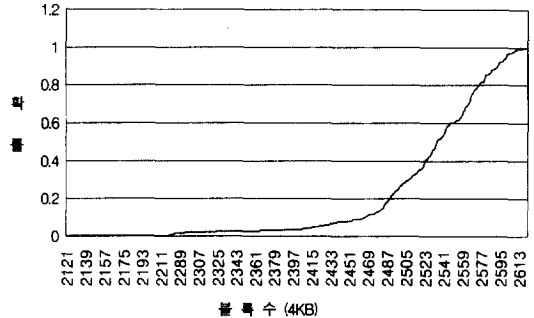


(그림 3) Overflow 확률 측정기의 구조

주문형 비디오 서버의 실제 서비스 환경과 최대한 유사하도록 만들기 위하여 포아송 분포로 사용자를 발생시키고 접근한 사용자는 편기성 0.271의 Zipf 분포로 비디오 데이터에 접근한다. 스케줄 쓰레드는 선택된 비디오 데이터의 주기별 요구 블록 수를 메타 데이터 파일로부터 읽어 주기마다 대기 큐에 채운다. 디스크 쓰레드는 대기 큐에 채워진 요구들의 비디오 데이터를 요구한 양만큼 읽으며 QoS 검사기는 매 주기의 끝마다 대기 큐를 검사하여 디스크 쓰레드가 모든 요구를 처리하였는지를 검사한다. 이 때 하나의 요구라도 대기 큐에 남아 있다면 overflow 상황으로 간주하여 그 주기에 요구한 전체 블록 수를 기록한다. 확률 계산기는 일정 시간 동안 실측을 하여 overflow를 발생시킨 블록 수의 빈도를 구하고 최종적으로 요구 블록 수에 따른 overflow 발생을 그래프를 생성한다.

(그림 4)는 사용자 75명에서 5000초간 실험했을 때의 누적 overflow 발생을 그래프이다. 본 논문에서는 비디오 서버가 overflow를 발생시키지 않을 확률을 QoS로 정의한다. (그림 4)는 사용자에게 90% 이상의

QoS를 보장하고자 할 때, 즉 10%의 overflow 확률로 서비스하려고 할 때에는 4KB의 블록 2454개 이상을 읽어서는 안됨을 보여준다. 이 값은 특정 시스템에서의 실측값이며 실험 환경에 따라 다른 수치를 나타낼 수 있다.



(그림 4) 블록 수에 따른 누적 Overflow 발생을 그래프

2.3 온라인 처리 과정

서비스 전에 구한 메타 데이터들을 사용하여 실제 서비스 중에 새로운 사용자의 승인 여부를 식 (4)에 의해 결정한다.

$$L \geq M_n + E_n \tag{4}$$

- L : Overflow 발생에 대응되는 한계 요구 블록 수
- M_n : 사용자 n 명에 대한 평균 요구 블록 수
- E_n : 허용 요구 블록 개수(the tolerated bulk block size)

L 은 서버가 제공할 QoS에 따라 정해진다. 예를 들어 비디오 서버가 사용자에게 90% 이상의 QoS 보장을 제공하려고 할 때, 전체 주기의 10%는 overflow 되는 것을 허용한다는 의미이므로 L 은 (그림 4)로부터 10%의 overflow를 발생시키는 최대 한계 요구 블록 수인 2454 블록이 된다. M_n 은 사용자 수가 n 명일 때 평균 요구 블록 수로 (그림 2)의 메타 데이터로부터 식 (5)에 의해 구해진다.

$$M_n = \sum_{i=B_n^{MIN}}^{B_n^{MAX}} i \cdot p_i \tag{5}$$

- B_n^{MIN}, B_n^{MAX} : 사용자 수가 n 명일 때 최소, 최대 요구 블록 수
- p_i : 요구 블록 수가 i 개 일 확률

E_n 은 허용 요구 블록 개수로 이 값은 비디오 데이터의 VBR 특성과 사용자 수에 따라 달라지며 다음 절에

서 자세히 언급한다.

서비스 시 승인 제어 알고리즘은 (그림 5)와 같이 나타낼 수 있다. 비디오 서버는 사용자를 받아 들이기 전에 보장할 QoS와 초기 E_n, M_n 을 지정한다. 초기 M_n 은 처음 overflow를 발생시키는 사용자 수(overflow_begin_user)에 대응되는 평균 요구 블록 수이다. 또한 QoS로부터 허용가능한 overflow 발생률과 그 overflow 발생률을 발생시켰던 블록 수(L)를 구한다.

첫 사용자부터 overflow가 발생하기 시작하는 사용자 수까지 도착하는 사용자는 특별한 승인여부 검사를 하지 않는다. Overflow가 발생하기 시작하는 사용자 수부터는 새로운 사용자가 들어올 때 두 가지 검사를 시행한다. 첫째, 현재 사용자 수에 대응되는 평균 요구 블록 수(M_n)와 현재의 허용 요구 블록 개수(E_n)의 합이 한계 요구 블록 수(L)를 초과하는지를 검사한다. 검사 결과 합이 L 을 초과한다면 새로운 사용자는 승인되지 않는다. 둘째, 이전 사용자가 승인된 이후부터 현

재 주기까지 몇 번의 overflow가 발생했는가로 overflow 발생률을 구하고 이 결과가 서버가 제시한 QoS보다 나쁠 때 역시 승인되지 않는다. 이 사용자를 승인했을 경우 overflow 발생률은 더욱 나빠질 것이 명확하기 때문이다. 또한 이 두 번째 검사 결과로 승인되지 않았을 경우는 첫 번째 검사로부터 E_n 값이 너무 작아 최악의 경우의 블록 수 요구에 대처하지 못하였으므로 E_n 을 증가시켜준다. 반대로 승인되었을 경우에는 E_n 값이 과도하게 커서 자원의 낭비가 일어날 수 있으므로 E_n 을 감소시켜 준다. E_n 의 증감 크기 및 초기값 설정은 다음 절에서 자세히 언급한다.

2.4 E_n 의 결정

계속적인 overflow 상태의 방지와 자원의 효율적인 활용을 위하여 적응성 있는 승인 제어가 필요한데 주기별 디스크 과부하 상태 체크와 가변적인 E_n 을 통해 이 문제를 해결한다.

n 명의 사용자가 있고 사용자 i 가 요구하는 블록 수를 b_i 라고 할 때 각 사용자가 선택한 비디오 데이터와 읽는 부분은 다르기 때문에 n 개의 b_i 는 서로 독립이다. 따라서 중심 극한 정리(Central Limit Theorem)에 의해 전체 사용자의 요구 블록 수의 분포는 정규 분포를 따른다[10].

E_n 을 사용하는 근거는 (그림 2-b)와 (그림 2-d)처럼 사용자 수에 따라 평균 요구 블록 수와 분산이 다르다는데 있다. 즉, E_n 값을 얼마로 설정하느냐의 문제는 평균 요구 블록 수에서부터 얼마나 여유를 두고 승인 제어를 하는가 하는 문제이다. E_n 이 크면 소극적인 승인 제어로 overflow는 적게 발생하지만 자원의 낭비가 있을 수 있으며, 반대로 작으면 적극적인 승인 제어로 약간의 overflow는 감수하더라도 자원을 최대한 사용하는 정책이 된다. 그러므로 QoS 보장과 자원의 최대 활용 사이의 tradeoff가 필요하며 본 논문에서는 지정한 QoS를 보장하는 한도내에서 최대한의 자원을 활용할 수 있도록 가변적인 E_n 을 통해 예측 불가능한 디스크 자원의 응답시간에 대한 적응성 있는 승인 제어를 제공한다.

초기 E_n 의 지정은 소극적인 승인 제어 정책으로부터 시작하는 것이 안전하다. 사용자 수가 n 명일 때, 평균 m_n , 분산 σ_n^2 인 요구 블록 수의 분포는 $N(m_n, \sigma_n^2)$

```

Begin Admission_Control()
Set QoS; Set E_overflow_begin_user; Set M_overflow_begin_user;
Allowed_Overflow = 1 - QoS;
L = get_L(Allowed_Overflow);
if (New Client Arrived)
{
    if (n >= overflow_begin_user) // n 은 현재 서비스되는 사용자 수
        result1 = Adm_Decision(E_n, L, M_n);
        if (result1 == SUCCESS)
        {
            result2 = Check_Overflow(Allowed_Overflow);
            if (result2 == SUCCESS)
            {
                Admit_New_User();
                n++; E_n = 3*sigma_n; E_n -= a; Set M_n;
            }
            else { Reject_New_User();
                E_n += a;
            }
        }
        else Reject_New_User();
    }
    else { Admit_New_User();
        n++;
    }
}
End

Begin Adm_Decision(E_n, L, M_n)
if (L >= M_n + E_n)
return SUCCESS;
else return FAIL;
End

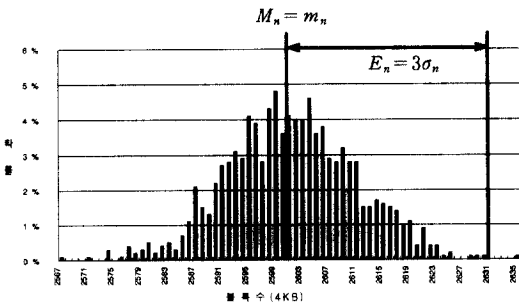
Begin Check_Overflow(Allowed_Overflow)
if(Allowed_Overflow >= Overflow_Rate_After_Latest_Admit)
return SUCCESS;
else return FAIL;
End
    
```

(그림 5) 전체 승인 제어 알고리즘

인 정규 분포를 따르므로 다음의 식 (6)이 성립한다. B_n 은 사용자 수 n 명일 때 요구 블록 수의 분포다.

$$P(B_n \leq m_n + 3\sigma_n) = 0.997 \quad (6)$$

즉, 사용자 수 n 명의 요구 블록 수는 평균으로부터 표준편차의 3배 만큼의 범위 내에서 99.7% 존재한다. 이는 초기 E_n 을 $3\sigma_n$ 으로 설정할 경우 overflow가 발생할 경우는 거의 없는 소극적인 승인 제어 정책이 됨을 의미한다. (그림 6)은 사용자 수 75명일 때의 블록 발생 확률 메타 데이터로 이것을 도식화한 것이다.



(그림 6) 초기 E_n 의 설정

또, 비디오 서버가 사용자를 승인함에 따라 overflow가 발생하기 시작하는 사용자 수부터는 이전 사용자의 승인 주기부터 현 주기까지 발생한 overflow 횟수를 통해 overflow 발생율을 구하게 되는데 이 값을 제시된 QoS로부터 구한 허용가능 overflow 발생율과 비교함으로써 E_n 을 상황에 맞게 갱신한다. 즉, 구한 overflow 발생율이 제시된 overflow율보다 크면 overflow 발생율을 줄여야 하므로 현재 사용자를 승인하지 않으며 소극적인 승인 제어 정책을 수행하기 위해 E_n 을 일정 크기만큼 증가시킨다. 반대로 얻어진 overflow 발생율이 제시된 overflow율보다 작으면 현재 사용자를 승인하고 적극적인 승인 제어 정책을 사용하기 위해 E_n 를 일정 크기만큼 감소시킨다. E_n 의 증감폭(α)은 경험적으로 구하며 $\sigma_n/2, \sigma_n, 2\sigma_n$ 등을 사용할 수 있다.

3. 성능 평가

3.1 실험 환경

본 논문에서 사용된 실험 환경은 <표 1>과 같다.

<표 1> 실험 환경

서버	CPU : Pentium II 400 MHz, Memory : 256 MB
운영체제	Linux Kernel 2.2.14
Disk Subsystem	IBM DRVS09V(Ultra Wide SCSI, 9GB) 4대용 Software RAID Level 0로 구성
비디오 데이터	쥬라기 공원, 스피드 동 약 30분 분량의 MPEG-I 비디오 데이터 20개
사용자 도착율	5명/분, Poisson 분포
사용자의 비디오 선택	$\theta = 0.271$ 의 Zipf 분포
Initial Bulk Request Block Size (E_n)	$E_n = 3\sigma_n$
E_n 의 증감폭(α)	σ_n

<표 2>는 실험에 사용된 비디오 데이터의 특성을 보여준다. MPEG-I 인코더의 'bit-rate' 옵션을 사용하여 평균 비트율과 편차를 비슷하게 만들었으며 실제 서비스 되는 비디오가 다양한 길이를 가질 수 있으므로 실험 데이터의 길이를 다양하게 구성하였다.

<표 2> 비디오 데이터의 파라미터

비디오 데이터	총 주기 (초)	평균 요구 블록수	요구 블록 수의 분산	최대 요구 블록수	최소 요구 블록수
쥬라기공원	2080	34.680	0.988149	39	31
스피드	2080	34.677	1.659176	40	30
마스크	1500	35.682	1.296779	39	30
월니스 & 그로밋	1500	34.221	1.460749	40	31
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮

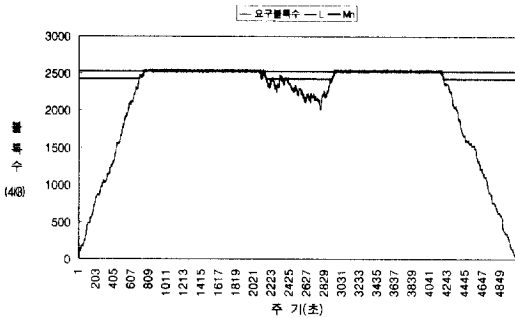
<표 1>, <표 2>의 실험 환경으로부터 구한 전체 사용자 별 요구 블록 수는 (그림 2)와 유사하므로 생략하고 overflow 발생을 그래프는 (그림 4)와 같다.

3.2 주기별 요구 블록 수 및 평균 요구 블록 수의 변화 (그림 7)은 4.1절에서 제시한 환경하에서 실제 서비스 시 주기별 모니터링을 통하여 구한 요구 블록 수의 변화와 오프라인 처리 과정에 의해 구해진 M_n 을 보여준다.

오프라인 처리 과정에 의해 구해진 M_n 이 실제 서비스 시에 요구되는 전체 사용자의 요구 블록 수와 거의 일치함을 보여준다. QoS는 60%를 보장하도록 하였으므로

Overflow 확률이 0.4를 넘지않는 한계 요구 블록수(L)는 (그림 4)의 overflow 확률 그래프로부터 2525 블록이다.

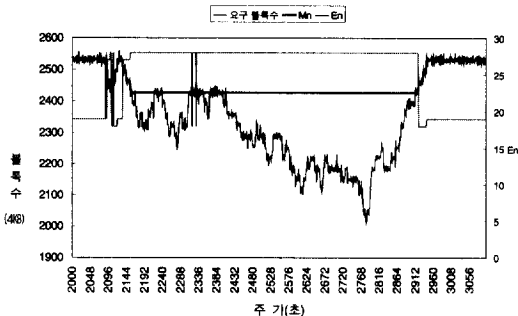
서비스 시작으로부터 약 750초까지 전체 사용자의 평균 요구 블록 수가 L 보다 작으므로 신규 사용자가 계속 승인되었으나 그 이후부터는 승인되지 않으며 약 2090초부터는 기존의 사용자가 서비스를 마침에 따라 남는 대역폭으로 새로운 사용자가 서비스를 받는 상황을 보여준다. 또, 3584초 이후로는 사용자를 발생시키지 않았으므로 약 4170초부터는 대역폭의 여유가 생김을 알 수 있다.



(그림 7) 주기별 요구 블록 수 및 평균 요구 블록 수의 변화 ($L = 2525$)

3.3 주기별 요구 블록 수에 따른 E_n 의 변화

(그림 8)은 오프라인 처리 과정을 통해 얻어진 메타 데이터들을 가지고 서비스 할 때 주기별 요구 블록수에 따른 M_n 과 E_n 의 변화를 보여준다.



(그림 8) 주기별 요구 블록 수에 따른 E_n 의 변화 ($\alpha = \sigma_n$)

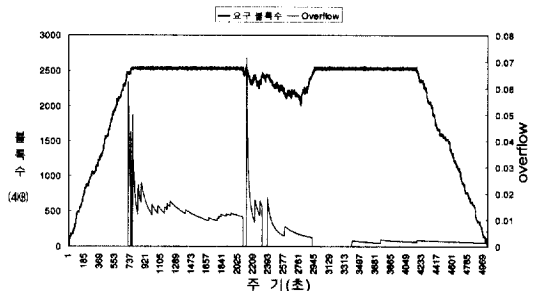
(그림 8)은 (그림 7)의 전체 서비스 주기 중 2000초부터 3100초까지의 변화를 나타낸 것인데 (그림 5)의 승인 제어 알고리즘에 의해 E_n 이 적응성 있게 변화함을

보여준다. E_n 은 새로운 사용자가 승인될 때마다 $3\sigma_n$ 으로 설정된다. 또, 새로운 사용자의 승인은 대역폭의 여유가 있다는 뜻이므로 E_n 을 α 만큼 낮춰준다. 그러나 승인된 사용자들에 대하여 항상 지정한 QoS로 서비스를 보장할 수 없으므로 주기마다 overflow 발생을 모니터링하며 새로운 사용자가 도착하였을 때 그 때까지의 overflow 발생에 따라 승인 여부를 결정한다. 이때 overflow 발생률이 지정한 QoS보다 높을 때는 대역폭에 여유가 없다는 의미이므로 새로운 사용자를 더 이상 받아들이지 않기 위해 E_n 을 α 만큼 높여준다.

3.4 Overflow 발생률의 조절

<표 1>, <표 2>의 실험 환경으로부터 사용자는 73명까지 승인되었고 더 이상의 사용자는 한계 요구 블록수인 L 와 평균 요구 블록수인 M_n 및 평균 요구 블록수의 편차인 E_n 에 의해 제한되었다. 이들 값에 의해 제한된 수의 사용자로 서비스할 때 발생하는 overflow는 비디오 서버가 명시한 QoS를 보장하는 수칙이어야 하며 (그림 9)는 제한한 기법이 자원을 최대한 사용하는 동시에 이를 적절히 조절 할 수 있음을 보여준다.

(그림 9)는 비디오 서버가 overflow 발생률을 0.4로 명시하였을 때 실제 서비스 시 발생한 overflow를 주기별로 모니터링한 결과이다. 최대 overflow 발생률이 0.071 정도에 그치며 이는 서버가 제한한 overflow 발생률보다 매우 낮은 수치이나 한 명의 사용자가 더 추가 승인될 경우, 서버가 제한한 overflow 발생률을 초과할 것을 예상할 수 있다.



(그림 9) 주기별 Overflow 발생률의 추이

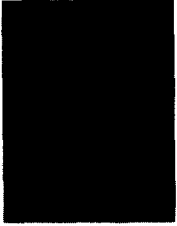
4. 결 론

주문형 비디오 서버의 안정적이고 효율적인 서비스를 위해 본 논문에서는 실측에 기반한 적응형 확률 승

인 제어 기법을 제안하였다. 승인 제어에 가장 중요한 요소는 시스템 자원의 정확한 분석과 상황에 알맞은 승인 제어 시나리오인데 이를 위해 제안한 기법에서는 오프라인 처리 과정에서 실측을 통해 시스템 환경에 따른 정확한 성능 측정을 얻고 온라인 처리 과정을 통해 디스크와 VBR 비디오 데이터의 특성을 고려한 승인 제어를 실시하였다. 디스크 자원의 정확한 분석을 위해 오프라인 처리를 통하여 실제 서비스 시 요구되는 평균 요구 블록 수와 분산을 구하고, overflow 발생을 측정기를 이용하여 요구 블록에 따른 overflow 발생을 구하였다. 이로써 서비스할 비디오 데이터와 디스크 서브시스템의 환경에 상관없이 정확한 승인 제어가 가능하다. 또, 요구에 대한 디스크의 응답시간을 예측하기 어렵고 비디오 데이터는 VBR 특성에 의해 주기별 요구의 편차가 크기 때문에 허용 요구 블록 개수(the tolerated bulk block size, E_n)라는 개념을 도입하였다. 이를 이용하여 갑작스러운 디스크 응답시간의 지연과 편차가 큰 요구를 적응성 있게 대처하므로 주어진 QoS를 만족하는 동시에 디스크 자원을 최대한 활용할 수 있다. 성능 측정 결과 제안한 기법은 비디오 서버가 제한한 QoS를 보장하는 안정적인 승인 제어를 수행하였으며 자원을 최대한 활용할 수 있는 적정 사용자 수를 승인함을 보였다. 평균 요구 블록 수의 편차인 E_n 의 최적값을 구하는 문제는 향후 연구 과제로 남기며, 디스크 자원과 네트워크 자원의 통합된 실측 기반 승인 제어 기법 또한 연구가 필요하다.

참 고 문 헌

- [1] D. Makaroff, G. Neufeld, N. Hutchinson, "An Evaluation of VBR Disk Admissions for Continuous Media File Servers," Proceedings of ACM Multimedia'97, pp.143-154, Seattle, Washington, November 1997.
- [2] Jeong-Won Kim, Young-Uhg Lho, Ki-Dong Chung, "An Effective Video Block Placement Scheme on VOD Server Based on Multi-zone Recording Disks," International Conference on Multimedia Computing and Systems, pp.29-36, Ottawa, Canada, June 1997.
- [3] S. Chen, D. Towsley, "A Performance Evaluation of RAID Architectures," IEEE Transactions on Computers, Vol.45, No.10, October 1996.
- [4] E. Chang, A. Zakhor, "Cost Analyses for VBR Video Server," IEEE Multimedia, Vol.3, No.4, pp.56-71, 1996.
- [5] In-Hwan Kim, Jeong-Won Kim, Seung-Won Lee, Ki-Dong Chung, "VBR Video Data Scheduling Using Window-Based Prefetching," International Conference on Multimedia Computing and Systems, pp.159-164, Florence, Italy, June 1999.
- [6] W. Feng, "Rate-constrained bandwidth smoothing for the delivery of stored video," IS&T/SPIE Multimedia Computing and Networking, February 1997.
- [7] S. Jamin, S. J. Shenker, P. B. Danzig, "Comparison of measurement-based admission control algorithm for controlled-load service," Proceedings of INFOCOM '97, Vol.3, pp.973-980, Kobe, Japan, April 1997.
- [8] E. Chang, A. Zakhor, "Admission Control and Data Placement for VBR Video Server," IEEE International Conference on Image Processing, pp.278-282, Austin, Texas, November 1994.
- [9] E. Chang, A. Zakhor, "Variable Bit Rate MPEG Video Storage on Parallel Disk Arrays," First International Workshop on Community Networking Intergrated Multimedia Services to the Home, pp. 127-137, San Francisco, July 1994.
- [10] H. Vin et al., "A Statistical Admission Control Algorithm for Multimedia Server," Proceedings of ACM Multimedia'94, New York, 1994.
- [11] H. Vin et al., "Algorithms for Designing Large-Scale Multimedia Servers," Computer Communications, Vol.18, No.3, pp.192-203, 1995.
- [12] Y. Bao, "Quality of Service Control for Real-Time Multimedia Applications in Packet-Switched Networks," PhD thesis, pp.84-145, University of Delaware, Newark, DE, February 1998.
- [13] Y. Bao, A. S. Sethi, "Performance-driven Adaptive Admission Control for Multimedia Applications," IEEE International Conference on Communications, 1999.
- [14] 박상수, 박은정, 이수형, 신현식, "리눅스 멀티미디어 서버에서 정밀한 회전 지연 시간 모델에 의한 디스크 서비스 시간의 예측," 한국정보과학회 학술발표논문집, 제27권 제1호, pp.83-85, 2000.



김인환

e-mail : ihkim@melon.cs.pusan.ac.kr
1997년 부산대학교 전자계산학과
졸업(학사)
1999년 부산대학교 대학원 전자
계산학과(이학석사)
1999년~현재 부산대학교 대학원
전자계산학과(박사과정)

관심분야 : 멀티미디어 OS, VOD 시스템



이승원

e-mail : bluecity@melon.cs.pusan.ac.kr
1997년 부산대학교 전자계산학과
졸업(학사)
1999년 부산대학교 대학원 전자
계산학과(이학석사)
1999년~현재 부산대학교 대학원
전자계산학과(박사과정)

관심분야 : 파일시스템, Mobile Computing



김정원

e-mail : jwkim@melon.cs.pusan.ac.kr
1995년 부산대학교 전자계산학과
졸업(학사)
1997년 부산대학교 대학원 전자
계산학과(이학석사)
2000년 부산대학교 대학원 전자
계산학과(이학박사)

2000년~현재 기술신용보증기금 차장
관심분야 : 멀티미디어 OS, 파일시스템



정기동

e-mail : kdchung@melon.cs.pusan.ac.kr
1973년 서울대학교 졸업(학사)
1975년 서울대학교 대학원 졸업
(석사)
1986년 서울대학교 대학원 계산
통계학과 졸업(이학박사)

1990년~1991년 MIT, South Carolina 대학 교환 교수
1995년~1997년 부산대학교 전자계산소 소장
1978년~현재 부산대학교 전자계산학과 교수
관심분야 : 병렬처리, 멀티미디어