

# 가변 비트율 주문형 비디오 서버에서 자원 활용률을 높이기 위한 버퍼 관리 기법<sup>†</sup>

(A Buffer Management Scheme to Maximize  
the Utilization of System Resources for Variable  
Bit Rate Video-On-Demand Servers)

김 순 철\*  
(Soon-Cheol Kim)

**요 약** 주문형 비디오 시스템에서 가변 비트율로 압축된 데이터들은 압축 대상이 되는 데이터의 내용 변화와 압축 기법의 특성으로 인해 단위 시간 당 처리해야 할 데이터 크기가 일정하지 않다. 그러나, 대부분의 주문형 비디오 서버들은 가변 비트율로 압축된 데이터를 실시간에 처리하기 위해 가변 데이터 크기의 최대값으로 시스템 자원을 예약하기 때문에 자원의 활용률이 떨어진다. 본 논문에서는 가변 비트율로 압축된 데이터를 예약할 때 선반입을 사용하여 서버의 사용자 수용 가능성을 극대화할 수 있음을 증명하고 이를 구현한 버퍼 관리 기법을 제안한다. 제안된 버퍼 관리 기법은 현실적으로 가능한 최대의 블록들을 사용 순서에 따라 버퍼에 반입한다. 또한, 소비 시점이 먼 블록부터 반출하고 소비 시점이 가까운 블록부터 반입함으로써 비디오 서버의 자원 활용률을 최대화할 수 있다. 본 논문에서 제안한 버퍼 관리 기법의 효율성은 모의 실험을 통해 확인하였다.

**핵심주제어** : 주문형 비디오 서버, 가변 비트율, 승인 제어

**Abstract** Video-On-Demand servers use compression techniques to reduce the storage and bandwidth requirements. The compression techniques make the bit rates of compressed video data significantly variable from frame to frame. Consequently, Video-On-Demand servers with a constant bit rate retrieval can not maximize the utilization of resources. It is possible that when variable bit rate video data is stored, accurate description of the bit rate changes could be computed *a priori*. In this paper, I propose a buffer management scheme called MAX for Video-On-Demand server using variable bit rate continuous media. By caching and prefetching the data, MAX buffer management scheme reduces the variation of the compressed data and increases the number of clients simultaneously served and maximizes the utilization of system resources. Results of trace-driven simulations show the effectiveness of the scheme.

**Key Words** : Video-On-Demand(VOD) Server, Variable Bit Rate, Admission Control

## 1. 서 론

### 1.1 연구 배경

컴퓨터의 성능향상과 대용량 저장장치의 보급 및 통신기술의 발달로 인해 기존의 문자나 숫자뿐만 아니라 화상이나 오디오 및 동화상으로 정보를 표현하고 처리할 수 있는 멀티미디어 시스템의 등장 이 가능하게 되었다. 주문형 비디오 서비스 (Video-On-Demand service), 전자 도서관, 화상

<sup>†</sup> 이 논문은 2001학년도 대구대학교 학술연구비 지원에 의한 논문임.

\* 대구대학교 컴퓨터·IT공학부 교수

회의와 같은 멀티미디어 서비스들이 이미 사용 중이거나 개발되고 있다. 이와 같은 멀티미디어 서비스의 등장은 일상생활 속에서 컴퓨터의 이용을 더욱 가속화시킬 것이다.

멀티미디어 시스템의 일반적인 형태는 멀티미디어 데이터를 저장하고 있는 저장 서버와 저장 서버에게 원하는 데이터를 요구하는 사용자 시스템 및 이들을 연결하는 통신망으로 구성된다. 이들 멀티미디어 시스템의 구성 요소 중 멀티미디어 데이터를 저장하고 처리하는 저장 서버는 시스템의 성능에 매우 큰 영향을 끼친다. 따라서 멀티미디어 데이터를 저장하고 있는 저장 서버에서 효율적인 데이터 관리를 위한 많은 연구들이 진행되어 왔다. 이러한 연구들은 크게 SCAN-EDF [1], Group Sweeping Scheme [2,3]과 같은 디스크 스케줄링 기법이나, Constrained Placement [4], Log-Structured File System [5,6], Redundant Array of Inexpensive Disks [7], Data Interleaving [8]과 같은 데이터의 저장 장치 내의 효율적인 배치 기법 등과 같이 저장 장치에 관련된 연구들과 서버 버퍼의 효율적인 관리에 관련된 연구들로 나눌 수 있다 [9,10,11,12].

주문형 비디오 시스템에서 주로 처리해야 하는 연속 매체는 기존 컴퓨터 시스템에서 사용하던 문자나 숫자 데이터들에 비해 그 크기가 매우 크기 때문에 이러한 대용량의 데이터를 저장, 처리, 전송함에 있어 압축 기법(compression technique)의 사용은 필수적이다. 또 연속 매체는 정해진 시간 내에 처리되지 못할 경우 서비스 품질(quality of service)이 떨어지게 된다. 따라서 연속 매체의 전달 경로 상에서 필요한 자원들을 예약함으로써 연속 매체의 실시간 처리를 보장할 수 있다. 대용량의 데이터가 요구하는 저장 공간과 전송 대역폭을 줄이기 위해 사용되는 압축 기법과 데이터의 실시간 처리를 보장하기 위한 자원의 예약 기법은 모두 연속 매체를 처리하는데 있어 필수적이다. MPEG(Moving Picture Experts Group)과 같은 표준 압축 기법에 의해 가변 비트율(variable bit rate)로 압축된 데이터들은 압축 데이터 내용의 변화로 인해 단위 시간에 재생해야 할 비디오 프레임의 크기가 일정하지 않다. 따라서, 압축된 비디오 데이터량의 시간에 따른 가변성은 주문형 비디오 시스템에서의 자원 관리를 매우 어렵게 한다

[13,14]. 고정 비트율(constant bit rate)의 비디오 데이터 검색 기법을 사용하는 기존의 주문형 비디오 서버의 경우 가변 비트율의 비디오 데이터를 실시간에 처리하기 위해서는 가변 데이터의 최대값으로 자원을 예약해야 하기 때문에 자원 활용률이 떨어지게 된다.

## 1.2 관련 연구

가변 비트율로 압축된 비디오 데이터의 크기는 시간에 따라 매우 심하게 변하기 때문에 비디오 데이터를 실시간에 처리하기 위해서는 비디오 서버와 통신망 그리고 사용자 시스템 등 데이터가 전달되는 모든 경로 상에서 자원들에 대한 효율적인 관리가 필요하다. 지금까지 통신망 상에서 가변 비트율의 연속 매체를 처리함에 있어 대역폭과 지연을 보장하는 자원 관리 기법에 대해서는 많은 연구들이 수행되었다 [15,16]. 그러나, 서버에서 가변 비트율의 데이터를 처리하기 위한 자원 관리 기법에 대한 연구는 매우 미진하였다. 현재 개발된 대부분의 주문형 비디오 시스템들은 가변 비트율의 비디오 데이터를 실시간에 처리하기 위해 비디오 데이터의 최대값으로 자원을 예약함으로써 자원을 최대한 사용할 수 없었다 [5,17].

여분의 디스크 대역폭과 서버 측의 버퍼를 이용하여 시스템의 처리율을 높이려는 연구도 있었는데, Wu는 멀티미디어 서버에서 여분의 디스크 대역폭과 버퍼를 사용하여 데이터 스트림을 선반입함으로써 시스템의 성능을 최대화하였다[10]. Wu는 여분의 대역폭을 사용할 데이터 스트림을 선택하는 기준으로 최소 버퍼 소비량(minimizing buffer consumption)의 개념을 도입하였다. 즉, 버퍼에 적재되는 시간과 공간을 최소화하는 데이터 스트림을 선택함으로써 시스템 자원을 최대한 활용하였다. 그러나, Wu는 데이터 스트림을 고정 비트율로 가정하였다. 또한 여분의 디스크 대역폭을 입도(granularity)가 큰 스트림 단위로 사용하였는데 데이터 블록을 기본 단위로 사용할 경우 더 좋은 성능 개선을 얻을 수 있다. Neufeld는 가변 비트율의 비디오 데이터에 대한 블록 단위의 승인 제어 알고리즘을 제시하였으나 [11], 비디오 서버가 이미 읽어들이는 데이터 블록들보다 이전에 사용해야 할 블록들을 선반입하고 있을 때 새로운 사용

자가 도착하는 상황을 고려하지 않았다. Raymond 는 고정 크기의 디스크 대역폭과 버퍼가 주어졌을 때 선반입과 공유를 사용하여 시스템 내의 버퍼와 디스크 대역폭을 최대한 사용함으로써 모든 서비스의 연속성 제약 요건을 만족하면서 연속 매체 시스템의 성능을 최대화하는 기법을 제시하였다 [12]. 그러나, Raymond가 제안한 방법은 데이터 스트림을 고정 비트율로 가정하였기 때문에 가변 비트율로 압축된 데이터를 사용하는 시스템에서는 자원을 과예약하게 되어 자원 활용률을 떨어뜨리게 된다.

### 1.3 논문의 범위와 구성

본 논문에서는 주문형 비디오 서버에서 연속 매체의 실시간 처리 조건을 만족하면서 시스템 자원을 최대한 활용하여 더 많은 사용자를 수용할 수 있는 버퍼 관리 기법을 제안한다. 제안하는 버퍼 관리 기법은 기 저장된 데이터에 대한 참조 패턴을 오프라인(off-line)으로 분석하여 이를 기반으로 하여 교체할 버퍼를 결정하게 된다. 이러한 버퍼 교체 기법은 과거의 데이터 참조 패턴을 분석하여 교체할 버퍼를 결정하는 버퍼 교체 기법보다 더 높은 버퍼 활용률을 나타낸다. 제안하는 버퍼 관리 기법은 이러한 버퍼 교체 기법과 함께 가변 비트율로 압축된 데이터를 예약할 때 디스크 대역폭에 대한 활용률을 극대화할 수 있는 선반입 기법을 함께 사용한다. 본 논문에서는 주문형 비디오 서버에서 가능한 최대의 데이터 블록을 선반입하는 것이 새로운 사용자에 대한 수용 가능성을 높인다는 것을 보였다. 선반입 기법은 미리 알 수 있는 데이터 참조 패턴을 이용하여 디스크 대역폭에 의한 수용 사용자의 제한을 서버의 버퍼에 의한 제한으로 전환함으로써 더 많은 사용자들을 수용할 수 있었다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2 장에서는 관련 자원의 활용률을 극대화하는 버퍼 관리 기법과 이를 이용한 승인 제어 알고리즘을 제시하였다. 3 장에서는 모의 실험 결과를 통해 새로운 버퍼 관리 기법의 효율성을 입증하였으며, 4 장에서 결론을 맺는다.

## 2. MAX 버퍼 관리 기법

본 장에서는 주문형 비디오 서버에서 시스템 자

원의 활용률을 향상시키고 주문형 비디오 시스템이 더 많은 사용자를 수용할 수 있는 새로운 버퍼 관리 기법을 제안한다. 제안한 버퍼 관리 기법은 데이터에 대한 참조 패턴을 기반으로 하여 데이터 블록에 대한 캐싱(caching) 기법과 선반입(prefetching) 기법을 모두 사용함으로써 주문형 비디오 서버에서 효율적인 버퍼 관리를 할 수 있다. 이후 본 논문이 제안하는 버퍼 관리 기법을 MAX(MAXimum prefetching) 기법이라 부른다.

### 2.1 주문형 비디오 시스템의 구성

주문형 비디오 시스템은 현재 널리 보급된 비디오 대여점과 같이 사용자들이 서버에 저장된 영화들 중에서 원하는 영화를 골라서 고속의 통신망을 통해 집에서 볼 수 있도록 해 준다. 그림 1은 전형적인 주문형 비디오 시스템의 구조를 보여주고 있다.

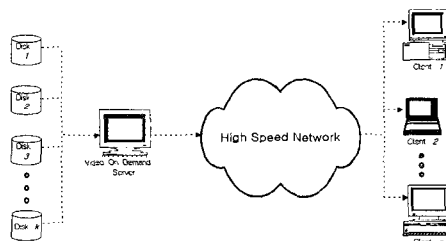


그림 1 주문형 비디오 시스템의 구조

전형적인 주문형 비디오 시스템의 구조는 비디오 데이터를 저장하고 있는 비디오 서버와 영화를 관람하는 다수의 사용자들과 이들을 연결해 주는 통신망으로 구성된다. 비디오 서버에 저장된 영화들은 저장 공간과 전송 시의 대역폭을 줄이기 위해 일반적으로 압축 기법을 사용하여 압축된 형태로 고속의 대용량 저장 장치에 저장되며 비디오 서버와 다수의 사용자 시스템간의 연결은 고속의 통신망으로 이루어진다.

그림 2는 주문형 비디오 시스템에서 데이터의 흐름을 보이고 있다. 사용자가 요청한 데이터들은 주문형 시스템의 각 요소들을 거쳐 비디오 서버에서 사용자에게 전달된다. 그림 2에서 보는 바와 같이 주문형 비디오 시스템을 구성하는 요소들은 내부에 버퍼를 가지고 있으며, 비디오 데이터는 서버의 저장 장치에서부터 사용자 시스템의 출력 장치까지

지 각 요소의 버퍼를 통해 전달된다. 주문형 비디오 시스템에서 사용되는 버퍼들은 시스템의 특성상 시스템 구성 요소간의 완충(buffering)과 데이터의 캐싱과 함께 선반입을 위해 사용될 수 있으며, 버퍼가 사용되는 장소에 따라 각 역할의 비중은 달라질 수 있다. 통신망에서 사용되는 버퍼의 경우에는 캐싱 기능이 상대적으로 적을 수 있다.

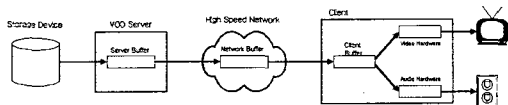


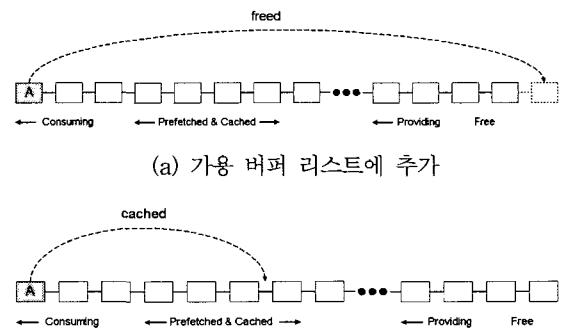
그림 2. 주문형 비디오 시스템 데이터 흐름도

## 2.2 버퍼 관리 구조

주문형 비디오 서버에서는 연속 매체의 재생이 가지는 주기적인 특성으로 인하여 주어진 주기 동안 필요로 하는 데이터를 저장 장치로부터 읽어와서 버퍼에 저장해 두어야 한다. 동시에 사용자들이 요구하는 데이터 블록을 사용자 시스템으로 전송하여야 한다. 따라서 주문형 비디오 서버는 한 주기 동안 저장 장치로부터 읽어들이는 데이터 블록과 사용자 시스템으로 전송되는 데이터 블록을 유지할 수 있어야 한다. 저장 장치로부터 읽어들이는 데이터 블록을 저장하는 입력 버퍼와 사용자 시스템으로 전송되는 데이터 블록을 유지하는 출력 버퍼의 역할을 주기 단위로 바꾸어 가면서 버퍼를 관리하는 이중 버퍼링(double buffering) 구조는 주문형 비디오 서버에서 사용할 수 있는 간단한 버퍼 구조이다. 본 논문에서 제안한 버퍼 관리 기법에서는 providing 버퍼 리스트와 using 버퍼 리스트가 이중 버퍼링 구조 하에서의 입력 버퍼와 출력 버퍼에 해당하며, providing 버퍼 리스트와 using 버퍼 리스트와 함께 prefetched & cached 버퍼 리스트를 유지하고 있다. prefetched & cached 버퍼 리스트는 오프 라인으로 알려진 데이터 블록에 대한 참조 패턴을 바탕으로 앞으로 사용될 데이터 블록들 중 미리 비디오 서버의 버퍼에 읽혀들여진 데이터 블록들과 사용된 데이터 블록들 중에서 다시 다른 사용자에게 의해 사용될 것이 결정된 데이터 블록들을 유지하고 있다. proving 버퍼 리스트는 현 주기 동안 저장 장치로부터 읽혀지고 있는 데이

터 블록들을 유지하는 버퍼들인데, 여기에 저장된 데이터 블록들은 다음 주기 이후에 사용되어진다. 따라서 MAX 기법에서 유지하는 버퍼 리스트들은 사용 시점에 따라 free → proving → prefetched & cached → using의 순서로 관리된다.

그림 3은 주문형 비디오 서버의 버퍼에서 사용된 버퍼의 처리 과정을 보여주고 있다. 그림 3(a)의 경우, 사용된 데이터 블록 A를 요구하는 사용자가 더 이상 없기 때문에 가용 버퍼 공간에 반환된다. 그림 3(b)의 경우는 사용된 데이터 블록 A를 다른 사용자가 앞으로 사용할 예정이므로 데이터 블록 A를 prefetched & cached 리스트에 연결하게 된다. 이 때, 데이터 블록 A는 앞으로 사용될 시점에 따라 리스트의 첨가될 지점이 결정되게 된다.



(a) 가용 버퍼 리스트에 추가  
(b) Prefetched & Cached 리스트에 추가  
그림 3. 사용 데이터 블록의 처리 과정

## 2.3 선반입 기법을 이용한 최적 자원 예약

MAX 기법은 최적 자원 예약을 사용하면서 서버의 버퍼를 이용하여 데이터 요구 형태를 완만한 형태로 변환시켜 자원의 사용을 예약하게 된다. 압축된 비디오 데이터의 가변성은 오프라인으로 미리 알려진 과부하 영역의 데이터를 선반입함으로써 줄일 수 있다. 서버의 버퍼를 이용해 평활화된 데이터 스트림을 저장 장치에 요구하는 것은 디스크 대역폭의 활용률을 증가시킨다. 이 때, 비디오 서버는 데이터 블록에 대한 참조 형태를 미리 알고 있기 때문에 각각의 데이터 블록들을 사용될 순서에 따라 버퍼로 읽어들이 수 있다.

MAX 기법은 가변 비트율의 비디오 데이터를 처리하기 위한 버퍼 예약을 위해 시간을 일정한 간격인 슬롯(slot)으로 나누어 슬롯 단위로 버퍼의 예

약 여부를 검사하게 된다. MAX 기법을 설명하기 위해 비디오 서버가 현재  $n$  명의 사용자를 수용하고 있고 각 사용자  $C_i$  ( $0 \leq i \leq n-1$ )는 서로 다른 영화  $M_i$ 를 검색하고 있다고 가정한다.  $C_i$ 를 위해 슬롯  $t$  동안에 제공되어야 할 데이터 블록의 수를  $C_i(t)$ 라고 할 때, 슬롯  $t$  동안 모든 사용자들에 의해 소비되는 데이터 블록의 수  $C(t)$ 는 다음과 같은 식으로 나타낼 수 있다.

$$C(t) = \sum_{i=0}^{n-1} C_i(t) \quad (1)$$

한 슬롯 동안 비디오 서버가 읽어들이 수 있는 최소 데이터 블록의 수를  $D_{min}$ 이라고 하고 모든 사용자들을 위한 서비스 시작 슬롯이  $a$ , 서비스가 끝나는 슬롯이  $\omega$ 라 하면, 모든 사용자들의 요구를 지연 없이 실시간에 처리하기 위해서는 다음 식과 같은 디스크 대역폭에 대한 조건이 만족되어야 한다.

$$C(t) \leq D_{min} \quad (a \leq t \leq \omega) \quad (2)$$

또 비디오 서버가 가지고 있는 총 버퍼의 수를  $B_{max}$ 라고 하면, 비디오 서버의 버퍼는 사용자들을 서비스하는 모든 슬롯동안 사용자들이 소비하고 있는 데이터 블록들과 저장 장치로부터 읽혀지고 있는 데이터 블록들을 저장할 만큼의 공간은 확보할 수 있어야 한다. 이러한 조건은 다음 수식으로 표현될 수 있다.

$$C(t) + C(t+1) \leq B_{max} \quad (a \leq t \leq \omega-1) \quad (3)$$

따라서 비디오 서버에 새로운 사용자  $C_n$ 이 도착했을 때  $C_n$ 의 수용 여부는 디스크 대역폭과 비디오 서버의 버퍼에 대한 검사를 모두 만족해야하기 때문에 수용 제어 기준(admission control criterion)은 새로운 사용자의 데이터 소비량을 포함하여 새로 계산된 식 (1)을 사용하여 식 (2)와 식 (3)을 동시에 만족되어야 한다.

사용자들의 데이터 소비량의 집합  $C$ 에 대해 영역  $[a, \omega]$  내의 슬롯  $t$ 에서 데이터 블록의 버퍼 적재 비용을 최소화하면서 모든 사용자들의 서비스를 보장할 수 있는 최소의 버퍼량을 영역  $[a, \omega]$ 에서 집합  $C$ 의 최소 필요 버퍼량이라 한다. 사용자들의 데이터 소요량  $C(t)$ 로부터 최소 필요 버퍼량  $B_{min}$ 을 구할 수 있고,  $B_{min}(t)$ 를 이용하여 슬롯  $t$ 에서 비디오 서버에 의해 버퍼에 읽혀져야 할 최소의 블록 수인  $P_{min}(t)$ 를 다음 식에 의해 구할 수 있다.

$$P_{min}(t) = \min(B_{min}(t+1), D_{min}) \quad (4)$$

## 2.4 수용 가능성에 대한 증명

본 절에서는 주문형 비디오 서버에서 가능한 최대의 데이터 블록을 선반입하는 것이 새로운 사용자에 대한 수용 가능성을 높인다는 것을 보인다. 본 절에서 기술된 모든 사항은 서버 상의 버퍼 개수가  $B_{max}$ 으로 고정되어 있음을 전제로 한다.

표 1. 증명을 위한 기호표

기 호	의 미	비 고
A	집합 A에 속한 원소의 개수	
A-B	집합 A에 포함되고 집합 B에 포함되지 않은 모든 원소들의 집합	
$C_{i \rightarrow j}$	(i,j)-소비순차 $C_i C_{i+1} \dots C_j$	정의 1
$B^j$	B가 i-적재집합일 때, $j(\geq i)$ -유효집합	정의 2
$a \rightarrow b$	반출 블록 a가 적재된 버퍼 상에 반입 블록 b의 반입	정의 4
$R:P \rightarrow Q$	P가 i-적재집합일 경우, i-교체집합 R을 적용했을 때 설정된 (i+1)-적재집합 Q와 P의 관계	정의 4
$L:P \rightarrow Q$	P가 i-적재집합일 경우, j ( $\geq i$ )에 대해 (i,j)-교체순차 L을 적용했을 때 설정된 (j+1)-적재집합 Q와 P의 관계	정의 5
$D_{min}$	슬롯당 읽을 수 있는 최소 블록수	
$B_{max}$	총 버퍼수	

**정의 1 (예약집합과 소비집합)** 슬롯  $i$ 가 진행되기 전에 데이터 소비에 필요한 자원을 예약한 모든 사용자의 집합을  $i$ -예약집합이라 하며,  $i$ -예약집합  $S$ 에 의해 임의의 슬롯  $k(\geq i)$  동안 소비되는 모든 블록의 집합을  $S$ 에 대한  $k$ -소비집합이라 한다.  $j(\geq i)$ 와  $t(i \leq t \leq j)$ 에 대해  $S$ 에 의해 설정된  $t$ -소비집합이  $C_t$ 일 때, 소비집합의 순차  $C_i C_{i+1} \dots C_j$ 를 (i,j)-소비순차  $C_{i \rightarrow j}$ 라 하며,  $\sum_{i=1}^j |C_i|$ 를 (i,j)-소비량이라 한다.

**정의 2 (적재집합과 유효집합)** 슬롯  $i$  시작 시점에 버퍼 상의 모든 블록의 집합을  $i$ -적재집합이라 하며, 특정값  $j(\geq i)$ 에 대해 (i,j)-소비순차가  $C_{i \rightarrow j}$ 이고  $i$ -적재집합이  $B$ 일 때, 집합  $B \cap (C_i \cup C_{i+1} \cup \dots \cup C_j)$ 를  $B$ 에 대한  $j$ -유효집합  $B^j$ 라 한다. 현실적으로 모든  $i$ -적재집합은  $B_{max}$  개의 블록으로 구성된다.

**정의 3 (소비요건)**  $i$ -적재집합  $B$ 와  $i$ -소비집합  $C$ 에 대해  $C \subset B$ 를 슬롯  $i$ 에 대한 소비요건이라 한다. 슬롯  $i$ 에 대한 소비요건은 기존 사용자가 슬롯  $i$ 에 예약한 데이터 블록을 해당 슬롯에 소비하도록 보장하기 위한 필요충분조건임은 간단히 증명될 수 있다(증명 생략).

**정의 4 (교체집합)** 버퍼 상의 블록  $a$ 가 블록  $b$ 로 교체되는 상황을 교체  $a \rightarrow b$  ( $a$ 는 반출블록,  $b$ 는 반입블록)로 나타내며,  $i$ -소비집합  $C$ 와  $i$ -적재집합  $P$ 에 대해 블록  $a (\in P-C)$ 와 블록  $b (\notin P)$ 의 교체  $a \rightarrow b$ 로 구성된 집합을  $P$ 에 적용 가능한  $i$ -교체집합이라 하고,  $P$ 에 적용 가능한  $i$ -교체집합  $R$ 을 적용하여  $(i+1)$ -적재집합  $Q$ 가 설정된 상황과 같이 나타낸다.

$$R : P \rightarrow Q$$

교체란 특정 블록을 적재하고 있는 버퍼 하나를 선택하여 그 당시 버퍼 상에 적재되지 않은 블록을 반입하는 작업이며, 본 논문은 한 번의 교체 작업에 필요한 입출력 회수를 1 회로 설정하고 있다.  $i$ -교체집합  $R$ 을 적용하기 위해 필요한 입출력 회수는  $|R|$ 이므로, 현실적으로 슬롯  $i$  동안  $R$ 의 적용을 보장하기 위해 충족되어야 할 조건은  $|R| \leq D_{min}$ 이다.

**정의 5 (교체순차)**  $i, j (\geq i)$ 에 대해  $i$ -적재집합  $B_i$ 와 모든  $k (i \leq k \leq j)$ 에 대한  $k$ -교체집합  $R_k$ 가 있어  $R_k : B_k \rightarrow B_{k+1}$  관계가 성립할 때, 교체집합의 순차  $R_i, R_{i+1}, \dots, R_{j-1}, R_j$ 를  $B_i$ 에 적용 가능한  $(i, j)$ -교체순차라 하고,  $i$ -적재집합  $P$ 에 대해  $(i, j)$ -교체순차  $L$ 이 적용되어  $(j+1)$ -적재집합  $Q$ 가 설정된 상황을 다음과 같이 나타낸다.

$$L : P \rightarrow Q$$

여기서, 교체순차  $L$ 이  $R_i, R_{i+1}, \dots, R_{j-1}, R_j$ 일 때,  $R_k$  적용후 설정된  $(k+1)$ -적재집합을  $(P, k+1)$ -적재집합이라 한다.

**정의 6 (서비스순차)**  $(i, j)$ -소비순차  $C_{i \rightarrow j}$ 와  $i$ -적재집합  $B_i$ 가 설정되어 있을 때,  $C_i \subset B_i$ 를 만족하고, 모든  $k (i \leq k < j)$ 에 대해  $|R_k| \leq D_{min}$ 을 만족하는  $k$ -교체집합  $R_k$ 가 있어 다음 조건이 충족될 경우,  $B_i$ 를  $C_{i \rightarrow j}$ 에 대해 서비스 가능한 상태에 있다고 한다.

$$R_k : B_k \rightarrow B_{k+1}, C_{k+1} \subset B_{k+1}$$

이때,  $(i, j-1)$ -교체순차  $R_i, R_{i+1}, \dots, R_{j-1}$ 을  $(i, j)$ -서비스순차라 한다.

**정의 7 (소비시작·완료 슬롯과 최종예약 슬롯)** 새로운 사용자  $A$ 를  $i$ -예약집합에 수용한 후,  $A$ 가 데이터 블록을 소비하게 되는 첫번째 슬롯과 마지막 슬롯을 각각  $A$ 의 소비시작 슬롯과 소비완료 슬롯이라 하고,  $j$ -예약집합  $S$ 에 속한 모든 사용자의 소비완료 슬롯 중 최후의 슬롯을  $S$ 의 최종예약 슬롯이라 한다.  $i$ -예약집합의 최종예약 슬롯  $\omega$ 에 대해  $(i, \omega)$ -서비스순차가 존재할 경우,  $i$ -예약집합에 속한 모든 사용자는 필요한 모든 데이터에 대한 제 시간 소비를 보장받게 된다.

**정의 8 (소비지연과 수용환경)** 임의의 사용자를 소비시작 슬롯  $\beta (> a)$ 로  $a$ -예약집합에 수용할 때,  $\beta \leq a + \delta$ 가 만족되도록 한정하는 값  $\delta$ 를  $a$ -소비지연이라 한다.  $a$ -예약집합의 최종예약 슬롯이  $\omega$ 일 때,  $D_{min}, B_{max}, (a, \omega)$ -소비순차  $C_{a \rightarrow \omega}$ ,  $a$ -소비지연  $\delta$ 을 총괄하여  $a$ -수용환경이라 한다. 소비지연은 수용된 사용자에게 필요한 초기 데이터를 어느 정도 적재할 수 있는 여유 기간의 성격을 띠고 있다. 이는 초기에 상당히 많은 데이터량을 필요로 하는 사용자를 수용하거나, 이미 많은 자원이 예약되어 한 슬롯 당 반입할 수 있는 블록수가 격감한 상황에서 사용자를 수용하는데 기여한다.

**정의 9 (수용함수)**  $a$ -수용환경을 전제로 함수  $F$ 가  $a$ -적재집합  $B$ 와 임의 사용자  $A$ 에 대해  $F(B, A) > a$ 를 만족시킬 경우, 함수  $F$ 를  $a$ -수용함수라 한다.  $a$ -수용환경  $E$ 와  $a$ -수용함수  $F$ 에 대해  $A$ 를 소비시작 슬롯  $F(B, A)$ 로  $a$ -예약집합에 수용하는 것을  $(E, F)$ -수용이라 한다.

**정의 10 (수용집합)**  $a$ -적재집합  $B$ 가 있어, 사용자  $A$ 를  $a$ -예약집합에  $(E, F)$ -수용한 후의 최종예약 슬롯이  $\omega$ 일 때,  $B$ 가  $(a, \omega)$ -소비순차에 대해 서비스 가능한 상태이면  $A$ 를  $B$ 에 대해  $(E, F)$ -수용할 수 있다고 한다. 이때,  $B$ 를 전제로  $a$ -예약집합에  $(E, F)$ -수용가능한 모든 사용자의 집합을  $B$ 에 대한  $(E, F)$ -수용집합이라 한다.

**정의 11 (수용여건)**  $a$ -적재집합  $P$ 와  $Q$ 의  $(E, F)$ -수용집합을 각각  $X, Y$ 라 할 때, 모든  $E, F$ 에 대해  $X \supset Y, X \neq Y$ 가 만족될 경우,  $P$ 가  $Q$ 보다 수용여건이 더 좋다고 한다.

**보조 정리 1**  $i$ -적재집합  $P_i, Q_i$ 가 있어,  $P_i - Q_i = \{u\}, Q_i - P_i = \{v\}$ 이고  $R_i : Q_i \rightarrow Q_{i+1}$  관계가 성립할 때, 모든  $a \rightarrow b (\in R_i)$ 에 대해  $a \neq v, b \neq u$ 이면  $R_i$ 는  $P_i$ 에 적용 가능하고,  $R_i : P_i \rightarrow P_{i+1}$ 일

경우,  $P_{i+1}-Q_{i+1} = \{u\}$ ,  $Q_{i+1}-P_{i+1} = \{v\}$ 가 만족된다.  
**(증명)** 우선  $R_i$ 에 속한 임의의 원소를  $a \rightarrow b$ 라 할 때,  $R_i$ 는  $Q_i$ 에 적용 가능하므로  $a \in Q_i$ 이고  $b \notin Q_i$ 이다.  $a \neq v$ 로부터  $a \in (Q_i - \{v\})$ 이고  $(Q_i - \{v\}) \subset P_i$ 이므로  $a \in P_i$ 가 성립된다.  $b \neq u$ 로부터  $b \notin (Q_i \cup \{u\})$ 이고  $(Q_i \cup \{u\}) \supset P_i$ 이므로  $b \notin P_i$ 도 성립한다. 따라서,  $R_i$ 는  $P_i$ 에 적용 가능하다. □

한편,  $R_i$ 에 의해 반출되는 블록의 집합을  $O$ , 반입되는 블록의 집합을  $i$ 라 할 때,  $(P_i - O) \cap i = \{ \}$ ,  $(Q_i - O) \cap i = \{ \}$ 이고  $O \subset P_i$ ,  $O \subset Q_i$ 이므로 다음 수식이 성립한다.

$$\begin{aligned} P_{i+1}-Q_{i+1} &= ((P_i-O) \cup i) - ((Q_i-O) \cup i) \\ &= (P_i-O) - (Q_i-O) \\ &= P_i - Q_i = \{u\} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} Q_{i+1}-P_{i+1} &= ((Q_i-O) \cup i) - ((P_i-O) \cup i) \\ &= (Q_i-O) - (P_i-O) = E, F \\ &= Q_i - P_i = \{v\} \end{aligned}$$

**정리 1 (수용여건의 비교)**  $a$ -적재집합  $P_a$ ,  $Q_a$ 가 있어,  $P_a - Q_a = \{u\}$ ,  $Q_a - P_a = \{v\}$  조건이 성립되고  $u$ 가 소비되는 슬롯이  $\tau (\geq a)$ 인 반면  $v$ 는 슬롯  $\tau$ 까 지 소비되지 않을 때,  $P_a$ 가  $Q_a$  보다 수용여건이 좋다.

**(증명)** 먼저,  $P_a$ 와  $Q_a$ 의  $(E, F)$ -수용집합을 각각  $X$ ,  $Y$ 라 할 때, 사용자  $A$ 에 대해  $A \in Y$ 이면  $A \in X$ 를 증명하자.  $A (\in Y)$ 를  $a$ -예약집합에  $(E, F)$ -수용한 후 최종예약 슬롯을  $\omega$ 라 하고  $(a, \omega)$ -소비순차를  $C_{a \rightarrow \omega}$ 라 할 때,  $Q_a$ 는  $C_{a \rightarrow \omega}$ 에 대해 서비스 가능 상태이다. 따라서, 모든  $k$  ( $a < k \leq \omega$ )에 대해  $C_k \subset C_k$ 를 만족하는  $(Q_{a,k})$ -적재집합  $Q_k$ 가 존재하며,  $|R_{k-1}| \leq D_{min}$ 을 만족하는 교체집합  $R_{k-1}$ 이 있어  $R_{k-1} : Q_{k-1} \rightarrow Q_k$  관계가 성립한다. 우선,  $v \notin C_a$ 이므로  $C_a \subset (Q_a - \{v\}) \subset P_a$  관계가 성립한다. 따라서, 모든  $k$ 에 대해  $|R'_{k-1}| \leq D_{min}$ 을 만족하는  $(k-1)$ -교체집합  $R'_{k-1}$ 이 있어, 다음 관계가 성립함을 증명하면 된다.

$$R'_{k-1} : P_{k-1} \rightarrow P_k, C_k \subset P_k$$

$u \in C_\tau$ 이고  $C_\tau \subset Q_\tau$ 이지만  $u \notin Q_a$ 이므로,  $R_{k-1}$  적용 과정 중  $u$ 가 반입되거나  $v$ 가 반출되는 최초의 슬롯  $j$  ( $a \leq j < \tau$ )를 설정할 수 있다.

- 모든  $t$  ( $a < t \leq j$ )에 대해  $P_{t-1}-Q_{t-1} = \{u\}$ ,  $Q_{t-1}-P_{t-1} = \{v\}$  조건이 만족되고 모든  $a \rightarrow b (\in R_{t-1})$ 에 대해  $a \neq v$ ,  $b \neq u$ 이므로 (보

조 정리 1)에 의해  $R_{t-1} : P_{t-1} \rightarrow P_t$  관계가 성립되고,  $P_t - Q_t = \{u\}$ ,  $Q_t - P_t = \{v\}$  조건이 만족된다. 또한,  $v \notin C_t$ 이므로  $C_t \subset (Q_t - \{v\}) \subset P_t$ 이다. 따라서, 모든  $t$ 에 대해  $|R_t| \leq D_{min}$ 을 만족하는 교체순차  $R_a R_{a+1} \dots R_{j-1}$ 은  $P_a$ 에 대한  $(a, j)$ -서비스순차이다.

- 슬롯  $j$ 에 대해,  $a \rightarrow b \in R_j$ 일 때 교체집합  $R'_j$ 를 다음과 같이 정의하면,

- $a = v$ ,  $b = u$ 이면,  $a \rightarrow b \notin R'_j$
- $a = v$ ,  $b \neq u$ 이면  $u \rightarrow b \in R'_j$  : 여기서,  $P_j \subset (Q_j \cup \{u\})$ 이고  $b \notin (Q_j \cup \{u\})$ 이므로  $b \notin P_j$ 가 성립하고,  $u \in P_j$ 도 만족된다.

- $a \neq v$ ,  $b = u$ 이면  $a \rightarrow v \in R'_j$  : 여기서,  $P_j \supset (Q_j - \{v\})$ 이고  $a \in (Q_j - \{v\})$ 이므로  $a \in P_j$ 가 성립하고,  $v \notin P_j$ 도 만족된다.

- $a \neq v$ ,  $b \neq u$ 이면  $a \rightarrow b \in R'_j$  : 여기서,  $P_j \subset (Q_j \cup \{u\})$ 이고  $b \notin (Q_j \cup \{u\})$ 이므로  $b \notin P_j$ 가 성립하고,  $P_j \supset (Q_j - \{v\})$ 이고  $a \in (Q_j - \{v\})$ 이므로  $a \in P_j$ 도 성립한다.

$|R'_j| \leq |R_j| \leq D_{min}$ 이 만족되고, 모든  $a' \rightarrow b' (\in R'_j)$ 에 대해  $a' \in P_j$ 와  $b' \notin P_j$ 이므로,  $R'_j$ 는  $P_j$ 에 적용 가능한  $j$ -교체집합이다.

한편,  $Q_{j+1}$ 과  $R'_j : P_j \rightarrow P_{j+1}$ 에 의해 설정된  $P_{j+1}$ 은 다음을 만족한다.

- $v \rightarrow u \in R_j$ 일 때:  $\{u, v\} \cap Q_{j+1} = \{u\}$ 이고,  $R'_j$ 에는  $u, v$ 와 관련된 교체가 포함되어 있지 않으므로  $\{u, v\} \cap P_{j+1} = \{u\}$ 이다.

- $b (\neq u)$ 에 대해  $v \rightarrow b \in R_j$ 일 때:  $\{b, u, v\} \cap Q_{j+1} = \{b\}$ 이고,  $u \rightarrow b \in R'_j$ 이므로  $\{b, u, v\} \cap P_{j+1} = \{b\}$ 이다.

- $a (\neq v)$ 에 대해  $a \rightarrow u \in R_j$ 일 때:  $\{a, u, v\} \cap Q_{j+1} = \{u, v\}$ 이고,  $a \rightarrow v \in R'_j$ 이므로  $\{a, u, v\} \cap P_{j+1} = \{u, v\}$ 이다.

- $a (\neq v)$ ,  $b (\neq u)$ 에 대해  $a \rightarrow b \in R_j$ 일 때:  $\{a, b\} \cap Q_{j+1} = \{b\}$ 이고,  $a \rightarrow b \in R'_j$ 이므로  $\{a, b\} \cap P_{j+1} = \{b\}$ 이다.

따라서,  $P_{j+1} = Q_{j+1}$ 이고  $C_{j+1} \subset Q_{j+1} = P_{j+1}$  조건이 성립한다. 그러므로, 교체순차  $R_a R$

$a_{j+1} \dots R_{j-1} R'_j$ 는  $(a_{j+1})$ -서비스순차이다.

- $P_{j+1} = Q_{j+1}$ 이므로,  $P_{j+1}$ 은  $C_{j+1 \rightarrow \omega}$ 에 대해 서비스 가능 상태이다.

교체순차  $R_a R_{a+1} \dots R_{j-1} R'_j R_{j+1} R_{j+2} \dots R_{e-1}$ 이  $P_a$ 에 대한  $(a, \omega)$ -서비스순차이므로,  $P_a$ 는  $C_{a \rightarrow \omega}$ 에 대해 서비스 가능 상태이다. 따라서,  $A \in Y$ 이면  $A \in X$ 이다.

한편,  $P_a$ 에 대한  $(E, F)$ -수용집합에 속한 사용자 중  $(a, \tau)$ -소비량이 가장 큰 사용자를  $D$ 라 하고 최종예약 슬롯을  $\omega$ 라 할 때,  $D$ 를 위한  $(a, \omega)$ -서비스 순차를 구성하는  $I$ -교체집합  $R_i (a \leq i < \tau)$ 에는 반입 블록을  $u$ 로 한 교체가 포함될 수 없다. 이는  $u$ 가  $R_i$ 의 반입블록일 경우,  $u$  대신 다른 블록을 반입하여 슬롯  $(i+1)$ 에 소비하는 사용자가  $D$  보다 더 큰  $(a, \tau)$ -소비량을 갖게 된다는 모순이 생기기 때문이다. 여기서,  $D$ 는  $Q_a$ 의  $(E, F)$ -수용집합에 포함되지 않는다. 이는  $Q_a$ 에 대해  $D$ 를 수용할 경우, 슬롯  $\tau$  직전까지 블록  $u$ 의 적재를 보장할 수 없기 때문이다.  $D \in X, D \notin Y$ 에 의해  $X \neq Y$ 이므로,  $P_a$ 는  $Q_a$  보다 수용여건이 좋다. □

(정리 1)의 결과에 따라, MAX 기법은 현실적으로 가능한 최대의 블록들을 사용 순서에 따라 버퍼에 반입함으로써 비디오 서버의 자원 활용률을 최대화할 수 있다.

## 2.5 자원 활용의 극대화

수용 가능성에 대한 증명에 의해 본 논문에서 제안한 MAX 버퍼 관리 기법은 다음과 같은 두 가지 목표를 만족하도록 버퍼의 상태를 유지하게 된다.

- 현실적으로 가능한 최대 블록수 반입
- 소비 시점이 먼 블록부터 반출, 소비 시점이 가까운 블록부터 반입

여분의 디스크 대역폭과 버퍼를 이용하여 최대한의 블록을 반입하기 위해서는 비디오 서버의 버퍼가 허용하는 한도 내에서 최대의 디스크 대역폭으로 데이터 블록들을 버퍼로 읽어들이어야 한다.  $B(t)$ 를 슬롯  $t$ 의 시작 시점에 버퍼에 적재된 블록의 수라고 할 때, 슬롯  $t$ 에서 버퍼 한도 내에서 최대한 읽을 수 있는 데이터 블록의 수는 다음 식에 의해 계산될 수 있다.

$$P_{\max}(t) = \min(B_{\max} - B(t), D_{\min}) \quad (5)$$

또 각 슬롯에 대해 버퍼에 적재 가능한 최대 블록 수  $B_{\max}(t)$ 는 다음의 재귀 수식으로 나타낼 수 있다.

$$B_{\max}(t+1) = B_{\max}(t) + P_{\max}(t) - C(t), \quad B_{\max}(0) = 0 \quad (6)$$

## 3. 실험 및 평가

본 장에서는 모의 실험을 통해 제안된 버퍼 관리 기법과 관련 연구에서 언급한 버퍼 관리 기법을 사용했을 때의 수용 사용자 수를 비교하였다. 본 논문의 버퍼 관리 기법 MAX은 가변 비트율을 이용하여 압축된 비디오 데이터에 대해 서버의 여분의 버퍼를 이용하여 데이터 블록에 대한 선반입 작업을 수행함으로써 디스크 대역폭에 의한 제한을 버퍼를 이용하여 완화하게 된다. 기존 운영체제에서 사용되는 선반입을 사용하지 않는 버퍼 관리 기법 NOP(NO Prefetching)에서는 데이터 블록에 대한 선반입을 하지 않기 때문에 새로운 사용자에게 승인 제어는 현재 데이터 소요량에 새로운 사용자의 데이터 소요량을 더했을 때 디스크 대역폭을 초과하는 슬롯이 없을 경우 새로운 사용자를 수용하게 된다.

본 논문의 모의 실험에서는 다음 사항들을 가정하였다.

- 주문형 비디오 시스템에 도착하는 사용자 요구들의 도착 분포는 포아송 분포(poisson distribution)를 따른다.
- 승인 제어를 위한 계산 시간은 영화 상영 시간에 비해 매우 짧기 때문에 한 슬롯 안에 끝남을 가정한다.
- 주문형 비디오 서버와 연결된 통신망은 가변 비트율의 데이터를 전송할 수 있음을 가정한다. 따라서 슬롯  $t$ 에 소비되는 버퍼들은 슬롯  $t+1$ 에는 사용 가능하다.

모의 실험에 사용된 비디오 데이터들은 영화(dino, mrbean, lambs, starwars, terminator), 스포츠(atp, race, soccerWM), 뉴스(news, talk1, talk2), 만화영화(asterix, simpsons) 등 다양한 종류로 구성되었다 [18]. 각 비디오 데이터들은 IBBPBBPBBPBB의 GOP 패턴을 가지며 초당 24 프레임이 상영된다.

그림 4는 본 논문에서 제안한 MAX 기법과 선반입을 사용하지 않는 NOP 기법을 각각 사용하였을



때 수용한 사용자 수를 보여주고 있다. 실험 결과 MAX 기법이 NOP 기법보다는 약 38% 정도 더 좋은 성능을 보였다.

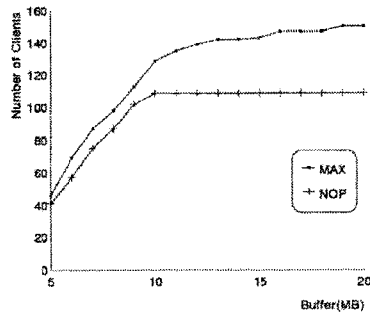


그림 4. NOP 기법과 MAX 기법의 비교

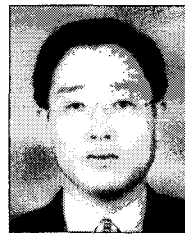
#### 4. 결론

본 논문에서는 가변 비트율의 비디오 데이터를 지원하는 주문형 비디오 서버에서의 버퍼 관리 기법을 제안하였다. 제안된 기법은 비디오 데이터의 가변성을 오프라인으로 미리 계산하고 이를 이용하여 디스크 대역폭을 초과하는 과부하 영역의 데이터를 선반입 함으로써 비디오 데이터의 가변성을 줄일 수 있었다. 또한 현실적으로 가능한 최대의 블록들을 사용 순서에 따라 버퍼에 반입하고, 소비 시점이 먼 블록부터 반출하고 소비 시점이 가까운 블록부터 반입함으로써 비디오 서버의 자원 활용률을 최대화하여 비디오 서버가 더 많은 사용자들의 요구를 수용할 수 있었다. 본 논문에서 제안한 버퍼 관리 기법은 주문형 비디오 시스템뿐만 아니라 기 저장된 데이터를 사용하는 시스템에서 자원의 활용률을 높이는 데 사용될 수 있다.

#### 참고 문헌

- [1] A. L. Narasimha Reddy and J. C. Wyllie, "I/O issues in a multimedia system", *Computer*, vol. 27, pp. 69-74, March 1994.
- [2] M. Chen and D. D. Kandlur and P. S. Yu, "Optimization of the Grouped Sweeping Scheduling (GSS) with Heterogeneous Multimedia Streams", In *Proceedings of the First ACM International Conference on Multimedia (MULTIMEDIA '93)*, pp. 235-242, New York, August 1993. ACM Press.
- [3] D. J. Gemmell and J. Han, "Multimedia Network File Servers: Multi-Channel Delay Sensitive Data Retrieval", *Multimedia Systems*, vol. 1, no. 6, 1994.
- [4] P. V. Rangan and H. M. Vin, "Efficient Storage Techniques for Digital Continuous Multimedia", *IEEE trans. on Knowledge and Data Engineering*, August 1993.
- [5] P. Lougher and D. Shepherd. The Design of a Storage Server for Continuous Media. *The Computer Journal (special issue on multimedia)*, 36(1):32-42, February 1993.
- [6] J. Ousterhout and F. Douglis, "Beating the I/O Bottleneck: A Case for Log-Structured File Systems", *opsysrev*, vol. 23, pp. 11-28, January 1989.
- [7] D. Patterson and G. Gibson and R. H. Katz, "A Case for Redundant Arrays of Inexpensive Disks (RAID)", *SIGMOD Record*, vol. 17, pp. 109-116, September 1988.
- [8] F. A. Tobagi and J. Pang and R. Baird and M. Gang, "Streaming RAID: A Disk Array Management System for Video Files", In *Computer Graphics (Multimedia '93 Proceedings)*, pp. 393-400, ACM, Addison-Wesley, August 1993.
- [9] J. D. Salehi, Z. Zhang, J. F. Kurose and D. Towsley, Supporting Stored Video: Reducing Rate Variability and End-to-End Resource Requirements through Optimal Smoothing. In *Proceeding of ACM SIGMETRICS*, pp. 222-231, May 1995.
- [10] K. Wu and P. S. Yu. Consumption-Based Buffer Management for Maximizing System Throughput of a Multimedia System. In *Proceedings of the International Conference on Multimedia Computing and Systems*, pp. 164-171, June, 1996.
- [11] G. Neufeld and D. Makaroff and N.

- Hutchinson. The Design of a Variable Bit Rate Continuous Media File Server for an ATM Network. In Proceedings of Multimedia Computing and Networking, January, 1996.
- [12] R. T. Ng and J. Yang. An Analysis of Buffer Sharing and Prefetching Techniques for Multimedia Systems. *Multimedia Systems*, 4(2):55-69, 1996.
- [13] M. Krantz and H. Hughes, "A Traffic Model for MPEG-Coded VBR Streams", In Proceedings of the 1995 ACM Sigmetrics Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems, pp. 47-55, May 1995.
- [14] T. D. C. Little and D. Venkatesh, "Prospects for Interactive Video-On-Demand", *IEEE Multimedia*, 1(3):14-24, 1994.
- [15] L. Zhang, S. Deering and D. Estrin. RSVP: A New Resource ReSerVation Protocol. *IEEE network*, 7(5):8-18, September 1993.
- [16] D. Ferrari and D. C. Verma. A Scheme for Real Time Channel Establishment in Wide Area Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 8(3):368-379, April 1990.
- [17] P. V. Rangan and H. M. Vin. Designing File Systems for Digital Video and Audio. *ACM Operating Systems Review*, 25(5): 81-94, October 1991.
- [18] O. Rose. Statistical properties of MPEG video traffic and their impact on traffic modeling in ATM systems, Technical Report No. 101, University of Wuerzburg, February 1995.



김 순 철 (Soon-Cheol, Kim)

1990년 서울대학교 컴퓨터공학과 졸업(학사)

1992년 서울대학교 대학원 컴퓨터 공학과 졸업(공학석사)

1998년 서울대학교 대학원 컴퓨터 공학과 졸업(공학박사)

1998년 서울대학교 컴퓨터신기술공동연구소 특별연구원

1999년~현재 대구대학교 컴퓨터·IT공학부 조교수  
(관심분야: 운영체제, 분산시스템, 멀티미디어시스템)