

# VoD서비스 제공을 위한 복수개의 비디오 스트림들에 대한 다중화 트래픽의 적응적 대역 평활화 기법

정회원 김진수\*, 종신회원 김재균\*

## Aggregated Bandwidth Smoothing Method of Multiple-stored Videos for VoD Services over a Shared-medium Channel

Jin-soo Kim\*, Jae-kyoon Kim\* *Regular Members*

\*본 연구는 부분적으로 한국통신 정보통신기초연구 지원을 받았음.

### 요약

압축 저장된 비디오 스트림들은 사용된 압축 알고리즘의 구조와 화면의 복잡도 등에 따라 다양한 형태의 트래픽 발생 특성으로 인하여, 송신측과 수신측 사이의 자원할당을 어렵게 한다. 본 논문에서는 VoD 서비스를 제공하기 위한 단일 서버와 복수개의 클라이언트들이 단일 미디어의 공동망에 연결된 환경에 효과적으로 적용될 수 있는 적응적 대역 평활화 기법을 제안한다. 이를 위해 우선, 본 논문은 한 개의 비디오 스트림에 효과적인 대역 평활화 기법으로 기존에 제안된 MVBA 알고리즘을 분석한다. 이를 바탕으로 복수개의 클라이언트들이 임의로 서버에게 압축 저장된 비디오 스트림을 요구할 때, 각 클라이언트의 연속적인 복호와 재생을 유지하면서 동시에 다중화된 전송률을 적응적으로 평활화하는 알고리즘을 제안한다. 모의 실험을 통하여 제안된 방식은 기존의 단일 비디오 스트림을 독립적으로 제어하는 기법에 비해, 전송률의 첨두치율, 표준편차, 전송율의 변화 횟수 등의 척도에서 뛰어난 성능 개선을 보인다.

### ABSTRACT

VBR compressed, pre-recorded video is known to exhibit significant, multiple time-scale bit rate variability. To reduce the variability and burstiness of the aggregated transmission rate as low as possible, in this paper, we present an adaptive bandwidth smoothing algorithm, that can be effectively applicable for VoD services over a shared-medium channel. For these environments where many clients are connected to a single server, by introducing the conventional MVBA(minimum variability bandwidth allocation) algorithm and controlling adaptively the aggregated transmission rate whenever a new client's request is arrived at the server side, the proposed algorithm effectively reduces the burstiness and variability of the aggregated transmission rate. Through computer experiments, it is shown that the proposed method performs better than the conventional non-aggregated bandwidth smoothing schemes in terms of the peak rate, standard deviation, number of rate changes for the aggregated traffic.

\*한국과학기술원 전기및 전자공학과  
論文番號 : 97432-1127  
接受日字 : 1997年 11月 27日

## I. 서론

앞으로 도래할 수많은 멀티미디어 통신 분야에서는 압축 저장된 비디오 스트림을 효과적으로 수신자에게 전송하는 기술을 필요로 할 것이다. 이미 표준화 완료된 M-JPEG, MPEG에 의한 영상 압축 부호화 기법은 주어진 영상 정보의 저장과 전송을 위해 요구되는 모든 자원(resources)에 대한 제한 조건을 절감시킬 수 있다. 그러나, 압축된 비디오 트래픽은 사용된 압축 알고리즘 구조뿐 만 아니라 영상 정보를 구성하는 장면내 또는 장면 전환의 특성에 따라 각각 다른 형태로 나타나기 때문에, 송신측과 수신측 사이의 동적인 대역할당을 어렵게 한다. 이와 같은 문제점을 극복하기 위한 방안으로 DAVIC(digital audio-visual council)등의 국제 기술 협의기구의 연구 활동과 더불어 최근 몇 해 동안 압축 저장된 비디오 정보의 효과적인 전송 기법에 대한 연구가 다각도로 활발히 진행되어 왔다[1-10].

압축 저장된 비디오 스트림에 대한 기존의 대역 평활화 기법들은 전송하고자 하는 비디오 스트림의 버스트(burst) 발생이전에 많은 양의 프레임들을 사전에 전송 시킴으로써, 평활화 성능을 향상 시킨다. 즉, 서버는클라이언트에서의 연속적인 복호를 흐트리지 않으면서 낮은 전송률로 큰 크기의 압축 프레임을 전송한다. 이와 같은 평활화 기법의 성능은 클라이언트내에 있는 세트톱박스(Set-top Box)의 버퍼 크기에 의해 크게 영향을 받는다. 서버는 클라이언트 버퍼의 넘침 또는 고갈 현상을 야기시키지 않도록 적정한 양의 데이터를 효과적으로 전송해야 하기 때문이다. 기존에 제안된 이러한 각 기법들은 전송률을 결정함에 있어서 전송률의 변화 크기의 감소, 침투치의 감소, 표준편차의 감소, 제어의 용이함 등의 목적에 따라 다양한 형태로 제안되었다[1,2,3,6,7].

J.M.McManus등은 비디오 스트림을 고정된 길이의 일정한 시간 간격으로 비디오 스트림을

나누어 대역 할당 계획을 구하는 PCRTT(piecewise constant rate transmission and transport) 알고리즘을 제안하였다[3]. 대역 할당 계획은 주어진 시간 간격동안, 한차례의 고갈 곡선(underflow curve)과 접하도록 설계된다. 이렇게 해서 구해진 대역들은 클라이언트의 고갈을 방지하기 위한 적절한 오프셋(offset) 값을 더하여 전송률 계획이 계산된다. 따라서, PCRTT방식은 전송률 계획에 따라 클라이언트의 버퍼 크기가 결정되기 때문에 버퍼의 크기가 고정적으로 주어진 환경에서는 적절한 대역 할당을 위한 시간 간격을 구하는 것은 어려울 수 있다[3]. W.Feng등에 의해 제안된 CBA(critical bandwidth allocation) 알고리즘은 고갈 곡선과 접하는 부분에서 전송률의 감소로 인한 대역의 변화가 이루어지며, 반면에 전송률의 증가는 가능한 오랜 시간동안 동일 전송률이 유지되는 점에서 얻어지도록 설계하는 방식이다. 이와 같은 대역의 계산 방식으로 인해 대역의 증가가 다른 기존의 방법에 비해 작다는 특징이 있다[4]. J.Salehi등에 의해 제안된 방식은 [6]에서 밝혔듯이 전송률의 변화 횟수가 최소가 되는 기법이다. 즉, 넘침 곡선(overflow curve) 또는 고갈 곡선을 접하는 부분에서 새로운 전송률이 결정되므로 전송률의 변화 횟수가 적다[1]. 이외에도 다양한 트래픽 평활화 기법이 제시되었다[7,8].

그러나, 이러한 기존의 기법들은 서버는 단일의 클라이언트만을 고려하여 전송률의 계획을 구하므로써 대역 평활화 성능에는 제한적이었다. 달리 설명하면, 단일의 비디오 스트림만을 이용한 트래픽 평활화는 고정된 클라이언트 버퍼 크기와 재생 지연의 조건하에서 프레임당 발생된 부호화 데이터 크기의 시간적인 평균 효과(temporal averaging effect)만을 고려하기 때문에 대역 평활화의 성능은 유한하다는 점이 지적될 수 있다. 본 논문에서는 이와 같이 단일 클라이언트에서 얻을 수 있는 시간적인 평균 효과뿐 만 아니라, 각기 다른 스트림이 다중화 되므로써 얻을 수 있는 공간적인 평균 효과(spatial

averaging effect)를 이용하여 대역 평활화의 성능을 극대화하기 위한 알고리즘을 제안한다.

이를 위해 우선, 본 논문에서는 그림1과 같이 단일의 비디오 서버는 많은 양의 압축된 비디오를 테이프나 광 주크박스(optical jukebox)와 같은 대용량의 고속 디스크와 직접적으로 연결되어 있는 환경을 고려한다. 비디오 서버는 단일 전송 매체로 구성된 망에 연결된 수많은 클라이언트의 요구에 따라서 특정 비디오 스트림의 전송을 요구받게 된다. 각 클라이언트들의 특정 비디오 스트림의 요구는 무작위로 도달하며, 이때마다 서버는 이미연결 설정된 클라이언트와 새로이 연결 설정을 요구하는 클라이언트의 버퍼 크기와 압축 저장된 프레임 정보에 기초하여 적응적으로 새로운 다중화 전송률을 계산한다. 이렇게 구하여진 다중화된 전송률은 기존의 독립적인 대역 평활화 기법 보다 우수한 성능을 보일 것이다.

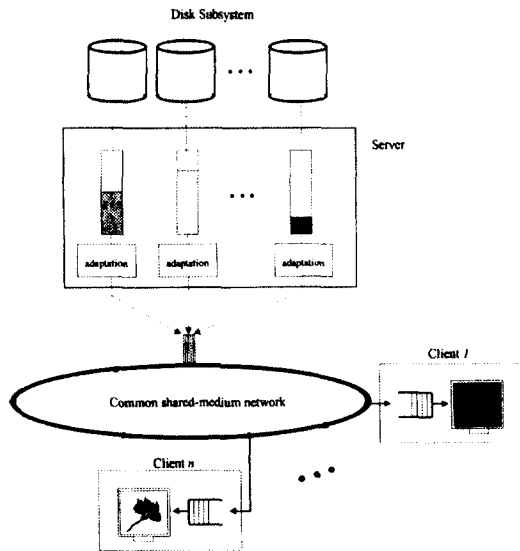


그림1. 공유망을 위한 단일 VoD서버와 연결된 클라이언트.

Fig.1 Overview figure of VoD systems over a shared-medium channel.

## II. 압축 저장된 단일 비디오 스트림을 위한 대역 활화 기법

VoD시스템에서 대역 평활화 기법의 기본 원리는 압축부호화된 프레임들의 크기를 사전에 파악함으로써, 트래픽의 버스트를 사전에 방지할 수 있다는 것이다. 즉, 비디오 서버는 클라이언트의 재생 지연과 버퍼 크기에 기초하여 전송률을 결정하여 클라이언트의 연속적인 복호를 가능하게 한다. 클라이언트의 연속적인 복호는 넘침 곡선(overflow curve)과 고갈 곡선(underflow curve)으로 설명된다.

### 2.1 넘침 곡선과 고갈 곡선

압축 저장된 비디오 스트림은 N개의 프레임으로 구성되어 있고, i번째 프레임은  $s(i)$ 바이트의 크기로 압축되었다고 하자. 클라이언트가 서버에게 특정 비디오 스트림의 전송을 요구하고 서버가 연결 수락을 허용한 후 전송을 시작한 시점에서 특정 시간(본 논문에서는  $D$ 로 표시하고, 망에 의한 전송 지연은 없다고 가정을 함.)이 경과된 시점부터 클라이언트는 연속적인 재생을 수행한다. 연속적 재생을 허용하기 위해 서버는 클라이언트 버퍼의 고갈 현상이 일어나지 않도록 충분한 데이터를 전송하여야 한다. 따라서, 클라이언트에서는  $k$ 번째 프레임을 복호하기 이전에 이미  $k$ 번째 프레임을 포함하여 이

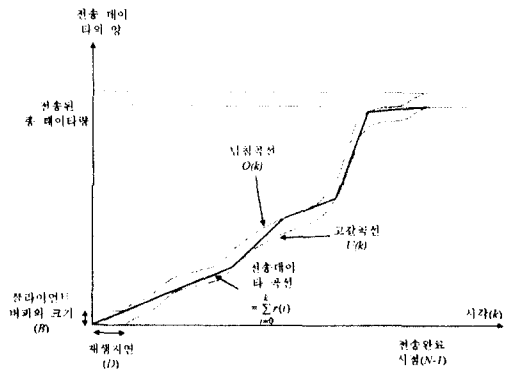


그림2. 넘침/고갈 곡선과 전송데이터 곡선의 예  
Fig.2 Example for overflow/underflow curve.

전의 프레임들은 전송이 완료되어야 한다. 또한, 서버는 이와 같은 클라이언트 버퍼의 고갈 현상을 방지함과 동시에 버퍼의 넘침 현상이 일어나지 않도록 하여 클라이언트의 연속적인 복호가 가능하도록 전송률을 결정하여야 한다. 그림2는 넘침/고갈 곡선과 전송 데이터 곡선(accumulated data rate)사이의 관계에 대한 예를 나타낸다.

그림2는 거시적인 관점(macro-scope)에서 그려진 그림이다. 전송이 시작되고 D프레임의 시각이 경과되는 순간 첫 I프레임 부터 복호를 하게 되며, 이를 바탕으로 고갈 곡선은 다음과 같이 정의된다.

$$U(k) = \begin{cases} 0, & k < D \\ \sum_{i=0}^{k-D} s(i), & D \leq k \leq N+D-1 \\ \sum_{i=0}^{N-1} s(i), & N+D-1 < k \end{cases} \quad (1)$$

여기서 k는 서버가 압축 저장된 비디오 스트림을 전송하기 시작한 시점을 기준으로 시각을 나타내는 기호이다. 고갈 곡선에 클라이언트 버퍼의 크기를 더하면 넘침 곡선이 얻어진다. 즉,

$$O(k) = \begin{cases} B, & k < D \\ \sum_{i=0}^{k-D} s(i) + B, & D \leq k \leq N+D-1 \\ \sum_{i=0}^{N-1} s(i) + B, & N+D-1 < k \end{cases} \quad (2)$$

와 같이 주어 진다.

따라서, 그림에 나타난 바와 같이, 적절한 전송 데이터 곡선은 U(k)와 O(k)사이 에 위치하도록 제어되면 연속적인 복호가 가능해 진다.

$$U(k) \leq \sum_{i=0}^k r(i) \leq O(k), 0 \leq k \leq N-1 \quad (3)$$

여기서, r(i)는 평활화된 비디오 스트림의 i번째 프레임 단위의 슬롯동안의 전송 데이터량이다. 따라서, 그림2와 같이 전송률의 계획이 설정될 경우에 L개의 PCBR(piece-wise constant bit rate)의 전송 계획이 설정되는 것이다. 예로써, 그림2는 L=5인 예를 보여준다. 따라서, 위의 논의를 바탕으로 다음과 같은 관계가 성립한다.

$$\sum_{i=0}^{N-1} r(i) = \sum_{j=1}^L r_j t_j \quad (4)$$

여기서 t<sub>j</sub>는 프레임 단위의 시간으로 측정되는 r<sub>j</sub>의 시간 길이를 나타낸다. 여기서, max{r<sub>j</sub>, j=1, ..., L}가 전송률의 첨두치를 결정한다.

### 2.2 MVBA에 의한 대역 평활화 기법

본 부절에서는 [1]에서 제안된 대역 평활화 기법에 대해 기술한다. [6]에서는 [1]에 제안된 알고리즘을 MVBA(minimum variability bandwidth allocation)라고 표기하였으며, 본 논문에서도 동일하게 사용한다. j+1번째의 PCBR 전송률을 구하기 위한 시작점이 주어진 경우, 대부분의 알려진 기존의 대역 평활화 기법 알고리즘은 대역의 변화가 작으면서 오랫동안 동일한 전송률을 얻을 수 있는 값을 선택한다. [1,2,3,5,6]등에서는 각 PCBR 전송률에 대한 전송률들이 궁극적으로 클라이언트 버퍼의 넘침과 고갈 곡선위의 한점에 도달하도록 설계한다. 기존의 이러한 각 기법들은 어떤 방식으로 j+1번째 PCBR전송률의 시작점을 결정하는가에 따라 다른 결과를 낳는다.

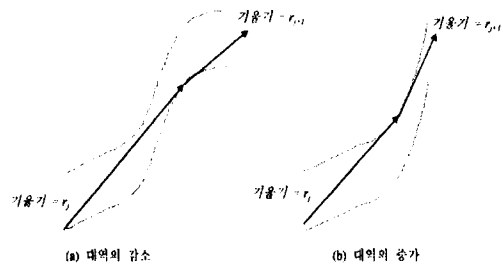


그림3. MVBA알고리즘의 전송률 결정.  
Fig.3 Transmission schedule for MVBA algorithm.

그림3에 나타난 바와 같이 MVBA는 전송의 변화 추이를 최소로 줄이는 알고리즘이다. 즉, 대역 증가가 시작하는 부분에서는 넘침 곡선과 접하여 클라이언트 버퍼의 충전시키는 경우가 발생한다. 그리고, 대역의 감소 부분에서는 고갈 곡선과 접하게 되며, 접하는 시점에서는 버퍼의 고갈 현상을 맞이하게 된다. 따라서, 이와 같이 서버가 전송률을 제어하므로써 주어진 비디오 스트림의 전송률 변화를 줄이도록 고안된 알고리즘이다.

MVBA알고리즘외에도 제I절에서 언급하였듯이, CBA(critical bandwidth allocation)[4], MCBA(minimum changes bandwidth allocation)[6], 그리고 PCRTT(piece-wise constant rate transmission and transport)[2]알고리즘 등이 있으며, 그외의 [2][7][8]등에 의한 연구들이 있다.

### III. 제안된 다중화 트래픽의 적응적 대역 평활화 기법

본 절에서는 제II절에서 논한 MVBA알고리즘을 복수개의 다중화 트래픽에 대한 적응적 대역 평활화 기법으로 확장하는 알고리즘을 제안

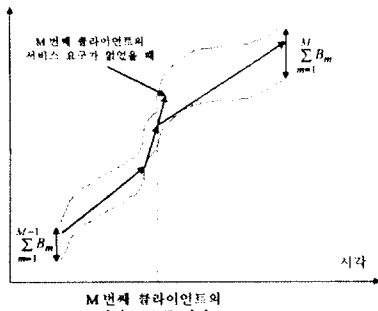


그림4. 새로운 클라이언트의 연결 요구에 따른 넘침과 고갈 곡선.  
Fig.4 Overflow and underflow curve for Mth client's request.

한다. 우선, 그림1에서 나타난 조건을 고려한다. 단일의 비디오 서버는 많은 양의 압축된 비디오를 테이프나 광 주크박스(optical jukebox)와 같은 대용량의 고속디스크와 직접적으로 연결되어 있다. 비디오 서버는 동일한 미디어로 구성된 망에 연결된 수많은 클라이언트의 요구에 따라서 특정 비디오 스트림의 전송을 요구받게 된다. 각 클라이언트들은 서버에게 특정 비디오 스트림의 요구를 랜덤하게 요구하게 되며, 이때마다 서버는 이미 연결 수락된 클라이언트와 새로이 요구되는 클라이언트 버퍼 크기와 압축 저장된 프레임 길이 정보에 기초하여 새로운 다중화 전송률을 계산한다.

이와 같은 경우에는 제II절에서 논한 방법과 유사하게 다중화 트래픽에 대한 넘침 곡선과 고갈 곡선이 정의된다.

#### 3.1 평활화된 다중화 데이터량의 크기 결정 방법

그림4는  $M-1$ 개의 클라이언트가 특정 비디오들을 수신받고 있는 상황에서  $M$ 번째의 클라이언트가 특정 비디오를 요구하여 새로운 전송률 계획을 계산하는 넘침 곡선, 고갈 곡선, 그리고 다중화 트래픽의 전송데이터 곡선을 함께 나타낸 그림이다. 개개의 클라이언트들은 버퍼 크기가  $B_m, m=1, \dots, M$ 이고 압축된 프레임의 길이는  $N_m, m=1, \dots, M$ 이라고 하고 이와 같은 정보는 서버에게 비디오 정보의 요구와 함께 제공된다고 가정한다. (1)식과 (2)식에 기초하여 개개의 클라이언트들은 연결 접속이 수락된 이후에는  $D_m, m=1, \dots, M$ 에 의한 재생 지연(playback delay)을 가지면서, 각각 다음과 같은 넘침 곡선과 고갈 곡선을 만족하여야 한다.

$$U_m(k) = \begin{cases} 0, & k < D_m \\ \sum_{i=0}^{k-D_m} S_m(i), & D_m \leq k \leq N_m + D_m - 1 \\ \sum_{i=0}^{N_m-1} S_m(i), & N_m + D_m - 1 < k \end{cases} \quad (4)$$

$$O_m(k) = \begin{cases} B_m, & k < D_m \\ \sum_{i=0}^{k-D_m} s_m(i) + B_m, & D_m \leq k \leq N_m + D_m - 1 \\ \sum_{i=0}^{N_m-1} s_m(i) + B_m, & N_m + D_m - 1 < k \end{cases} \quad (5)$$

여기서,  $k$ 는 각 클라이언트가 연결 접속이 수락된 이후의 클라이언트 측에서의 시각을 나타낸다. 서버에서의 공통된 시각 기준으로 표기하면 다음과 같은 다중화 트래픽의 넘침과 고갈 곡선이 얻어진다.

$$U(k) \equiv U_1(k + K_1) + U_2(k + K_2) + \dots + U_M(k + K_M) \\ \equiv \sum_{m=1}^M U_m(k + K_m)$$

$$O(k) = U(k) + \sum_{m=1}^M B_m$$

여기서,  $K_1 \geq K_2 \geq \dots K_M = 0, k \geq 0$

이라고 가정을 하며, 각각은  $M$ 번째의 클라이언트가 연결 요구가 있는 시점을 기준으로 개개 클라이언트의 연결 시점을 나타내기 위한 시각을 의미한다. 또한, 본 논문에서는 논의의 편리함을 위해  $K_m, m=1, \dots, M$ 는 정수값으로 한정한다.  $U(k)$ 와  $O(k)$ 를 바탕으로 MVBA알고리즘을 적용하여 대역 평활화 기법을 적용한다. 따라서,

$$U(k) \leq \sum_{i=1}^k R(i) \leq O(k) \quad (8)$$

로 표현할 수 있다. 여기서  $R(i)$ 는 평활화된 다중화 비디오 스트림의  $i$  번째 프레임단위의 슬롯동안의 전송되는 다중화 데이터량이다. 따라서, 위의 논의를 바탕으로 다음과 같은 관계가 성립한다.

$$\sum_{i=0}^{N_m} R(i) = \sum_{j=1}^L R_j t_j \quad (9)$$

여기서  $t_j$ 는 프레임 단위의 시간으로 측정되

는  $R_j$ 의 시간 길이를 나타내고,  $N_m = \max\{N_1 - K_1, N_2 - K_2, \dots, N_M\} - 1$ 로 정의된다.  $\max\{R_j, j=1, \dots, L\}$ 가 다중화 전송률의 첨두치를 결정한다.

### 3.2 $R_j$ 결정 방법

그림3에 나타낸 것과 같이  $R_j$ 는 고갈 곡선 또는 넘침 곡선의 접점을 구하는 것이 우선된다. 기본 표현식은 다음과 나타낼 수 있다.

$$\max_{0 \leq i \leq G} \frac{U(i+h)}{i+1} \leq \min_{0 \leq i \leq G} \frac{O(i+h)}{i+1} \quad (10)$$

여기서,  $h$ 는  $R_i$ 의 전송률의 종단 시각을 나타낸다. 만일 부등식(10)의 좌측의 최대값을 이루는 시점이 우측항의 최소값을 이루는 시점 보다 작다면 그림3의 (a)와 같이 대역의 감소로 대역의 변화가 발생한다. 반대의 경우이면 (b)와 같이 대역의 증가가 요구된다.

### 3.3 다중화 데이터량의 비트 분할 기법

위에서 구해진 다중화 트래픽인  $R(i)$ 는 넘침 곡선 또는 고갈 곡선을 접하도록 하여 구해진 값들이므로, 개개의 클라이언트 버퍼의 넘침과 고갈을 일으키지 않도록 적절한 크기로 할당하는 것이 요구된다. 즉, 개개의 클라이언트 버퍼에 대해

$$U_m(k + K_m) \leq \sum_{i=1}^k r_m(i) \leq O_m(k + K_m), \quad 1 \leq m \leq M \\ r_m(k) \geq 0, \longrightarrow 1 \leq m \leq M$$

이도록 제어되어야 한다. 따라서, 다중화 트래픽의 크기가 고갈 곡선을 접할 경우에는 모든 클라이언트 버퍼들은 모두 비어 있는 경우에도 달하게 되며, 반대로 넘침 곡선을 접하는 경우에는 모든 클라이언트의 버퍼들은 충만 상태에도 달하도록 제어되어야 한다. 이를 위한 그림4는  $R(k)$ 가 결정되었을 경우 개개의 클라이언트의 버퍼의 넘침과 고갈을 방지하면서 비트를

할당하는 기법을 나타낸 흐름도이다.

#### IV. 모의 실험 결과와 검토

제III절에서 제안된 기법의 성능을 분석하기 위하여, 표1과 같은 모의 실험을 위한 시나리오를 구성하였다. 우선, Star wars의 비디오 스트림을 0이라는 기준 시각 부터 특정 클라이언트가 서비스 받고 있을 때, 스포츠soccer world cup final 1994, 뉴스 German TV news, 영화 The Silence of the Lambs, 영화 James Bond: Goldfinger, 영화 Jurassic Park가 차례로 서비스 되는 경우로 하여 5종류의 시나리오를 만들었다 [10]. 여기서 사용된 영상 시퀀스는 MPEG-1으로 부호화되었으며, 자세한 것은 [10]에서 참고된다. 이때, 각 시나리오에 포함된 비디오 시퀀스들은 서버에서 각 저장 매체를 통하여 언어서 대역 평활화에 고려된다. 그리고, 서버에

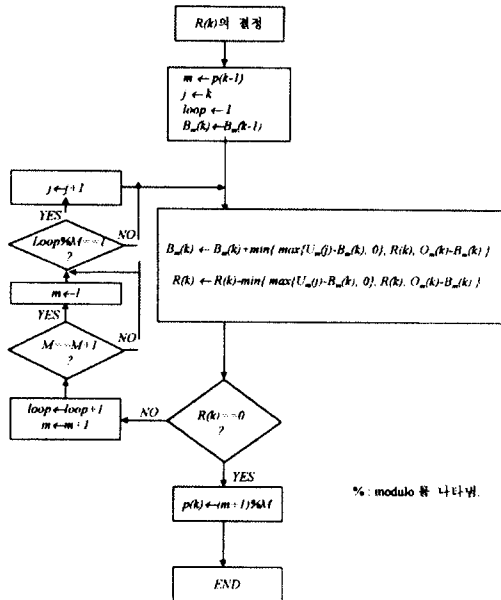


그림5.  $R(k)$  결정에 따른 비트 분배 방식.  
Fig.5 Flow chart for Bit partitioning of  $R(k)$ .

표1. 모의실험을 위한 시나리오의 구성(비디오 스트림의 정보는 [10]에서 참조).  
Table 1. Scenarios for simulations,

시나리오 번호	사용된 비디오 스트림[10]	클라이언트의 서비스 요구시각
1	star2_IPB	0
	soccerWM_IPB	100
2	star2_IPB	0
	soccerWM_IPB	100
	news_IPB	200
3	0	300
	soccerWM_IPB	100
	news_IPB	200
	lambs_IPB	300
	star2_IPB	0
4	soccerWM_IPB	100
	news_IPB	200
	lambs_IPB	300
	bond_IPB	400
	star2_IPB	0
5	soccerWM_IPB	100
	news_IPB	200
	lambs_IPB	300
	bond_IPB	400
	dino_IPB	500
	star2_IPB	0

star2\_IPB : 영화 Star wars 의 일부분  
 soccerWM\_IPB : soccer world cup final 1994  
 news\_IPB : German TV news 의 일부분  
 lambs\_IPB : 영화 The Silence of the Lambs 의 일부분  
 bond\_IPB : 영화 James Bond: Goldfinger 의 일부분  
 dino\_IPB : 영화 Jurassic Park 의 일부분

연결 접속을 요구하는 클라이언트들은 동일한 크기의 버퍼를 갖는다고 가정하였다.

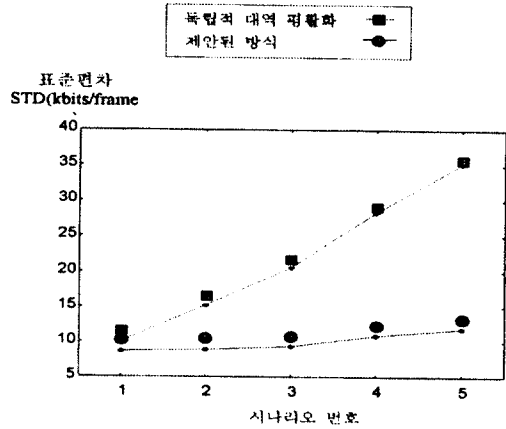
본 논문에서는 전송률의 표준 편차, 첨두치, 변화 횟수의 측면에서 대역 평활화의 성능을 분석한다.

#### 4.1 B=100Kbytes에 대한 성능 특성

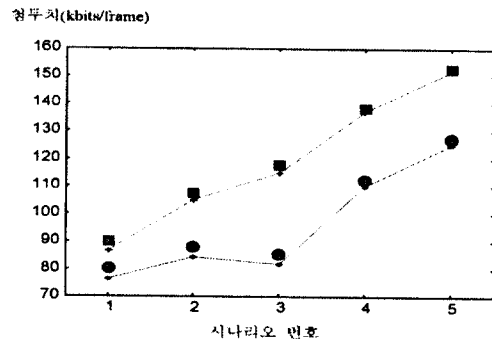
일반적으로 예측 가능한 바와 같이, 서버에서 전송되는 스트림의 수가 증가할수록 전송률의 표준 편차(standard deviation)는 증가한다. 특히, 독립적 대역 평활화(non-aggregated bandwidth smoothing) 기법은 다중화된 스트림의 수에 선형적으로 비례하는 형태를 보이고 있다. 그러가, 복수개의 스트림을 동시에 처리함으로써 개개의 스트림별로 대역 평활화하여 다중화 전송하는 방식에 비해 표준 편차를 낮출 수 있으며, 표준 편차의 증가는 미미하다. 따라서, 다중화되는 비디오 스트림의 수가 증가함에 따라 그 성능 차이는 더욱 커지는 것을 볼 수 있다

첨두치(peak rate)는 서버에서 전송률 결정 및 전송의 총 비용을 결정하는 중요한 척도이다. 첨두치는 다중화되는 스트림의 증가에 따라 증가하며, 통합적으로 다중화를 처리함으로써 크기를 20-30%정도 낮출 수 있다. 경우에 따라서 첨두치는 다중화 스트림의 갯수와 위치에 따라 크기가 낮춰질 있다.

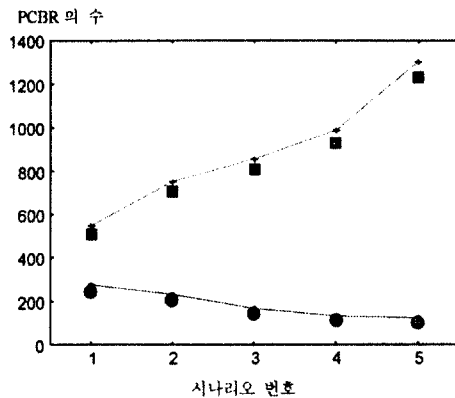
[6]에서도 밝혔듯이 전송률의 변화는 망에서의 자원할당을 복잡하게 하는 척도이다. 한편, 전송률을 결정하는 PCBR(piecewise constant bit rate)의 갯수 측면에서는 매우 상이한 특성을 보인다. 즉, 제안된 방식에 의한 전송률의 변화 횟수는 다중화 스트림의 수가 증가함에 따라 서서히 감소하는 특성을 보이나, 독립적인 대역 할당 방식에 의한 다중화는 전송률의 변화가 증가하며, 그 기법 사이의 성능 차이는 아주 크다. 이와 같은 경우에는 망 적응부(adaptation)에서 변 속도에 의한 제어 부담이 크게 절감될 수 있을 것이다.



(a) 전송률의 표준편차(standard deviation)



(b) 전송률의 첨두치(peak rate)



(c) 전송률의 변화 갯수

그림6.  $B_m=100Kbytes$ ,  $D=1sec$  에서의 모의 실험에 의한 성능 비교.

Fig.6 Experimental results for  $B_m=100Kbytes$ ,  $D_m=1sec$ .



4. 2 B=1Mbytes에 대한 성능 특성

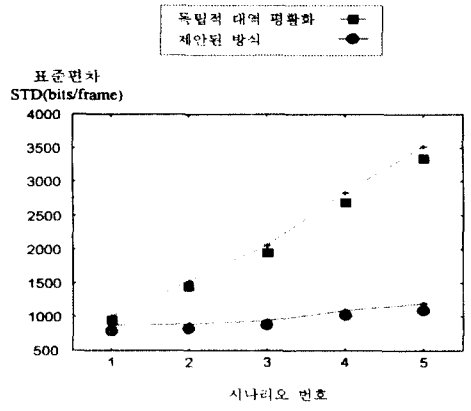
B=100Kbytes에서 10배 정도 클라이언트의 버퍼를 증가시킴에 따라 두 방식 모두 전송률의 표준편차를 B=100Kbytes경우 보다 약 10배정도 감소시킬 수 있다는 것이 주목된다. 그리고 전송률의 표준편차의 증가 특성은 B=100Kbytes 와 거의 동일한 특성을 보여 준다.

첨두치 측면에서는 두 기법 사이에 거의 성능 차이가 B=100Kbytes에 비해 성능 차이가 작아진다. 이와 같은 이유는 충분한 크기의 클라이언트 버퍼를 사용함으로써 시간적인 평균화 효과(temporal averaging effect)가 거의 동일하게 작용되는 것으로 볼 수 있다. 그러나, 작은 크기의 클라이언트 버퍼에 비해 첨두치는 더욱 전체적으로 작은 값들을 취한다.

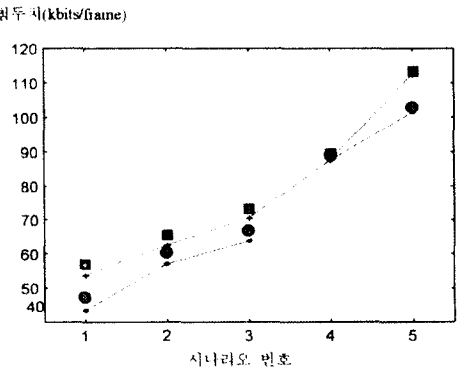
클라이언트 버퍼의 크기가 10배로 증가함에 따라, 전송률의 변화 횟수도 약 10분의 1로 감소되는 것을 알 수 있다. 그러나, 버퍼의 크기가 증가됨에 따라 제안된 방식은 약5-20사이의 변화 횟수를 가지는 우수한 특성을 보인다. 여기서 주목할 것은 제안된 방식은 각 클라이언트의 요구가 도달하는 시점사이에는 거의 CBR전송이 가능해지는 경우에 도달하는 결과이다. 따라서, 이상의 결과에서 볼 수 있듯이 클라이언트의 버퍼를 증가시키는 경우에는 첨두치의 감소보다는 표준 편차와 전송률의 변화횟수를 크게 감소시킬 수 있다는 것을 확인할 수 있다.

V. 결론

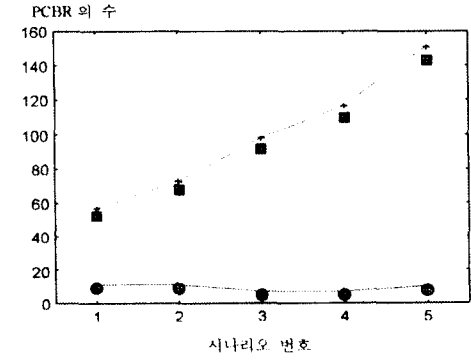
본 논문에서는 복수개의 클라이언트가 단일의 서버와 단일 전송 매체를 통하여 연결되어 압축된 비디오 스트림을 요구할 때, 대역을 효과적으로 사용하기 위한 다중화 대역의 적응적 평활화 기법을 제안하였다. 제안된 기법은 기존의 단일 비디오 스트림을 위하여 제안된 MVBA알고리즘을 복수개의 클라이언트로 확



(a) 전송률의 표준편차(standard deviation)



(b) 전송률의 첨두치(peak rate)



(c) 전송률의 변화 갯수

그림7. B<sub>m</sub>=1Mbytes, D<sub>m</sub>=1sec에서의 모의 실험에 의한 성능 비교.  
Fig.7 Experimental results for B<sub>m</sub>=1Mbytes, D<sub>m</sub>=1sec.

장하였으며, 개개의 클라이언트의 버퍼의 넘침과 고갈 현상을 방지하면서 동시에 다중화 전송률의 평활화 기법을 나타내었다. 모의 실험을 통하여, 제안된 방식은 기존의 독립적인 평활화 기법과 성능을 비교하였을 때, 전송률의 표준편차, 첨두율, 그리고 변화 횟수등의 측면에서 훨씬 뛰어난 성능을 보임을 알 수 있었다. 특히, 클라이언트 버퍼의 크기가 작은 경우에 제안된 기법의 성능은 상대적으로 더욱 우수함을 보였다.

그러나, 본 논문에서는 클라이언트들의 서비스 요구 시점 사이의 시간 간격은 프레임 단위의 정수배라고 가정하였고 또한, 망내에서 전송되는 지연을 무시하였으나, 실제의 환경에서는 이와 같은 측면을 고려하는 것이 필요하다. 이와 같은 문제점 뿐만 아니라, 앞으로는 복수개의 서버가 동일 매체로 구성된 망에 공유를 할 경우에 대한 연결 수락 제어 기법을 구하는 연구를 수행하여 할 것이다.

## 참 고 문 헌

- J.D.Salehi, Z.L.Zhang, J.F.Kurose, and D.Towsley, Supporting StoredVideo: Reducing Rate Variability and End-to-End Resource Requirements through Optimal Smoothing, in Proc. ACM SIGMETRICS, May 1996, pp.222-231.
- M.Grossglauser, S.Keshav, and D.Tse., RCBP: A Simple and Efficient Service for Multiple Time-Scale Traffic, in Proc. ACM SIGCOMM, Aug./Sept. 1995, pp.219-230.
- J.M.McManus and K.W.Ross, Video on Demand over ATM: Constant-Rate Transmission and Transport, in Proc. of IEEE INFOCOM 96, 1996, pp.1357-1362.
- W.Feng and S.Sechrest, Smoothing and Buffering for Delivery of Recorded Compressed Video, in Computer Communications, Oct.1995, pp.709-717.
- W.Feng, F.Jaharian, and S.Sechrest, Optimal Buffering for the Delivery of Compressed Pre-recorded Video, in Proc. IASTED/ISMM Inter. Conf. On Networks, Jan.1995.
- W.Feng and J.Rexford, A Comparison of Bandwidth Smoothing Techniques for the Transmission of Pre-recorded Compressed Video, in Proc. IEEE INFOCOM, April 1997, pp.58-66.
- S.S.Lam, S.Chow, and D.K.Yau, An Algorithm for Lossless Smoothing of MPEG Video, in Proc. ACM SIGCOMM, Aug./Sept. 1994, pp.281-293.
- H.M.Smith and M.W.Mutka, Pattern Smoothing for Compressed Video Transmission, in ICC 97, June 1997, pp.1335-1339.
- J.Mata, G.Pagan and S.Sallent, Multiplexing and Resource Allocation of VBR MPEG Video Traffic on ATM Networks, in ICC 96, 1996, pp.??
- Rose, O., Statistical Properties of MPEG Video Traffic and Their Impact on Traffic Modeling in ATM Systems, University of Wuerzburg, Institute of Computer Science, Research Report Series, Report No. 101. February 1995.
- E.W.Knightly and H.Zhang, Traffic Characterization and Switch Utilization Using a Deterministic Bounding Interval Dependent Traffic Model, in Proc. of IEEE INFOCOM 95, 1995. Pp.1137-1145.

김진수

정희원

1967년 9월 9일생

1991년 2월: 경북대학교 전자공학과 공학사

1993년 2월: 한국과학기술원 전기및전자공학과 공학석사

1998년 8월: 한국과학기술원 전기및전자공학과 공학박사

\*주관심분야: ATM Network Adaptation, Traffic Smoothing and Multiplexing

김재균

종신희원

한국통신학회논문지 제23권 2호 pp583참조.