

VBR로 부호화된 지연 민감 서비스의 다중화를 위한 동적인 전송률 할당 알고리즘

정희원 김진수*, 정희원 유국열**, 이문노***

A Dynamic Transmission Rate Allocation Algorithm for Multiplexing Delay-sensitive VBR-coded Streams

Jin-Soo Kim* Regular Members,
Kook-Yeol Yoo** Regular Members, Moon-Noh Lee***

요 약

본 논문에서는 VBR로 부호화된 복수 개의 지연 민감 서비스를 고속 망으로 제공하기 위한 새로운 다중화 방식을 제안한다. 본 논문의 주된 목표는 다중화되는 각 비트 스트림에 부여되는 지연 제한 조건을 유지하고 또한 다중화되어 전송될 때 망 자원의 이용률을 개선하는데 있다. 이와 같은 목표를 위해, 각 비트 스트림에 부여된 지연 조건을 만족시키는 동적인 알고리즘을 제안한다. 제안된 알고리즘은 각 비트 스트림의 상관 관계가 매우 높다고 가정하고, 이 가정을 바탕으로 스트림 단위의 시간적 평균화와 동시에 다중화되는 복수 개의 스트림 간에 공간적인 다중화 효과를 이용한다. 본 논문에서 제안된 방식은 모의 실험을 통하여 침투율과 시변화 계수에 있어서 뛰어난 성능을 보임을 확인할 수 있다.

ABSTRACT

This paper describes a novel multiplexing scheme for delay-sensitive multiple VBR-coded bit streams in live multimedia service offered to high-speed networks. The primary goal of multiplexing in this paper is to keep delay limits of each bit streams and to enhance network resource utilization when they are multiplexed and transmitted over network. For this aim, this paper presents a dynamical control scheme which does not cause violation of any delay constraints inherent to each bit stream. The scheme is based on the assumption that recent behavior of the each bit stream has high correlation with near-term future behavior. Such property is used to make as flat as possible by both temporal averaging on a stream-by-stream and spatial averaging is introduced when multiple VBR-coded bit streams are multiplexed. The effectiveness of the scheme is evaluated by several simulations using an MPEG-coded video trace of Star_wars and it is shown that the proposed scheme can effectively reduce the peak rate and coefficient of variation of the multiplexed transmission rate.

I. 서 론

최근에 ATM, 기가비트 이더넷, 그리고 프레임 릴레이와 같은 고속 망의 기술 개발로 사용자들의 서비스 기대는 향상되었다. 다양한 실시간 멀티미디어

어 응용은 이러한 고속 망에 의해 지원될 것으로 기대된다. 그러나, 많은 응용의 경우에는 과도한 망 자원의 할당 없이 효과적으로 이러한 멀티미디어 서비스를 수용하는 것이 요구된다. 더 나은 망 자원의 효율성을 이루기 위해 본 논문에서는 VBR로

* 한밭대학교 정보통신컴퓨터공학부(jskim67@hanbat.ac.kr)

* 영남대학교 전자정보공학부(kyoo@yu.ac.kr)

* 동의대학교 컴퓨터소프트웨어공학부(mmlee@dongeui.ac.kr)

논문번호 : 020267-0607, 접수일자 : 2002년 6월 7일

부호화된 복수 개의 비트 스트림을 수용하기 위한 적응적 제어 방식을 제안한다.

기존에 압축 저장된 비디오 스트림을 전송하기 위한 많은 연구가 있었다 [1-4]. 압축 저장된 비디오 스트림에 대한 근사 일정 비트율 또는 일정 비트율 전송 방식들은 많은 양의 압축된 데이터를 수신측에 실제 복호 전에 도달하도록 전송하는 방식을 이용한다. 즉, 데이터 저장에 대한 수신측 버퍼는 실제 복호 이전에 충분한 양의 데이터를 저장해야 한다는 것이다. 그러나, 이러한 기존의 방식들은 라이브 서비스로 제공되는 트래픽에 대해서는 직접적으로 적용할 수 없는 문제점이 있다. 라이브 서비스의 경우에는 일반적으로 수신측 버퍼의 크기가 유한한 값을 갖게 되고, 또한, 압축 부호화되는 데이터에 대한 정보가 제한되어 있다.

본 논문에서는 VBR로 부호화기가 복수 개의 라이브 트래픽이 발생된다고 가정한다. 이러한 환경에서는 과도한 망 자원의 낭비를 막고, 또한, 효과적으로 서비스를 제공하는 기법 개발이 요구된다. 본 논문에서는 개개의 스트림에 부여되는 지연 제한 조건을 만족하면서 망 자원을 효율적으로 이용하기 위한 다중화 및 트래픽 평활화 기법을 제안한다. 제안 기법은 각 비트 스트림의 높은 상관 관계를 갖는다고 가정을 한다. 이러한 성질을 이용하여 개개의 스트림에 부여되는 전송률의 상한치와 하한치를 제시하고, 나아가서는 다중화된 스트림에 대한 상한치 및 하한치를 제한한다. 이 상한치와 하한치의 시퀀스를 이용하여 최적의 다중화 전송률을 결정하고, 또한, 개개의 비트 스트림으로 할당하는 방식을 제안한다

II. 다중화 및 역다중화의 개념적 블록도

그림1은 VBR로 부호화된 M개의 소스를 다중화하는 시스템에 대한 개괄적인 블록도를 보여 준다. 이 블록도에서 단일의 공통 버퍼가 사용되어 복수 개의 VBR부호화된 다중화 스트림을 버퍼링하는데 이용된다. 트래픽 예측기(traffic estimator_m)는 m번째 소스에 의해 발생하는 데이터 크기 정보를 예측하는데 사용된다. 다중화 및 트래픽 제어기(MTSC)는 각 소스에서 발생하는 데이터를 다중화 버퍼로 이동시키고, 또한, 다중화 버퍼에서 망으로 적절한 크기의 데이터를 균일한 율로 전송 시킨다. 이런 목적으로 각 VBR 소스에서 발생하는 데이터의 시작 및 발생 시각에 대한 정보가 MTSC에 의

해 제어된다.

본 논문에서는 제어 시각은 균일한 슬롯 n ($n \in [1, 2, 3, \dots]$)으로 나누고, 각 슬롯 n 은 시각 $(n-1)\Delta$ 과 시각 $n\Delta$ 사이에 해당된다. 여기서, Δ 는 그림1에서 다중화 및 평활화의 제어 기준 시간 간격이다. $s_{m,n}$ 은 m번째 소스로부터 슬롯 n 동안에 다중화 버퍼로 진입하는 데이터의 양을 나타낸다. 본 논문은 $s_{m,n}$ 을 슬롯 n 동안에 m번째 소스로부터 균일하게 발생한다고 가정한다. 유사하게, $r_{m,n}$ 은 슬롯 n 동안 다중화 버퍼에서 망으로 전송되는 데이터의 양을 나타낸다. 게다가, 트래픽 평활화의 목적으로 $D_m\Delta$ 를 m번째 소스에서 발생하는 데이터가 다중화 버퍼에서 전송을 위해 대기할 수 있는 최대 허용 지연으로 정의한다. 즉, 그림1의 제어기는 데이터가 발생한 후에 $D_m\Delta$ 의 시간 내에 망으로 데이터를 전송해야 함을 의미한다.

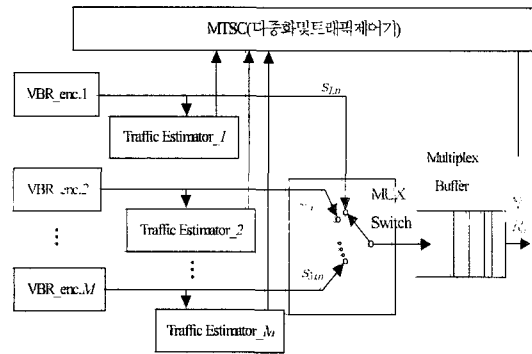


그림1. 복수 개의 VBR 스트림의 다중화에 대한 전체 블록도

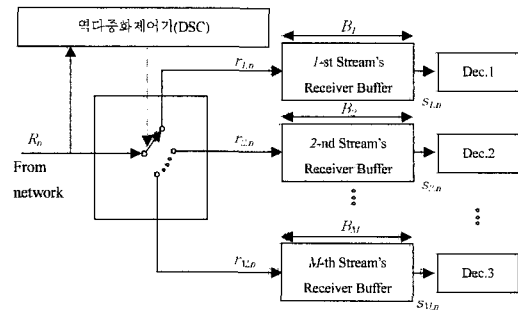


그림2. 역다중화 시스템의 개괄적인 블록도

그림2 역다중화 시스템의 개괄적인 블록도를 보여 준다. 망으로부터 진입하는 스트림들은 패킷 ID 형태로 진입하고, 패킷 ID에 의해 구분되어 각각의 수신 버퍼에 저장된다. 이 같은 동작을 위해 망은 투명하고 또한 손실이 없다고 가정한다. 이런 가정

하에서 그림2의 m번째 디코더는 수신을 시작한 후에 땅에 의해 초래되는 최대 지연이 더해져야 한다. 만큼의 시간이 지나면 연속적으로 복호를 수행한다. 그리고, 일반적인 응용을 위해 각 수신 버퍼의 크기 ($B_m, m=1, \dots, M$)는 일정하다고 가정한다.

위의 가정과 정의에 의해 n△시점에 다중화 버퍼 충만도 (B_n^{MUX})와 m번째 수신 버퍼의 충만도 ($B_{m,n}^{REC}$)는 다음과 같이 표현될 수 있다.

$$B_n^{MUX} = \sum_{m=1}^M \sum_{i=1}^n s_{m,i} - \sum_{m=1}^M \sum_{i=1}^n r_{m,i}, \text{ for } n > 0 \quad (1)$$

$$B_{m,n}^{REC} = \begin{cases} \sum_{i=1}^n r_{m,i}, & \text{for } n \leq D_m \\ \sum_{i=1}^n r_{m,i} - \sum_{i=1}^{n-D_m} s_{m,i}, & \text{for } n > D_m \end{cases} \quad (2)$$

이 식들은 다음과 같이 쓰여진다.

$$B_n^{MUX} = B_{n-1}^{MUX} + \sum_{m=1}^M s_{m,n} - \sum_{m=1}^M r_{m,n}, \text{ for } n > 0 \quad (3)$$

$$\begin{aligned} B_{m,n}^{REC} &= B_{m,n-1}^{REC} + r_{m,n} - s_{m,n-D_m} \\ &= \sum_{i=n-D_m+1}^n s_{m,i} - B_{m,n}^{MUX} \\ &= \sum_{i=n-D_m+1}^n r_{m,i} - B_{m,-D_m}^{MUX}, \text{ for } n > D_m \end{aligned} \quad (4)$$

여기서 $B_{m,n-1}^{MUX}$ 는 시간 (n-1)△에서 m번째 스트림에 대한 다중화 버퍼의 충만도를 나타낸다.

본 논문에서는 일반적인 응용을 위해 다중화 버퍼의 크기는 유한하다고 제한하지 않으나, 수신 버퍼의 크기는 유한하다고 제한한다. 이러한 조건하에서 다중화 전송률 (R_n)을 구한다. 여기서 R_n 은 슬롯 n에서 모든 비트 스트림들의 합이 된다. 본 논문에서의 주된 목표는 R_n 을 가능하면 최대로 평활화하여 전송하도록 결정하고, 또한, 결정된 이 값을 이용하여 지연 요구조건 $n\Delta + D_m \Delta r_{m,n}, m=1, \dots, M$ 을 만족하면서 할당하는 방식을 제안하는 것이다.

III. 단일 비트스트림의 전송률 상한과 하한 조건

본 절에서는 다중화 버퍼의 고갈을 막고 또한 개개의 수신 버퍼가 넘침을 막기 위한 제한 조건을 분석한다. 먼저, 슬롯 n구간에서 m번째 소스의 최대

전송률은 수신 버퍼의 크기에 의해 제한된다. 즉, $B_{m,n}^{REC} \leq B_m$ 이 모든 n에 대해 만족해야 하므로, 식(4)은 다음과 같이 표현될 수 있다.

$$\sum_{i=n-D_m+1}^n r_{m,i} - B_{m,-D_m}^{MUX} \leq B_m, \text{ for } n > D_m \quad (5)$$

그러므로, 식(1)을 이용하여, m번째 소스의 전송률에 대한 상한은 아래와 같이 표현된다.

$$r_{m,n}^{\max} = \max \left(B_m + B_{m,n-1}^{MUX} - \sum_{i=n-D_m+1}^{n-1} s_{m,i}, 0 \right) \quad (6)$$

둘째, 버퍼의 고갈이 없이 전송률이 결정되어야 하므로, m-번째 소스에 대한 다중화 버퍼의 충만도는 다음과 같이 결정된다.

$$B_{m,n}^{MUX} = B_{m,n-1}^{MUX} + \hat{s}_{m,n} - r_{m,n}, \text{ for } n > 0 \quad (7)$$

여기서 $\hat{s}_{m,n}$ 은 시간 (n-1)△에서 $s_{m,n}$ 의 예측값이다. 만일, $\{s_{m,n}\}_{n=1, \dots, \infty}$ 이 높은 상관관계를 갖는다면, 예측 계수 시간 간격으로 정의되는 양의 정수 h를 도입하여 다음과 같은 식으로 쓰여 질 수 있다.

$$B_{m,n}^{MUX} = B_{m,n-1}^{MUX} + \sum_{i=n}^{n+h-1} \hat{s}_{m,i} - h \cdot r_{m,n}, \text{ for } n > 0, \quad (8)$$

여기서 $\hat{s}_{m,n+k} \approx s_{m,n+k}$ 을 시간 (n-1)△에서 예측한 값을 의미한다. 만약, $0 \leq B_{m,n}^{MUX}$ 이 만족된다면, 시간 간격 [(n-1)△, (n-1+h)△] 동안에 동일한 전송률을 갖기 위해서는 다음과 같은 부등식이 만족되어야 한다.

$$0 \leq B_{m,n-1}^{MUX} + \sum_{i=n}^{n+h-1} \hat{s}_{m,i} - h \cdot r_{m,n}, \text{ for } n > 0, \quad (9)$$

이 부등식으로부터, 다음의 상한이 정의된다.

$$r_{m,n}^u(h) \leq \frac{1}{h} \left(B_{m,n-1}^{MUX} + \sum_{i=n}^{n+h-1} \hat{s}_{m,i} \right), h \geq 1 \quad (10)$$

식(10)은 다중화 버퍼의 고갈없이 전송할 수 있는 상한을 의미한다.

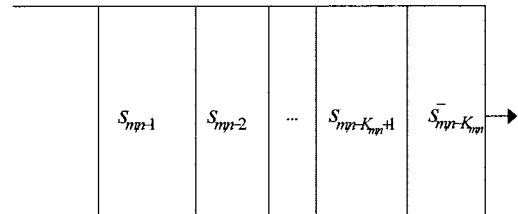


그림3. 시간 (n-1)△에서 m-번째 소스에 대한 다중화 버퍼의 등가 대기도

그림3은 시각 $(n-1)\Delta$ 에서 m -번째 소스에 대한 다중화 버퍼의 등가 대기를 보여주고 있다. 여기서, $K_{m,n}$ 은 대기 행렬의 길이를 프레임 시각의 개수로 나타낸다. $s_{m,n-K_{m,n}}^-$ 는 슬롯 n 에서 전송되어야 할 첫번째의 데이터이고, 시각 $(n-1)\Delta$ 이전에 $s_{m,n-K_{m,n}}$ 을 전송하고 남은 것이다. 그리고, $K_{m,n}$ 시각 $(n-1)\Delta$ 에서 m -번째 소스에 대한 다중화 버퍼의 깊이를 표현한다. 따라서, 식(8)을 식(10)에 대입하므로써, 식(10)은 다음과 같이 표현된다.

$$r_{m,n}^u(h) \leq \frac{1}{h} \left(s_{m,n-K_{m,n}}^- + \sum_{i=1}^{K_{m,n}-1} s_{m,n-K_{m,n}+i} + \sum_{i=0}^{h-1} \hat{s}_{m,i+n} \right), \quad h \geq 1 \quad (11)$$

위의 정의 관계식 (6)과 (11)로부터 다음의 정리가 관찰된다.

정리 1. $(D_m - 1) \max_{\forall n} s_{m,n} < B_m$ 이 보장된다면, 모든 n 에 대해 $\max_{\forall n} r_{m,n}^u(h) < r_{m,n}^{\max}$ 이 만족되도록 제어가능하다.

(증명). 식(11)의 조건으로부터,

$$\frac{1}{h} \left(s_{m,n-K_{m,n}}^- + \sum_{i=1}^{K_{m,n}-1} s_{m,n-K_{m,n}+i} + \sum_{i=0}^{h-1} \hat{s}_{m,i+n} \right) \leq \frac{1}{h} \left(s_{m,n-K_{m,n}}^- + \sum_{i=1}^{K_{m,n}-1} s_{m,n-K_{m,n}+i} + h \max_{\forall n} s_{m,n} \right),$$

이 성립한다. 식(6)과 (11)로부터,

$$B_{m,n-1}^{MUX} = s_{m,n-K_{m,n}}^- + \sum_{i=1}^{K_{m,n}-1} s_{m,n-K_{m,n}+i} \geq 0 \quad \text{이}$$

만족하기 때문에, 다음의 부등식이 양의 정수 h 에 대해 얻어진다.

$$\frac{1}{h} \left((1-h)B_{m,n-1}^{MUX} + h \max_{\forall n} s_{m,n} \right) + \sum_{i=n-D_m+1}^{n-1} s_{m,i} \leq (D_m - 1) \max_{\forall n} s_{m,n} \leq B_m \quad \square$$

마지막으로, 지연에 대한 요구 조건이 역시 모든 소스에 대해 만족되어야 한다. 이 요구 조건을 구하기 위해 그림3을 참조한다. 다중화 버퍼에서 전송을 기다리는 부호화 데이터 단위는 허용된 지연 한계치 이상의 시각을 대기하지 않아야 한다. 즉, 다중화 버퍼에 진입한 첫 번째의 데이터에 대해 다음과 같은 수식을 표현할 수 있다.

$$(n-1)\Delta + \frac{s_{m,n-K_{m,n}}^-}{r_{m,n}} \Delta - b_{n-K_{m,n}} \Delta \leq D_m \Delta \quad (12)$$

여기서 $b_{n-K_{m,n}} \Delta$ 는 $s_{m,n-K_{m,n}}^-$ 가 다중화 버퍼에 진입하는 시각을 나타낸다. 식(12)의 첫번째 두 항의 합은 버퍼에서 $s_{m,n-K_{m,n}}^-$ 가 빠져 나가는 시각이다. 2절에서 시퀀스 $\{s_{m,n}\}_{n=1,\dots,\infty}$ 가 균일한 율로 발생한다고 가정하였으므로, 값 $b_{n-K_{m,n}} \Delta$ 은 다음과 같이 표현된다.

$$b_{n-K_{m,n}} \Delta = (n-K_{m,n}-1)\Delta + \frac{s_{m,n-K_{m,n}} - s_{m,n-K_{m,n}}^-}{s_{m,n-K_{m,n}}} \Delta \quad (13)$$

식(13)을 식(12)에 대입하여, 다음의 하한치가 얻어진다.

$$r_{m,n}^l(0) = \frac{s_{m,n-K_{m,n}}^-}{D_m + \frac{s_{m,n-K_{m,n}} - s_{m,n-K_{m,n}}^-}{s_{m,n-K_{m,n}}} - K_{m,n}} \quad (14)$$

이 하한치는 $s_{m,n-K_{m,n}}^-$ 가 지연 제한 조건을 위반하지 않기 위해, $r_{m,n}^l$ 가 $r_{m,n}^l(0)$ 보다 커야 함을 의미한다. $s_{m,n-K_{m,n}}^-$ 의 전송이 완료되자마자, 다음의 부호화 데이터 $s_{m,n-K_{m,n}+1}$ 이 동일률로 전송되며, 다음의 부등식이 동시에 만족되어야 한다.

$$(n-1)\Delta + \frac{s_{m,n-K_{m,n}}^-}{r_{m,n}} \Delta + \frac{s_{m,n-K_{m,n}+1}}{r_{m,n}} \Delta - b_{n-K_{m,n}+1} \Delta \leq D_m \Delta \quad (15)$$

이 과정을 다음의 q 개 부호화된 데이터로 반복적으로 확장하면, m -번째 소스에 대해 다음과 같이 표현될 수 있다.

$$r_{m,n}^l(q) = \frac{s_{m,n-K_{m,n}}^- + \sum_{i=1}^q s_{m,n-K_{m,n}+i}}{D_m + q - K_{m,n}}, \quad 1 \leq q \leq K_{m,n} - 1 \quad (16)$$

$$r_{m,n}^l(q) = \frac{s_{m,n-K_{m,n}}^- + \sum_{i=1}^{K_{m,n}-1} s_{m,n-K_{m,n}+i}}{D_m + q - K_{m,n}} + \frac{\sum_{i=K_{m,n}}^q \hat{s}_{m,n-K_{m,n}+i}}{D_m + q - K_{m,n}}, \quad K_{m,n} \leq q \quad (17)$$

식(11)과 (17)에서 상한치와 하한치에 대해 가능한 정확한 값을 예측하는 것이 필요하다. 그러나, 본 논문에서는 제안 방식의 성능 개선에 주안점을 두기 때문에 예측방식에 대해서는 깊은 관심을 두지 않는다. 식 (14), (16), 그리고, (17)로부터 $r_{m,n}^{\min}$ 을 다음과 같이 정의한다.

$$r_{m,n}^{\min} = \max_{0 \leq q \leq K_{m,n}-1} r'_{m,n}(q) \quad (18)$$

다중화버퍼에서 시간 $(n-1)\Delta$ 에서 m -번째 소프의 부호화된 데이터를 고려할 때, 이 값보다는 더 큰 전송율이 결정되어야 함을 의미한다. 위의 정의로부터 더 다음과 같은 정리가 관찰된다.

정리 2. 제한조건 $(D_m - K_{m,n}) \max_{\forall n} s_{m,n} < B_m^{rec}$ 이 시간 $(n-1)\Delta$ 에서 만족된다면, 부등식 $r_{m,n}^{\min} \leq r_{m,n}^{\max}$ 은 항상 만족된다.

(증명). D_m 와 $K_{m,n}$ 의 정의로부터, $D_m \geq K_{m,n} + 1$ 과 $D_m \geq 1$ 이며, 다음과 같은 식이 만족된다.

$$r_{m,n}^{\max} = \max \left\{ B_m^{rec} - \left(s_{m,n-K_{m,n}} - s_{m,n-K_{m,n}}^- + \sum_{i=n-K_{m,n}+1}^{n-K_{m,n}} s_{m,i} \right), 0 \right\}$$

더구나, $r'_{m,n}(q) \leq r_{m,n}^{\min} \leq \max_{\forall n} s_{m,n}$ 이 $\forall n$ 과 $\forall m$ 에 대해 만족한다. \square

IV. 다중화와 트래픽 행렬화의 적응적 제어 방식

본 논문에서의 주된 목표는 $\{R_n\}_{n=1,2,\dots,\infty}$ 를 가능한 일정률로 유지하도록 제어하는 것이다. 이를 위해 먼저, 수식 (6), (14), (16)과 (17)을 이용하여, $(n-1)\Delta$ 시점에 다중화된 전송률에 대한 하한치는 다음과 같이 정의된다.

$$R_n^l(0) = \sum_{m=1}^M r_{m,n}^{\min}, \quad (19)$$

$$R_n^l(1) = \max \left\{ R_n^l(0), \sum_{m=1}^M r'_{m,n}(K_m) \right\}, \quad (20)$$

$$R_n^l(h) = \max \left\{ R_n^l(h-1), \sum_{m=1}^M r'_{m,n}(K_m - 1 + h) \right\}, \quad h \geq 1 \quad (21)$$

여기서 $R_n^l(h)$ 은 동일한 값의 R_n 으로 다가오는 h

개의 시간 구간 동안에 지연 조건을 위배하지 않기 위해 전송될 필요가 있는 최소한의 전송률에 대한 하한치의 시퀀스를 나타낸다. 이식에서 다음과 같은 관계가 구해진다.

정리 3. 정의를 나타내는 수식 (19), (20)과 (21)로부터 모든 $\forall m$ 에 대해 다음이 만족된다.

$$R_n^l(0) \leq R_n^l(1) \leq \dots \leq R_n^l(h-1) \leq R_n^l(h) \leq \dots$$

(증명). 정의를 나타내는 식들로부터 직접적으로 구해진다. \square

정리 4. 다음의 관계식이 모든 n 에 대해 만족된다.

$$R_n^l(h) \leq \sum_{m=1}^M \left[\max_{1 \leq i \leq h} \left[\max \left\{ r'_{m,n}(K_{m,n} - 1 + i), r_{m,n}^{\min} \right\} \right] \right], \quad (22)$$

(증명). 이산적인 신호의 시퀀스 $\{x_{m,i}\}$ 에 대해 다음의 식이 만족된다는 사실로부터 증명된다.

$$\max_{1 \leq i \leq h} \left\{ \sum_{m=1}^M x_{m,i} \right\} \leq \sum_{m=1}^M \left\{ \max_{1 \leq i \leq h} x_{m,i} \right\}$$

\square

부등식 (22)의 우측항은 복수개의 비트 스트림들을 다중화하는 단순한 방식을 나타낸다. 여기서, 개개의 스트림은 독립적으로 평활화된 후에 다중화되는 방식이다. 그래서 정리4는 다중화 전송률의 하한치는 복수개의 VBR부호화된 비트스트림을 통합적으로 제어하면 더욱 낮추어질 수 있음을 의미한다.

유사하게, 다중화 스트림의 전송률에 대한 상한치는 다음과 같이 정의된다.

$$R_n^u(1) = \sum_{m=1}^M \min \{ r_{m,n}^u(1), r_{m,n}^{\max} \}, \quad (23)$$

$$R_n^u(2) = \min \left\{ R_n^u(1), \sum_{m=1}^M r_{m,n}^u(2) \right\}, \quad (24)$$

$$R_n^u(h) = \min \left\{ R_n^u(h-1), \sum_{m=1}^M r_{m,n}^u(h) \right\}, \quad h \geq 1 \quad (25)$$

정리5. 다음의 관계 부등식이 모든 n 에 대해 만족한다.

$$R_n^u(1) \geq R_n^u(2) \geq \dots \geq R_n^u(h-1) \geq R_n^u(h) \geq \dots$$

(증명). 정의식들로부터 직접적으로 증명된다. \square

정리6. 다음의 관계 부등식이 모든 n 에 대해 만족

한다.

$$R_n^u(h) \geq \sum_{m=1}^M \min_{1 \leq i \leq h} [\min \{r_{m,n}^u(i), r_{m,n}^{\max}\}], \quad (26)$$

(증명). 이산적인 신호의 시퀀스 $\{x_{m,i}\}$ 에 대해 다음이 만족한다는 사실로부터 직접적으로 증명된다.

$$\min_{1 \leq i \leq h} \left\{ \sum_{m=1}^M x_{m,i} \right\} \leq \sum_{m=1}^M \left\{ \min_{1 \leq i \leq h} x_{m,i} \right\} \quad \square$$

부등식 (26)의 우측항은 복수개의 스트림들이 개개의 비트스트림 단위로 평활화된 후에 다중화되는 간단한 방식을 나타낸다. 정리6은 다중화된 전송률의 상한치는 다중화된 비트스트림을 통합적으로 제어함으로써 전송률의 상한을 더욱 확대시킬 수 있음을 의미한다.

따라서, 정리4와 6으로부터 독립적인 제어 방식들에 비해 통합적으로 제어함으로써 가능한 일정한 값의 이 얻어질 수 있음을 간접으로 확인할 수 있다. 상한치와 하한치에 대한 관계식들로부터 다음과 같은 정리가 관찰된다.

정리7. 시각 $(n-1)\Delta$ 에서 모든 m 에 대해 $(D_m - K_m) \max_{\forall n} S_{m,n} \leq B_m$ 이 만족된다면, $R_n^l(0) \leq R_n^u(1)$ 과 $R_n^l(1) \leq R_n^u(1)$ 이 항상 성립한다.

(증명). 정리2와 수식 (19), (20)과 (23)로 부터 직접적으로 얻어진다.

□

본 논문에서는 전개의 단순함을 위해 정리7은 모든 m 에 만족한다고 가정한다. h 가 증가함에 따라 적응적 다중화와 트래픽 평활화 방식은 두가지 경우로 나누어진다. 즉, R_n 에 대해 두 가지의 세부적인 방식으로 제어한다.

(i). $h \in [1, 2, \dots] R_n^l(h) < R_n^u(h)$ 의 경우 (27)

(ii). $R_n^l(h) < R_n^u(h)$ 을 만족하는 최소의 $h \in [1, 2, \dots]$ 를 구하는 경우. (28)

위에서 언급하였듯이, 경우(i)는 라이브 멀티미디어 트래픽의 경우에 드물게 발생하는 경우이다. 경우(ii)는 라이브 멀티미디어 트래픽에 대해 일반적으로 발생하는 경우이다.

먼저, 수식(27)의 경우를 고려한다. 실제의 구현에

있어서 예측 계수 시간 간격 (h)는 유한한 값으로 제한된다. 최대한의 크기 h 는 H^{\max} 로 표시한다. 이 값은 실제의 구현에 있어서 메모리 크기에 의해 제한되는 값이다. 이를 이용하여, 식(27)은 다음의 세가지 경우로 세분화할 수 있다.

(i)-1. $R_n^l(H^{\max}) \leq R_{n-1} \leq R_n^u(H^{\max})$ (29)

(i)-2. $R_n^u(H^{\max}) \leq R_{n-1}$ (30)

(i)-3. $R_{n-1} \leq R_n^l(H^{\max})$ (31)

위 세가지의 경우에 대해 R_n 은 각각 세가지의 선택 방식을 얻는다. 경우(i)-1가 발생되면, 다음과 같이 결정된다.

$$R_n = R_{n-1} \quad (32)$$

경우 (i)-2에 대해서는 다음과 같이 결정된다.

$$R_n = R_n^u(H^{\max}) \quad (33)$$

마지막으로 경우(i)-3에 대해서는 다음과 같이 결정된다.

$$R_n = R_n^l(H^{\max}) \quad (34)$$

수식(32), (33)과 (34)는 R_n 과 R_{n-1} 에 대한 전송률의 변화가 최소가 되도록 결정되는 것이다.

둘째, 식(28)에 의한 두 번째 경우를 고려한다. 식 (28)을 만족하는 최소의 h 개 있고 그 값을 H_n 으로 표시한다. 두 가지의 부분적인 경우로 나눈다. 그 두 가지 경우가 정리8로 표현된다.

정리8. 식(28)이 만족되면, 다음의 경우에 해당된다.

$$H_n \geq 1, \quad R_n^l(H_n - 1) < R_n^u(H_n - 1), \quad (35)$$

$$R_n^l(H_n) \geq R_n^u(H_n)$$

식(35)의 경우에 대해,

(ii)-1. $R_n^l(H_n - 1) \leq R_n^u(H_n - 1) = R_n^u(H_n) \leq R_n^l(H_n)$ (36)

또는

(ii)-2. $R_n^u(H_n) \leq R_n^l(H_n - 1) = R_n^l(H_n) \leq R_n^u(H_n - 1)$ (37)

가 된다.

(증명). 임의 실수 a, b, c, d 에 대해, $a < b, c < d$ 이고 $\max(a, c) \geq \min(b, d)$ 이 만족함은 $a < b = \min(b, d) \leq \max(a, c) = c < d$ 이거나 또는, $a < d = \min(b, d) \leq \max(a, c) = a < b$ 을 의미한다. □

(ii)-1과 (ii)-2의 경우에 대해 R_n 을 두 가지 방법으로 나누어 결정한다. 첫째, 식 (36)이 만족하면, $R_n^u(h) = R_n^u(H_n)$ 을 만족하는 최소의 h 를 k 라는 인덱스로 도입하면 다음과 같이 선택한다.

$$R_n = R_n^u(H_n) = R_n^u(k) \quad (38)$$

이러한 할당 방식은 최적의 선택 조건을 낳는다. 먼저, 시간 구간 $[(n-1)\Delta, (n+k)\Delta)$ 에 대해 R_n 값의 증가는 그 구간에서 다중화 버퍼의 고갈을 초래하게 될 것이고, 반면에 그 구간 동안에 평균 전송률은 최대로 $R_n^u(k)$ 이다. 그리고, R_n 값의 감소는 R_n 에 있어서 전송률의 가변성을 더욱 크게 할 것이다. 둘째, 식(37)이 만족한다면, $R_n^l(h) = R_n^l(H_n)$ 을 만족하는 최소의 h 이라고 다음과 같이 선택한다.

$$R_n = R_n^l(H_n) = R_n^l(k) \quad (39)$$

이러한 선택은 최적이다. 즉, 시간 구간 $[(n-1)\Delta, (n+k)\Delta)$ 에서 R_n 의 감소는 다수개의 비트 스트림 중에 적어도 한 개의 비트 스트림에 대한 지연 제한 조건에 위배되는 결과를 낳게 될 것이다. 따라서, R_n 의 평균값은 최소로 $R_n^l(k)$ 가 되어야 한다.

이상에서 R_n 을 최적으로 결정하는 방법을 기술하였다. 그러나, 수식 (6), (10)과 (18)을 만족하면서 $r_{m,n}$, $m = 1, \dots, M$ 으로 나누는 방식이 필요하다. 표현의 간단화를 위해 수식(32)-(34)을 만족하는 최대의 $H_{m,n}$ 을 H^{\max} 로 표시한다. 이러한 시간 구간에 대해 다음의 정리로 R_n 를 $r_{m,n}$, $m = 1, \dots, M$ 로 분할하는 방법을 기술한다.

정리9. $R_n = R_n^l(0)$ 이면, $m = 1, \dots, M$ 에 대해

$$r_{m,n} = r_{m,n}^{\min} \quad (40)$$

로 결정하고, 그렇지 않으면, $m = 1, \dots, M$ 에 대해, 다음을 만족하는 가장 큰 정수인 h 를 구한다.

$$\max_{1 \leq h \leq H_{m,n}} [\max \{r_{m,n}^l(h - K_{m,n} + 1), r_{m,n}^{\min}\}] < \min_{1 \leq h \leq H_{m,n}} [\min \{r_{m,n}^u(h), r_{m,n}^{\max}\}] \quad (41)$$

위식을 만족하는 최대의 h 를 $h_{m,n}$ 으로 나타낸다. R_n 의 값은 다음과 같이 분할된다.

$$r_{m,n} = \frac{\min \{r_{m,n}^u(h_{m,n}), r_{m,n}^{\max}\} - r_{m,n}^{\min}}{\sum_{p=1}^M [\min \{r_{p,n}^u(h_{p,n}), r_{p,n}^{\max}\} - r_{p,n}^{\min}]} \times \left\{ R_n - \sum_{p=1}^M r_{p,n}^{\min} \right\} + r_{m,n}^{\min}, \quad m = 1, \dots, M \quad (42)$$

이러한 분할 방식은 슬롯 n 에서 각 비트스트림에 대한 지연제한 조건을 위배할 가능성을 배제시키며 또한 각 비트스트림에 대한 다중화 버퍼의 고갈현상 가능성을 최소화한다.

(증명). $r_{m,n}^{\min}$ 의 값이 수식 (40)과 (42)에 의해서 결정되며, 이 분할 방식은 지연 제한 조건을 위배하지 않는다. 게다가 식 (42)에서, $r_{m,n}$ 의 값은 시각 $(n-1)\Delta$ 에서 수신 버퍼의 고갈과 다중화 버퍼의 넘침을 최소화하는 범위에서 선택된다. 따라서, 수식 (10)과 (17)에서 예측값이 근사적으로 정확하다면 다중화 버퍼의 고갈현상은 최소로 유지될 수 있다. \square

라이브 멀티미디어 서비스에서 CBR-제어 또는 특정 비트율을 만족하도록 제어하는 경우를 제외하고는 사전에 시퀀스 $\{s_{m,n}\}$ 에 대한 정보를 모두 아는 것은 불가능하다. 이러한 이유로 인하여 실제 구현에 있어서는 예측값과 실제값과의 차이가 있다하더라도 식 (42)에 의한 선택은 다중화 버퍼의 고갈 현상 가능성을 최소로 유지한다.

V. 모의실험 결과와 분석

본 절에서는 제안 방식의 성능을 분석하기 위해 컴퓨터를 통한 모의실험을 수행하였다. 성능 비교를 위해 독립제어 방식(independent control scheme)을 도입한다. 이 방식에서는 각 VBR-부호화된 비트스트림은 다중화되는 비트스트림과 무관하게 독립적으로 평활화되고, 그런 후에 다중화된다. 평활화 방식은 본 논문에서 제안된 방식을 $M=1$ 로 적용하여 그대로 이용한다. 따라서, 이 방식은 평활화할 때 단일 스트림에 대한 시간적 평균화하는 효과만 반영된다. 본 논문에서 수행하는 컴퓨터 모의실험은 Star-wars 시퀀스에 의해 수행된다. 이 비트 스트림 트래이스는 MPEG-IPB로 구성되어 있고, 전체 프레임의 개수는 40,000 프레임으로 구성되어 있다. 게다가 M 개의 비트스트림을 이용한 컴퓨터 모의 실험을 위해 같은 지연 한계치를 갖는 동질적인 영상 시퀀스로 제한한다. 복수개의 동질적인 영상 시

퀀스를 얻기 위해 데이터의 끝부분에 위치하는 불완전한 GOP는 버려지고 끝 부분에 있는 GOP부분과 데이터의 시작 부분에 있는 GOP를 연결하여 임의의 시작 포인트를 설정한다. 이렇게 연결해서 얻어지는 데이터에 대해 임의의 M포인트를 구하고, 이것에 대해 제안된 방식을 독립 제어 방식과의 성능을 비교 분석한다. 그리고, 본 논문에서 사용한 Δ 는 1프레임에 대한 시간 간격으로 대략적으로 1/30초이다. 라이브 멀티미디어 서비스의 경우는 적은양의 지연(실시간) 서비스와 많은 양의 지연 서비스에 대해 모의 실험을 통해 성능을 비교 분석할 필요가 있어 적은 양의 지연으로 $D_m=3$ (약 100msec)을 선택하고, 많은 양의 지연으로 1초의 시간에 해당되는 $D_m=30$ (약 1sec)을 선택한다. 더 많은 양의 지연을 고려할 수 있으나, 이것은 라이브 서비스의 트래픽 특성이 1초 이상의 장시간 상관관계(long-range correlation)에 대한 특성은 어느 정도 유사하다 라고 가정할 수 있어 생략한다.

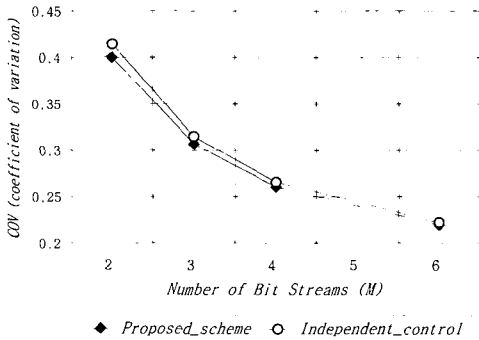
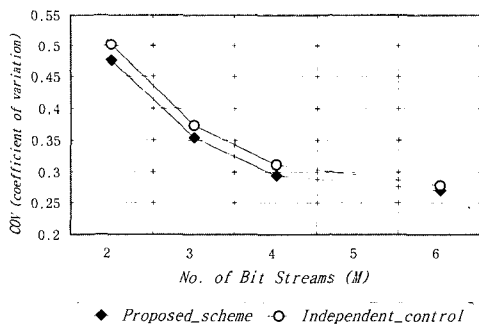


그림4. COV (coefficient of variation) 특성. (a). $D_m = 3$. (b). $D_m = 30$.

지난 정보를 이용하여 현재의 프레임 크기를 예측

하는 방법에는 많은 방식들이 있다. 그러나, 본 논문에서는 수식 (10)과 (17)에서 사용되는 예측 값들은 현재의 GOP 또는 직전 GOP내에 있는 프레임중에 현재 프레임과 가장 가까이 놓여 있는 동일 형태로 부호화된 프레임 크기로 단순 대치한다. 그리고, 손실없는 복호화를 보장하기 위해 각 수신 버퍼의 크기는 $B_m = \max_{v,n} s_{m,n}$ 로 설정한다.

성능은 다음의 세가지 기준에 의해 평가된다: (1) 시변화 계수(coefficient of variation) (2) 첨두율(peak-to-average ratio). 시변화 계수(COV)는 다중화 전송률의 시간적 변화율을 조사하고, 평가하기 위해 도입되고, 다음과 같이 정의된다.

$$COV = (\text{standard deviation of multiplexed transmission rate}) / (\text{mean of multiplexed transmission rate}) \quad (43)$$

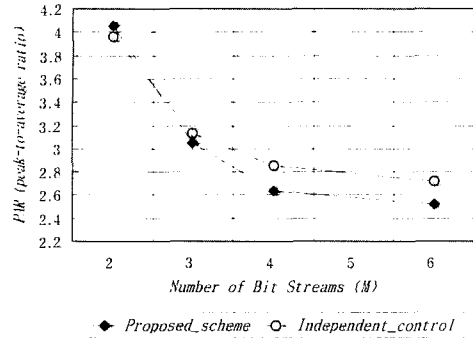
그림4는 M (number of bit streams)의 개수에 따른 시변화 계수(COV)의 특성을 보여준다. 예측하는 바와 같이 다중화된 전송률의 시간적 변화율은 다중화 개수가 증가함에 따라 단조 감소하는 형태를 보이고 있다. 제안된 방식은 $D_m=3$ 과 $D_m=30$ 에 대해 독립적 제어 방식(independent control scheme)에 비해 우수한 성능을 보인다 그러나, 지연 한계치를 증가시킴에 따라 두 방식에 대한 성능 차이는 다소 줄어드는 것을 볼 수 있다. 이것은 Star-wars 시퀀스의 GOP크기가 12로 고정되어 있으며, 이 값을 초과함에 따라 충분한 시간적인 평활화 효과를 얻을 수 있음을 의미한다.

첨두율(PAR)은 CBR 또는 근사 CBR(piece-wise CBR) 전송을 할 때, 요구되는 최악의 대역폭 요구량을 평가할 때 사용되는 인덱스이다. 첨두율은 다음과 같이 정의된다.

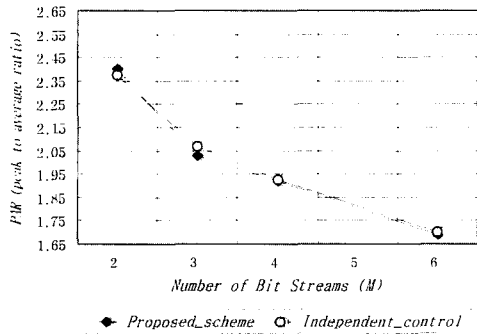
$$PAR = (\text{peak value of multiplexed transmission rate}) / (\text{mean value of multiplexed transmission rate}) \quad (44)$$

그림5에서 나타낸 바와 같이, 첨두율은 M의 증가에 대해 가파르게 감소하는 형태를 보인다. 그러나, 제안된 방식이 항상 독립적 제어방식에 비해 우수한 형태를 보이는 것이 아님을 알 수 있다. 그 이유는 전송률의 상한치와 하한치 시퀀스를 구할 때, 예측값들이 정확한 값들이 아니며, 화면전환과 같은 급격한 부호화율의 변화가 있을 때는 순간적인 전

송률의 변화에 잘 적응하지 못하는 결과로 나타난다. 그렇지만, 전반적인 PAR 성능 비교에서도 우수한 특성을 보이고 있음을 알 수 있다.



(a)



(b)

그림 5. PAR (peak-to-average ratio) 특성. (a). $D_m=3$. (b). $D_m=30$.

VI. 결론

본 논문에서는 VBR 부호화된 비트스트림을 효과적으로 다중화하기 위해 적응적인 방식을 제안하였다. 본 논문의 목표는 다중화된 전송률을 가능한 일정하게 유지하여 망자원을 효과적으로 이용하는데 주안점을 두고, 각 비트 스트림에 부여되는 제한 조건과 다중화된 비트스트림에 부여되는 제한 조건들을 정의하고, 최적의 전송률을 얻는 방식을 제한하였다.

모의실험을 통하여 제안 방식은 침투율, 시변화율을 줄이는 데 있어서 매우 효과적임을 확인할 수 있었다. 특히, 저지연이 요구되는 트래픽의 경우에 독립적인 제어방식에 비해 성능이 더욱 우수함을 확인할 수 있었으며, 이는 시간 및 공간적인 효과를 더욱 효과적으로 적용할 수 있음에 기인하며, 비트율 예측이 가능한 부호화기와의 혼용으로 더욱 성

능을 개선할 수 있을 것으로 보인다. 제안된 방식은 다른 임의의 지연 민감 멀티미디어 서비스에 적용이 가능하다. 그러나, 이질적인 종류의 VBR 부호화된 비트스트림과 다른 크기의 지연 제한 조건을 갖는 멀티미디어 서비스 등 다양한 환경에 대해 검증하는 것이 필요하다.

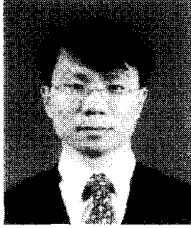
참고 문헌

- [1] J. M. McManus and K. W. Ross, "Video on Demand over ATM: Constant-rate Transmission and Transport," in Proc. IEEE INFOCOM, pp. 1357-1362, March 1996.
- [2] W. Feng, F. Jahanian, and S. Sechrest, "An Optimal Bandwidth Allocation Strategy for the Delivery of Compressed Pre-recorded video," in ACM/Springer-Verlag Multimedia Systems Journal, 1997.
- [3] D. Ye, Z. Xiong, H. Shao, Q. Wu and W. Zhu, "Wavelet-based Smoothing and Multiplexing of VBR Video Traffic," in GLOBECOM'01, Vol.3, 2001, pp.2060-2064
- [4] S. C. Liew and H. H. Chan, "Lossless Aggregation: a Scheme for Transmitting Multiple Stored VBR Video Streams over a Shared Communications Without Loss of Image Quality," IEEE Journals on Selected Areas in Communications, Vol.15, No.6, pp.1181-1189, Aug. 1997
- [5] B. G. Haskell and A. R. Reibman, "Multiplexing of Variable Rate Encoded Streams," IEEE Trans. on Circuits and Systems for Video Technology, vol.4, no.4, Aug. 1994.
- [6] ISO/IEC JTC1/SC29/WG11, "ISO/IEC 13818-1: International Standard," April 1995.
- [7] A. R. Reibman and B. G. Haskell, "Constraints on Variable Bit Rate Video for ATM Networks," IEEE Trans. on Circuits and Systems for Video Technology, vol.2, no.4, pp.361-371, Dec. 1992.
- [8] 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.

[9] Viktor Varsa and Marta Karczewicz, "Long Window Rate Control for Video Streaming," in Proc. of the 11th International Packet Video Workshop, (Kyungju, Korea, May 2001) pp.154-159

김진수(Jin-Soo Kim)

정회원



1991년 2월 : 경북대학교
전자공학과 (공학사)
1993년 2월 : 한국과학기술원
전기및전자공학과 (공학석사)
1998년 8월 : 한국과학기술원
전기및전자공학과 (공학박사)
1995년 5월~2000년 3월 : 삼

성전자 선임연구원

2000년 3월 ~ 현재 : 국립한밭대학교 정보통신컴퓨터공학부 조교수

<주관심분야> 멀티미디어 다중화및통신, 패킷 비디오, transcoding, UMA/Video Streaming

유국열(Kook-Yeol Yoo)

정회원



1991년 2월 : 경북대학교
전자공학과 (공학사)
1993년 2월 : 한국과학기술원
전기및전자공학과 (공학석사)
1998년 8월 : 한국과학기술원
전기및전자공학과 (공학박사)
1995년 5월~2001년 3월 : 삼성

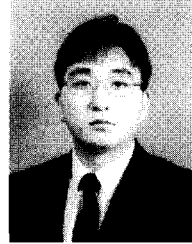
전자 책임연구원

2001년 4월~2001년 3월 : 영남대학교 전자정보공학부 학부 전임강사

2001년 3월 ~ 현재 : 영남대학교 전자정보공학부 조교수

<주관심분야> 영상압축 및 스트리밍, 패킷비디오, 이동멀티미디어통신

이문노(Moon-Noh Lee)



1991년 2월 : 경북대학교
전자공학과 (공학사)
1993년 2월 : 한국과학기술원
전기및전자공학과 (공학석사)
1998년 8월 : 한국과학기술원
전기및전자공학과 (공학박사)
1995년 12월~2001년 8월 : 삼

성전자 책임연구원

2001년 9월 ~ 현재 : 동의대학교 컴퓨터·소프트웨어공학부 전임강사

<주관심분야> Video Streaming, 광저장장치제어, 로봇공학, 통신제어이론