

멀티캐스트를 이용한 VoD 서비스망의 성능 분석

정회원 백남균*, 정수환*, 민병준**

An analysis on the network performance for VoD services using multicast

Namkyun Baik*, Souhwan Jung*, Bungjun Min** *Regular Members*

요 약

VoD 서비스를 제공하기 위해서는 대용량의 저장매체와 전송대역이 필요하며 이를 위해서는 막대한 네트워크 구축비용이 필요하다. 이러한 VoD 서비스 구축비용을 줄이기 위한 방법으로 분산 서버 시스템, 멀티캐스트, 프로그램 caching, 스트림 sharing 등에 관한 연구가 현재 활발히 진행되고 있다.

본 논문에서는 VoD 스트림을 멀티캐스트로 서비스하기 위한 결정기준과 대역폭 감소비용을 도출하였으며, 멀티캐스트를 이용한 VoD 서비스 시 감소하는 선로 대역폭, 서버의 내부 대역폭과 증가하는 버퍼 용량과의 관계를 분석하여 멀티캐스트의 적용 타당성과 망 구축비용의 감소폭을 비교하였다. 따라서, 본 연구결과는 멀티캐스트를 이용한 VoD 서비스 제공에 적합한 경제적인 선로 설계와 노드 설계에 활용될 수 있을 것으로 기대된다.

ABSTRACT

A huge storage and broad bandwidth are required to provide subscribers with VoD services. Hence, there is a huge amount of cost in establishing networks for VoD services. To determine how to reduce the cost, a number of studies involving such as distributed server systems, multicasting, program caching, stream sharing, are currently in progress.

In this paper, a request criterion for multicast service and the ratio of required bandwidth for unicast to multicast are generated. The effect of multicast service on network bandwidth, server bandwidth, and buffer size was analyzed and validated through computer simulation.

The results of this study could be applied to efficient designing networks for VoD services.

I. 서론

지난 몇 년 동안, MPEG 표준과 ATM 기술을 이용한 디지털 비디오 기술의 발달은 원격 화상회의, 대화형 학습, 멀티미디어 전자 메일, VoD 등과 같은 다양한 멀티미디어 서비스를 가능하게 하였다. 그 중에서도 VoD 서비스는 가장 많은 관심의 대상

이 되고 있는 영상 서비스이다. 하지만, MPEG 표준으로 제공되고 있는 VoD 서비스망에서 수천 혹은 수만의 동시 접속 가입자들을 서비스하기 위해서 필요한 방대한 전송대역과 저장매체 용량은 망 구축 비용에 있어서 가장 큰 부분을 차지한다. 따라서, 전송대역과 저장매체 용량을 감소시켜 망 구축 비용을 줄이기 위해 분산 서버 시스템, 멀티캐스트, 프로그램 caching, 스트림 sharing 등과 같은 기술

* 숭실대학교 정보통신전자공학부 연구실(namkyun@hcnlsvr.soongsil.ac.kr)

** SK 텔레콤 중앙연구소

논문번호 : 99467-1124, 접수일자 : 1999년 11월 24일

* 본 연구는 한국과학재단 핵심연구과제(981-0915-074-2) 지원으로 수행되었습니다

의 적극적인 활용이 요구되어 지고 있다^[1]. 이중 멀티캐스트를 이용한 방법으로는 여러 가지 batching 시스템들이 있다^[2].

MQL(Maximum Queue Length)방식에서는 request 들이 각각의 영화 큐에 저장되어 해당 영화의 batching 큐가 채워졌을 때 멀티캐스트를 한다. 따라서, 대역폭은 줄일 수 있지만 각각의 batching 큐 크기와 인기도에 따른 start-up delay가 존재하게 된다.

FCFS(First Come First Service)방식에서는 모든 request들은 하나의 큐에 저장되어 batching 큐가 채워졌을 때 multicast를 한다. MQL에 비해 서비스 확률과 start-up delay가 인기도에 관계없이 일정하지만 대역폭 감소율은 떨어진다.

FCFS-*n* 방식은 FCFS 방식의 확장형으로 *n* 개의 인기있는 영화에 대해 따로 스트림을 지정하여 일정한 batching time 마다 멀티캐스트를 하는 방식이다. 따라서, *n* 개의 영화에 해당되는 request들은 평균적으로 batching time/2 시간마다 서비스되어 대역폭을 줄일 수 있지만 여전히 평균 batching time/2 시간만큼의 start-up delay가 남아있게 된다. 이와 같이 위의 3가지 방식이 모두 가지고 있는 start-up delay라는 단점을 제거시키기 위해 SRMDRU(Single Rate Multicast Double Rate Unicast)라는 방식이 제안되었다^[3]. 이 방식은 VoD 서비스 요청시 double rate의 유니캐스트 스트림으로 바로 서비스를 시작함과 동시에 앞서의 멀티캐스트 그룹에 가입하기 위한 데이터를 버퍼에 전송 받은 후 single rate의 멀티캐스트 스트림으로 서비스하여 start-up delay를 제거시킨 방식으로 QoS 면에서 가장 우수한 방식이라 할 수 있겠다.

이에 따라 본 논문에서는 SRMDRU 방식을 이용하여 스트림을 멀티캐스트 하기 위한 결정기준과 대역폭 감소비율을 정의하고 이에 따라 변화하는 선로대역폭, 서버의 내부 대역폭, 버퍼 용량과의 관계를 분석하여 멀티캐스트 VoD 서비스에서 감소된 선로, 노드대역폭과 추가되는 버퍼량을 구하는 데 초점을 둔다.

이 논문의 구성은 다음과 같다. II장에서는 멀티캐스트를 이용하기 위한 조건과 요소들을 정의하고 III장에서는 망구성과 적절한 대역폭 할당에 대하여 논의하며 IV장 실험 결과 및 토의에서는 할당된 대역폭을 적용 유니캐스트와 비교하여 멀티캐스트의 적용타당성을 알아보고 V장에서 마지막으로 결론을 정리한다.

II. 대역폭 감소비율, 멀티캐스트 결정기준과 버퍼크기

이 장에서는 SRMDRU 방식을 이용 시 영화 당 소요되는 최대 대역폭, 대역폭 감소비율과 멀티캐스트로 서비스하기 위한 결정기준을 계산하고 데이터를 저장할 버퍼 용량을 구한다. 먼저 SRMDRU 방식 적용의 단순화를 위해 한 영화의 batching time (*W*)안에는 일정한 시간간격(*x*: 멀티캐스트 스트림 제공시점과 처음으로 들어온 request와의 시간차)으로 β 개의 request가 그림 1 과 같이 분포되어 있으며 각 batching time마다의 request 분포 모양은 동일하다고 가정한다^[4].

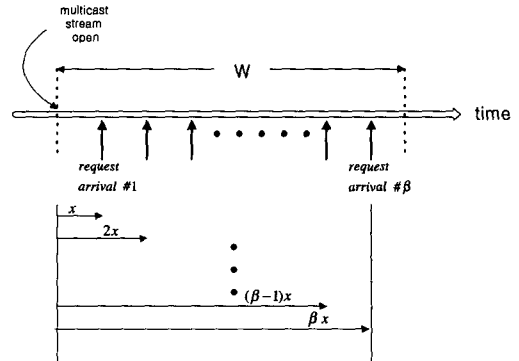


그림 1. Batching time 내의 request 분포

그리고 이 논문에서 사용될 기호의 의미는 다음과 같다.

U : 최대 동시 접속 사용자 수

S : 서비스할 영화의 총 수

L : 영화길이 (sec)

z(i) : Zipf's law (*i* 번째 영화의 인기도)

$$= X/i, \quad X = 1 / \sum_{i=1}^S (1/i)$$

W : batching time (sec)

λ_i : *i* 번째 영화의 평균 입력률

$$(\text{poisson process}) = \frac{U \times z(i)}{L}$$

N : 영화당 batching slot 수

$$(\text{멀티캐스트 스트림 수}) = \frac{L}{W}$$

C : 유니캐스트 대역폭,

SRMDRU 멀티캐스트 대역폭 (bits/s)

2*C* : SRMDRU 유니캐스트 대역폭 (bits/s)

B_{movie} : MPEG-II 스트림 대역폭

β_i : i 번째 영화에 대한 batching time 내의 request 수

$f_i(x)$: pdf of x (i 번째 영화) = $\lambda_i e^{-\lambda_i x}$

\bar{x}_i : request 평균 시간 간격

$$= \int_0^w x f_i(x) dx$$

$$= -e^{-\lambda_i w} (w + \frac{1}{\lambda_i}) + \frac{1}{\lambda_i}$$

β_i^* : 멀티캐스트 결정기준

1. 대역폭 감소 비율

SRMDRU 멀티캐스트를 이용 시 감소되는 대역폭 비율을 구하기 위해서는 우선 최대 소요 대역폭을 구해야 하며 i 번째 영화에 대해서 하나의 batching time내에 들어오는 최대 request의 수 (β_i)는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$\beta_i = \lambda_i \times W \tag{1}$$

β_i 를 처리하는 데 필요한 소요 대역폭은 그림 1에서 처럼 각 request 도착시간에 따른 x 배수시간 만큼만 유니캐스트 스트림을 사용하고 그 시간 이후에는 멀티캐스트 스트림으로 통합되어 사용된 bits량을 구하면 된다. i 번째 영화에 대한 평균 소요 대역폭은 x 를 \bar{x}_i 로 대체하여 다음과 같이 구할 수 있다.

$BW_{mean,i} =$

$$[(\bar{x}_i)(2C) + (2\bar{x}_i)(2C) + \dots + (\beta_i \bar{x}_i)(2C)] + [(L)(C)] \tag{2}$$

우변의 첫 번째 항은 유니캐스트 스트림으로 서비스하는 대역폭이고, 두 번째 항은 멀티캐스트 스트림으로 서비스하는 대역폭이다. 최대 소요 대역폭을 구하기 위해서는 인접한 두 개의 slot 간에 중첩되는 최대 유니캐스트 스트림과 멀티캐스트 스트림의 수를 구하면 된다. 먼저 i 번째 영화에 대한 최대 유니캐스트 스트림 수는 다음처럼 표현된다.

$N_{max,U_i} =$

$$\max \left[\sum_{i=1}^k \{ u(t - i\bar{x}_i) - u(t - 2i\bar{x}_i) \} + \{ u(t - (i\bar{x}_i + W)) - u(t - (2i\bar{x}_i + W)) \} \right]$$

식 우변의 첫 번째 항은 첫 번째 batching time slot 내에서 발생된 유니캐스트 스트림이고 두 번째 항은 다음 batching time slot 내에서 발생된 유니캐스트 스트림이다. 한 request에 대한 유니캐스트 스트림의 사용기간은 최대 $2W$ 를 초과할 수 없음을 그림 1에서 쉽게 알 수 있으므로 한 slot 내에서 발생한 유니캐스트 스트림의 영향범위는 다음 slot 내로 한정된다. 따라서 최대 대역폭을 필요로 하는 구간은 두 번째 slot에서의 $\beta_i - 1$ 번째와 β_i 번째 request 사이임을 알 수 있으며 다음과 같이 간략하게 표현될 수 있다.

$$N_{max,U_i} = \left\lceil \frac{\beta_i}{2} \right\rceil + 1 \tag{3}$$

i 번째 영화에 대해서 중첩되어지는 최대 멀티캐스트 스트림의 수는 영화 길이에 대해 batching time으로 나눈 수로 나타난다.

$$N_{max,M_i} = \frac{L}{W} \tag{4}$$

위의 두식에 각각 SRMDRU 유니캐스트 대역폭과 멀티캐스트 대역폭을 곱하여 합하면 SRMDRU 방식으로 i 번째 영화를 서비스하기 위해서 필요한 최대 소요 대역폭을 다음과 같이 나타낼 수 있으며

$$BW_{max,i} = \left(\left\lceil \frac{\beta_i}{2} \right\rceil + 1 \right) \times 2C + \left(\frac{L}{W} \right) \times C \tag{5}$$

일반적인 유니캐스트와 비교하여 SRMDRU 멀티캐스트시 필요한 대역폭의 감소비율을 다음처럼 나타낼 수 있다.

$$R_{BW,i} = 1 - \frac{\left(\left\lceil \frac{\beta_i}{2} \right\rceil + 1 \right) \times 2 + \frac{L}{W}}{\beta_i \times \frac{L}{W}} \tag{6}$$

우변의 두번째항은 일반적인 유니캐스트시의 소요 대역폭에 대한 SRMDRU 멀티캐스트시 최대 소요 대역폭의 비율을 나타낸다.

2. 멀티캐스트 결정 기준

멀티캐스트는 스트림의 request가 많은 경우에만 해야한다는 것은 당연하다. Request가 적은 스트림에 대한 멀티캐스트는 멀티캐스트 스트림이 reserv-

ed 되기 때문에 대역폭의 낭비를 가져 올 수 있다. 따라서 멀티캐스트를 하기 위한 최소의 request (β_i^*) 기준은 멀티캐스트시 필요 bits량과 유니캐스트시 필요 bits량의 등가식으로 부터 구할 수 있다.

$$[(\bar{x}_i)(2C) + (2\bar{x}_i)(2C) + \dots + (\beta_i^* \bar{x}_i)(2C)] + [(L)(C)] = \beta_i^* \times C \times L$$

$$\beta_i^* = \frac{-(\bar{x}_i - L) - \sqrt{(\bar{x}_i - L)^2 - 4\bar{x}_i L}}{2\bar{x}_i} \quad (7)$$

이와 같이 한 영화에 대한 β_i 가 β_i^* 보다 크게 될 경우에만 멀티캐스트 시 대역폭의 이득을 얻을 수 있다.

3. 버퍼 크기 산출

앞서 언급한 것처럼 SRMDRU 적용시 start-up delay를 없애기 위해서 각 request에 대해서 STB마다 버퍼가 필요하게 된다. 버퍼의 필요는 망 구축비용을 증가시키게 된다. 이러한 증가폭을 감소시키기 위해서 STB마다 π 만큼의 버퍼를 배분하는 대신에 Headend(Access Node)에서 접속된 STB마다 평균 버퍼량 $W/2$ 만큼을 동적으로 할당하여 버퍼량을 줄일 수 있다⁵⁾. 버퍼는 하나의 request 요청 시부터 서비스가 끝날 때까지 존재하므로 i 번째 영화에 대한 필요 버퍼량은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$B_i = \frac{L}{W} \times \sum_{j=1}^{\beta_i} (j \bar{x}_i)$$

$$= \frac{L(\lambda_i W + 1)}{2} \times [- e^{-\lambda_i W} (\lambda_i W + 1) + 1] \quad (8)$$

위의 식은 i 번째 영화에 대해 영화길이(L)내에 들어오는 모든 request들을 수용하기 위한 버퍼크기이다. 즉, 각 batching time slot 내 β_i 개의 request들을 L/W 배만큼 처리할 수 있는 버퍼크기이다.

III. 대역폭 할당과 버퍼량 산출

1. 망구조와 프로그램 캐싱

망구성 분석을 단순화시키기 위해 논리적인 망 구조를 그림 2 와 같이 balanced r -ary 트리라고 가정하였다. 각각의 노드는 교환기를 나타내며 영화를 저장할 수 있는 서버를 가지고 있다. 노드와 노드 사이를 선로라고 하며 마지막 준위의 노드는 Headend로 연결된다.

Root 준위를 0, 마지막 준위를 F 준위라 정의하고 f 번째 준위에서 하향 스트림방향의 선로를 f 준위 선로라고 하였다. Headend 의 총합을 H , Headend 당 사용자를 n 이라 나타내면 Headend 의 수, Headend 당 사용자 수, 최대 동시 접속 사용자 수 그리고 마지막 준위의 관계는 식 (9)와 같이 나타낼 수 있다⁶⁾.

$$n = \frac{U}{H} = \frac{U}{r^F} \quad (9)$$

Balanced 트리 구조를 가진다고 정의했기 때문에 각 준위 선로들은 모두 동일한 전송 대역폭을 가지며 j 선로와 $f-1$ 선로의 논리적인 전송대역의 비는 동일한 비율 (α)을 가진 망구조라 가정하면 α 는 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$\alpha = \frac{B_{f-1}}{B_f} \quad (10)$$

여기에서 B_f 은 f 준위의 선로 전송대역이다⁷⁾.

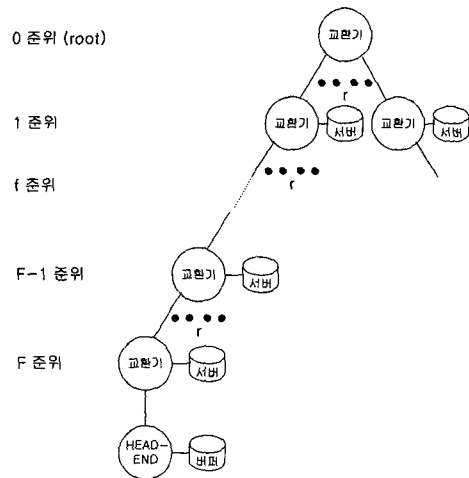


그림 2. 트리 구조를 갖는 분산망

이러한 분산 서버 시스템에서는 인기도가 높은 영화일수록 사용자층에 가까운 서버에 저장하는 방법이 가장 효과적이다⁸⁾. 따라서 Zipf's law를 이용한 영화의 저장 위치는 다음과 같으며

$$\sum_{i=1}^j \alpha(i) = 1 - \left(\frac{\alpha}{r}\right)^{r-j+1} \quad (11)$$

j 준위 이하에 누적되어 저장된 영화의 마지막 순위는 i_j 임을 나타낸다.

2. 선로 대역폭

앞서 정해진 망구조에 SRMDRU 멀티캐스트를 적용 시 대역폭의 변화를 비교하기 위해 유니캐스트만으로 구성된 각 선로의 대역폭은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$\begin{aligned}
 & BW_{link,U} (f \text{ level}) \\
 &= \frac{U}{r^{f+1}} \times B_{movie} \times \left[\sum_{i=i_{f+1}+1}^{i_f} z(i) \right] \quad (12) \\
 &+ [BW_{link,U} (f - 1 \text{ level}) / r]
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 & BW_{link,U} (F \text{ level}) \\
 &= \frac{U}{r^F} \times B_{movie} \times \left[\sum_{i=1}^{i_F} z(i) \right] \quad (13) \\
 &+ [BW_{link,U} (F - 1 \text{ level})]
 \end{aligned}$$

식 (12)와 식 (13)이 다른 이유는 그림 2 처럼 마지막 노드에서는 상위의 전송 대역폭이 r 로 나누어지지 않고 그대로 하위로 전송되고 $F-1$ 준위와 F 준위에 접속된 사용자수는 동일하기 때문이다.

SRMDRU 멀티캐스트 적용 시 각각의 서버에 있는 영화는 β_i^* 에 따라 멀티캐스트 그룹과 유니캐스트 그룹으로 나누어 질 것이다. 유니캐스트 그룹은 서버 접속자수와 인기도에 따라 B_{movie} 를 할당하면 되지만 멀티캐스트 그룹은 스트림을 공유하므로 스트림에 대한 request 수 즉, 인기도를 줄인다고 생각할 수 있다. 따라서 할당되어 지는 대역폭은 멀티캐스트 그룹내의 영화에 대해 식 (6)을 이용하면 감소되어 진다.

$$\begin{aligned}
 & BW_{link,M} (j \text{ level}) \\
 &= \frac{U}{r^{j+1}} \times B_{movie} \\
 &\times \left[\sum_{i=i_{j+1}+1}^{M_j} (z(i) \times (1 - R_{BW,i})) + \sum_{i=M_{j+1}}^{i_j} z(i) \right] \\
 &+ [BW_{link,M} (j - 1 \text{ level}) / r] \quad (14)
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 & BW_{link,M} (F \text{ level}) \\
 &= \frac{U}{r^F} \times B_{movie} \\
 &\times \left[\sum_{i=1}^{M_F} (z(i) \times (1 - R_{BW,i})) + \sum_{i=M_{F+1}}^{i_F} z(i) \right] \\
 &+ [BW_{link,M} (F - 1 \text{ level})] \quad (15)
 \end{aligned}$$

M_j : 멀티캐스트 그룹에 속하는 마지막 영화 순위

각 식의 첫 번째 괄호는 그 서버에서 서비스하는 사용자 수에 따른 대역폭이며 두 번째 괄호는 상위 준위의 스트림을 하위 준위로 전달하는 대역폭이다. 식 (14)와 식 (15)가 다른 이유는 앞서와 마찬가지로 마지막 노드에서는 상위의 전송 대역폭이 r 로 나누어지지 않고 그대로 하위로 전송되고 $F-1$ 준위선로와 F 준위선로에 접속된 사용자수가 동일하기 때문이다.

3. 서버 대역폭

f 준위에 저장된 영화의 순위는 식 (11)에 의해서 $i_{f+1}+1$ 번째부터 i_f 까지이며 f 준위의 서버에서 서비스해야 할 사용자 수는 $\frac{U}{r^f}$ 이다. 그리고 한 영화 당 하나의 디스크에 저장된다고 하면 각 디스크에 대한 유니캐스트 시 서버 대역폭은 서비스 사용자 수, 인기도와 B_{movie} 의 곱으로 표현되어 질 수 있다⁹⁾.

$$BW_{disk,U}(i) = \frac{U}{r^f} \times z(i) \times B_{movie} \quad (16)$$

따라서, f 준위 각 서버의 총 대역폭은

$$BW_{disk,U}(f \text{ level}) = \sum_{i=i_{f+1}+1}^{i_f} BW_{disk,U}(i) \quad (17)$$

로 표현된다. SRMDRU 멀티캐스트 적용시의 서버 대역폭은 선로 대역폭 계산과 비슷하게 $1 - R_{BW,i}$ 를 멀티캐스트 되는 그룹의 영화에 적용하여 다음처럼 나타낼 수 있다.

$$BW_{disk,M}(i) = \frac{U}{r^f} \times z(i) \times B_{movie} \times (1 - R_{BW,i}) \quad (18)$$

따라서, SRMDRU 멀티캐스트 시 f 준위 각 서버의 총 대역폭은 다음과 같다.

$$\begin{aligned}
 & BW_{disk,M} (j \text{ level}) \\
 &= \sum_{i=i_{j+1}+1}^{M_j} BW_{disk,M}(i) + \sum_{i=M_{j+1}}^{i_j} BW_{disk,U}(i) \quad (19)
 \end{aligned}$$

3. Headend에 요구되는 버퍼량

SRMDRU 멀티캐스트시 데이터를 저장하기 위해 각 영화마다 식 (8)만큼의 버퍼량을 필요로 한다. 그러므로 각각의 Headend에 저장되어야 하는 각 영화 당 버퍼량은 Headend 개수에 의해 나누어 나

타낼 수 있다.

$$B_{i,HE} = \frac{B_i}{r^F} \quad (20)$$

따라서 각 Headend가 가져야 할 총 버퍼량은 다음과 같이 주어진다.

$$B_{HE} = \sum_{i=1}^{M_f} B_{i,HE} \quad (21)$$

IV. 실험 결과 및 토의

1. Request 수에 따른 대역폭 감소 비율

멀티캐스트는 스트림의 request 수(β)가 많은 경우에만 해야한다는 것은 당연하다. β 가 클수록 스트림 공유가 증가하기 때문이다. 따라서 이번 실험에서는 영화길이(L)를 6000으로 batching time(\mathbb{N})을 240으로 고정시키고 한 batching time 내의 β 에 따른 대역폭 감소비율($R_{BW,i}$)을 구하였다. 예상대로 β 가 증가할수록 감소비율이 커짐을 알 수 있고 β 가 한 개 이하인 경우에는 SRMDRU의 reserved 스트림으로 인해 대역폭이 낭비될 수 있음을 그림 3에서 보여준다.

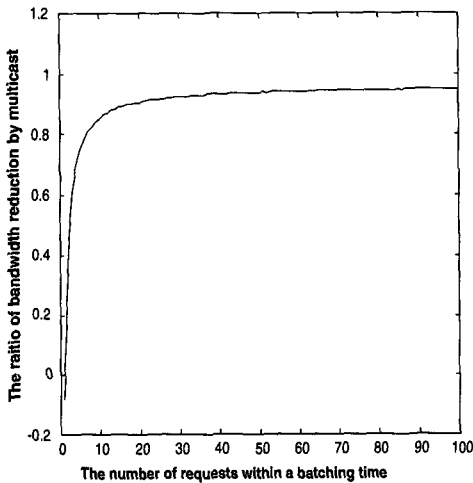


그림 3. Request 수에 따른 대역폭 감소비율

2. 최대 동시 접속 사용자 수에 따른 순위별 선로 대역폭 변화

멀티캐스트에 의한 대역폭 감소를 알아보기 위해 전체 저장 영화수(S)를 1000편으로, 영화당 전송대역(B_{movie})을 6Mbps, 영화길이(L)를 6000으로,

전체 순위 크기($F=9$)를 10으로, 가지수(r)를 2로 그리고 batching time(\mathbb{N})은 240으로 고정시키고 최대 동시 접속 사용자 수(U)를 변화시켜 각 순위의 선로 당 대역폭을 조사하였다. 최대 동시 접속 사용자 수가 1000000인 경우에는 9 순위의 10 번째 영화까지 멀티캐스트되며 10000000인 경우에는 8 순위의 208 번째 영화까지 멀티캐스트 된다.

예상대로 멀티캐스트인 경우에 스트림 공유에 의해 유니캐스트보다 적은 선로 대역폭이 필요함을 나타내고 있다. 즉, 최대 동시 접속 사용자수가 1000000인 경우에는 9 순위의 약 1/5정도의 영화가 멀티캐스트 되어 대역폭을 줄이지만 최대 동시 접속 사용자 수가 10000000인 경우에는 9 순위의 모든 영화가, 그리고 8 순위의 약 1/3 정도의 영화가 멀티캐스트 되어 각 순위의 대역폭을 줄인다. 최대 동시 접속 사용자수가 10000000인 경우 8 순위에 비해 9 순위의 대역폭 감소율이 큰 이유는 멀티캐스트 그룹의 점유비율과 영화의 λ_i 가 8 순위보다 크기 때문이며 9 순위에서 대역폭이 증가하는 이유는 식 (14)와 달리 F 순위에서는 식(15)와 같이 위 순위의 대역폭을 r 로 나누지 않고 그대로 전달하기 때문이다.

또한 최대 동시 접속 사용자 수가 증가할수록 멀티캐스트 그룹에 속한 영화 수가 증가할 것이므로 스트림 공유가 증가한다. 따라서 최대 동시 접속 사용자 수가 증가할수록 멀티캐스트가 해당되는 순위에서의 대역폭 감소 비율이 커짐을 그림 4에서 나타낸다.

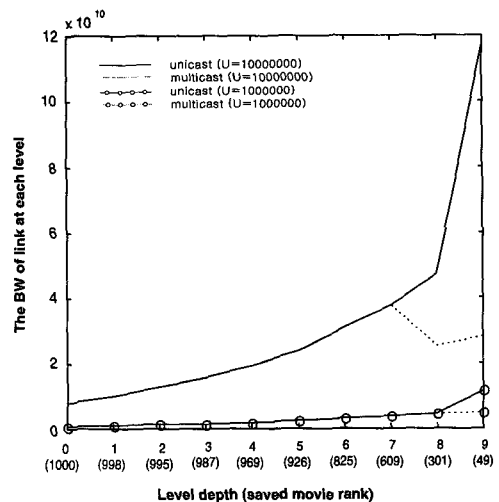


그림 4. 각 순위별 선로 대역폭

3. 최대 동시 접속 사용자 수에 따른 서버 내부 대역폭 변화

최대 동시 접속 사용자 수에 따른 서버 대역폭 변화는 선로 대역폭 변화와 비슷하게 분석될 수 있다. 멀티캐스트 그룹의 영화는 식 (6)에 의해 서버 대역폭을 감소시킨다. 하지만 선로 대역폭 변화와는 다르게 F 준위에서도 계속적으로 대역폭이 감소됨을 알 수 있다. 이는 서버 대역폭은 각 준위마다의 저장된 영화만을 서비스하므로 전달되어지는 대역폭 (식 14,15)이 필요 없기 때문이다. 또한 0 준위에서 대역폭이 증가된 이유는 식(11)에 의해 남아있는 모든 영화가 root 준위에 저장되기 때문이다.

멀티캐스트 되는 서버 대역폭의 감소비율은 각 준위의 멀티캐스트 그룹의 전체 λ 에 비례한다. 따라서 최대 동시 접속 사용자 수가 증가할수록 멀티캐스트 그룹에 속한 영화 수가 증가하고 멀티캐스트 그룹의 전체 λ 를 증가시켜 스트림 공유가 증가하므로 하위 준위일수록 서버 대역폭의 감소비율이 커짐을 그림 5 에서 보여준다

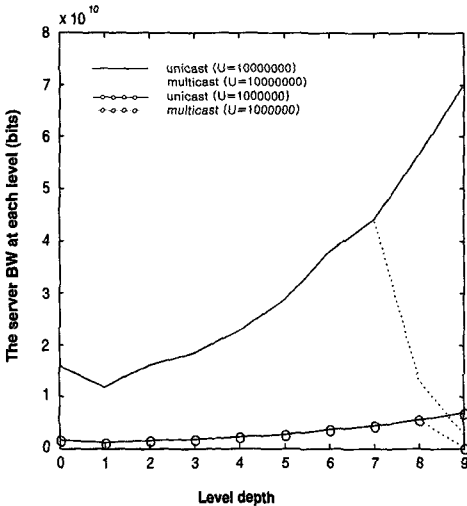


그림 5. 각 준위별 서버 내부 대역폭

4. 영화당 필요 버퍼량 변화

SRMDRU 방식을 이용한 멀티캐스트에서는 멀티캐스트 그룹에 가입하기 위해 멀티캐스트 시작 시점과 request 시점의 간격을 보상하기 위한 데이터를 저장할 버퍼가 필요하다. 이때 요구되어지는 버퍼량은 식 (8)에 의해서 λ , (인기도)와 W (batching time)에 따라 달라짐을 알 수 있다. W 를 240으로 고정시킨 경우, λ , 는 인기도와 최대 동시 접속 사용자 수에 비례하므로 역시 인기도가 하락하고 최

대 동시 접속 사용자 수가 감소할수록 버퍼의 양은 지수적으로 감소함을 그림 6-a 에서 알 수 있다. 즉, request 수가 감소할수록 보상받아야 하는 데이터의 양이 적어지기 때문이다.

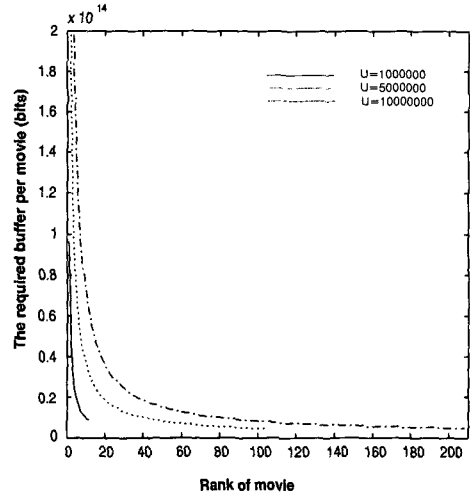


그림 6-a. U 변화에 따른 영화당 필요 버퍼량

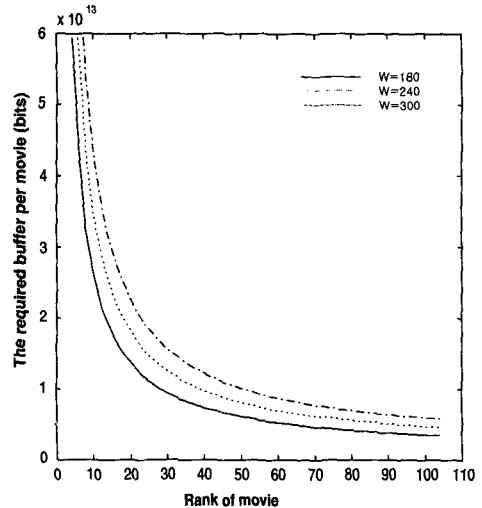
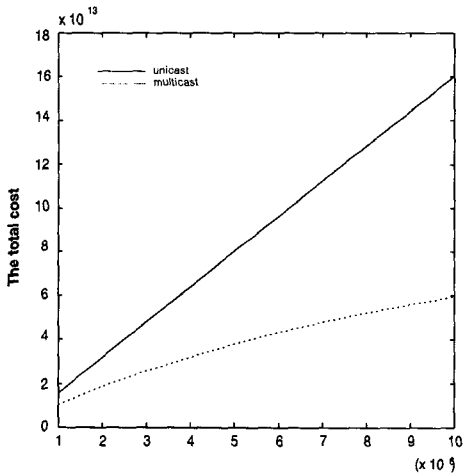


그림 6-b. W 변화에 따른 영화당 필요 버퍼량

또한, W (batching time)가 변화하는 경우에는 W 가 증가할수록 한 batching time slot내의 각 request들이 유니캐스트로 서비스 받는 시간이 증가하므로 보상받아야 하는 데이터의 양이 증가하게 된다. 시뮬레이션에서는 최대 동시 접속자 수 ($U=5000000$)를 고정시키고 W 에 따른 버퍼량의 변화를 알아보았다. 앞서의 설명처럼 W 가 증가할수록 식 (8)에 의해 버퍼량이 증가함을 그림 6-b 에서 보여준다.

5. 최대 동시 접속 사용자 수에 따른 전체 망 구축 비용 비교

최대 동시 접속 사용자수에 따른 멀티캐스트 적용 타당성을 알아보기 위하여 전체 망 구축비용을 비교하기로 한다. 멀티캐스트 시 감소된 대역폭과 생성된 버퍼량은 이 논문에서 정의한 값으로 비용을 산출하였다. 그림 7 에서 알 수 있듯이 유니캐스트 시 최대 동시 접속 사용자 수의 증가는 유니캐스트 스트림을 증가시켜 전체 비용이 선형적으로 증가함을 보여준다. 하지만 멀티캐스트인 경우에는 최대 동시 접속 사용자 수가 증가할수록 스트림 공유가 증가하기 때문에 대역폭 감소효과(그림 4,5)가 증가하여 버퍼 비용을 상쇄하고도 비용 감소효과가 나타남을 그림 7 에서 알 수 있다. 따라서 최대 동시 접속자 수가 증가할수록 망 구성 시 사용자당 망 구성 비용이 감소함을 예측할 수 있으며 멀티캐스트를 이용하는 것이 망 구성 비용면에서 타당함을 알 수 있다.



The maximum number of users that can be served simultaneously

그림 7. 최대 동시 접속자 수에 따른 망 구성 비용 비교

참 고 문 헌

[1] R. Cohen and Y. H. Chang, "Video-On-Demand Session Management," *IEEE J. Select. Areas In Communi- cations*, vol. 14, no. 6, pp. 1151-1161, August 1996.

[2] A. Dan, D. Sitaram, and P. Shaha- buddin, "Dynamic batching policies for an on-demand video server," *Multi- media Systems*, vol. 4, pp. 112-121, 1996.

[3] W. F. Poon and K. T. Lo, "Design of multicast delivery for providing VCR functionality in interactive video-on- demand systems," *IEEE Transactions on Broadcasting*, vol. 45 no. 1, pp. 141-148, March 1999.

[4] W. F. Poon and K. T. Lo, "New batching policy for providing true Video-On- Demand (T-VoD) in multicast system," *IEEE Inter- national Conference on Communications*, vol. 2, pp. 983-987, June 1999.

[5] W.J.Liao, and V. O.K. Li, "The split and merge protocol for interactive video- on-demand," *IEEE Multimedia*, pp. 51-62, Oct- Dec. 1997.

[6] J-P. Nussbaumer. B. V. Pater, F. Scha- ffa, and F.P.G. Sterbenz, "Networking requirements for interactive video on demand," *IEEE J. Select. Areas In Communications*, vol. 13, no 5. pp 779-787, June 1995.

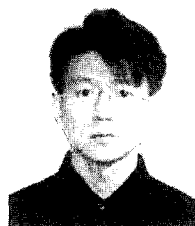
[7] C. C. Bisdikian and B. V. Patel, "Issues on movie allocation in distributed video-on-demand systems," *IEEE International Confer- ence on Communi- cations*, pp 250-255, 1995.

[8] Scott A. Barnett and Gary J. Anido, "A cost comparison of distributed and centralized approaches to video-on- demand," *IEEE J. Select. Areas In Communications*. vol. 14, no. 6, pp 1173-1183, August 1996.

[9] 정 승욱, 정 수환, "대화형 VOD 서비스 구축을 위한 네트워크 구조 설계 및 분석," *한국 통신학 회논문지*, 제 24 권, 제 6B7 호, pp. 1080-1087, 1999.

백 남 균(Namkyun Baik)

학생회원



1998년 2월 : 송실대학교 전자 공학과 졸업(학사)
1999년 3월~현재 : 송실대학교 정보통신 전자공학부 대학원 석사과정

정 수 환(Souhwan Jung)

정회원



1985년 2월: 서울대학교 전자
공학과(학사)

1987년 2월: 서울대학교 전자
공학과(석사)

1996년 2월: University of
Washington
전기공학과(박사)

1988년~1991년: 한국통신 연구개발단

1996년~1997년: Stellar One Corporation(미국)

1997년~현재: 숭실대학교, 정보통신전자공학부
조교수

<주관심 분야> 초고속통신망, 네트워크보안, 멀티미
디어 통신

민 범 준(Bungjun Min)

정회원



1985년 2월: 서울대학교 전자
공학과(학사)

1987년 2월: 한국과학기술원
(KAIST) 전기 및 전자
공학과(석사)

1987년~1993년: 한국과학기술원
(KAIST) 전기 및 전자
공학과(박사)

1987년~1997년: (주) 디지콤 정보통신연구소 책임
연구원

1997년~현재: SK 텔레콤 중앙연구소 수석연구원

<주관심 분야> 적응필터, 디지털 신호처리, 멀티미
디어 통신