

수신자의 상이함을 고려한 멀티캐스트 그룹 스케줄링 알고리즘

正會員 우 희 경*, 김 종 권**

A Multicast Group Scheduling Algorithm for Heterogeneous Receivers

Heekyoung Woo*, Chong-Kwon Kim** *Regular Members*

※본 논문은 과학재단의 핵심전문 연구과제(과제번호: 961-0905-027-1) 연구비에 의해 연구되었음.

요 약

전송 속도가 재생 속도보다 빠른 통신망 환경에서 저장-재생 방식을 이용하여 멀티캐스팅 기회를 동적으로 생성해 멀티미디어 리트리벌 서비스의 효율을 높일 수 있다. 본 논문에서는 멀티캐스트 전송에서의 상이한 수신자 환경을 고려한 멀티캐스트 그룹 스케줄링 방법인 MTS(Maximum Throughput Scheduling) 알고리즘을 제안하였다. 이 방법은 수신자까지의 대역폭을 최대한 이용하는 단대단 전송을 반복하는 방식과 멀티캐스트 전송을 이용하여 서버의 효율을 높이는 방법을 절충한 것으로 서버의 처리율을 높일 수 있도록 가입자들의 수신율에 따라 멀티캐스트 그룹을 부그룹으로 나누어 실제 처리율이 가장 높은 세그먼트를 선택한다. MTS의 성능을 분석하기 위해 시뮬레이션을 통해 대역폭의 상이함을 고려하지 않은 알고리즘인 EDS(Earliest Deadline Scheduling), MMS(Most Multicasting Scheduling)와 비교하였다. MTS 알고리즘은 가입자들의 수신율이 상이할 때 다른 스케줄링 알고리즘에 비해 우수한 성능을 나타내는 것을 발견하였다.

ABSTRACT

The multicast scheme can improve the efficiency of multimedia retrieval service system, assuming that video transmission speed is faster than the playback rate and the store-and-play scheme. To best exploit the multicast benefits under bandwidth heterogeneous environment, we develop a multicast scheduling algorithm called MTS(Maximum

*순천향대학교 컴퓨터학부
**서울대학교 전산학과
論文番號: 97275-0807
接受日字: 1997年 8月 7日

Throughput Scheduling) which tries to maximize the amount of information transferred at each scheduling with subgrouping method. The MTS method compromises the multiple unicast method and the multicast method with lowest transmission rate. We compare the performance of MTS with that of MMS(Most Multicasting Scheduling) and EDS(Earliest Deadline Scheduling) via computer simulation. The performance results show that the MTS requires less number of service handlers to service the same number of subscribers.

I. 서 론

최근의 통신망 기술의 발전, 저장 장치의 대용량화, 코딩 기술의 향상은 여러 가지 고도화된 멀티미디어 통신 서비스의 제공을 가능하게 하였다. 이 중 주문형 비디오, 디지털 도서관 등과 같은 멀티미디어 리트리벌 서비스는 현재의 망 기술에 의해 제공될 수 있는 매우 응용도가 높은 서비스이다[1]. 멀티미디어 리트리벌 서비스는 다수의 사용자가 몇 개의 프로그램을 선호하는 독특한 패턴을 가진다[2]. 다수의 사용자에게 동일한 정보를 하나씩 전송하는 것보다 멀티캐스트 방식으로 전송하면 서비스 제공 비용을 절감할 수 있다. 여러 연구 개발자들은 리트리벌 형 서비스에 멀티캐스트 전송 방법을 적용하는 기법에 대해 활발히 연구를 진행하여 왔다.

Sincoskie, Gelman, Mok, Almeroth 등은 비디오를 멀티캐스트 전송할 수 있다는 가능성을 지적하고 서비스 구조와 스케줄링 알고리즘을 제안하였으나 멀티캐스팅이 동시에 같은 영화의 동일한 지점을 재생하고 있는 가입자들이 있을 때에만 가능하다고 가정하였다[2, 3, 4, 5, 6]. 다수의 사용자가 인기 있는 프로그램을 동시에 요구하는 사건은 매우 빈번하게 발생하나 같은 시각에 같은 부분의 프로그램을 감상하는 경우는 매우 드물며 따라서 멀티캐스팅 전송이 가능한 사건이 발생할 확률이 매우 낮다. 그러므로 멀티미디어 리트리벌 서비스에 멀티캐스트 전송을 능동적으로 적용하려면 사용자들의 재생 위치가 서로 틀려도 정보를 멀티캐스트해야 한다.

Woo 등은 미래의 가입자망은 압축된 비디오의 정보량보다 훨씬 큰 전송 용량을 가질 것에 착안하여 비디오 전송 시점과 재생 시점을 분리하여 멀티캐스트 전송 기회를 늘린 저장-재생 방식을 제안하였다[10]. 또한, Woo 등은 저장-재생 방식에서 멀티캐스트 전송의 이점을 최대화하기 위해 가입자들에게 보내는

비디오 정보를 결정하는 그룹 스케줄링 알고리즘인 MMS(Most Multicasting Scheduling), EDS(Earliest Deadline Scheduling) 알고리즘을 제안하였으며 이들은 반복적 유니캐스트 전송에 비해 100명의 가입자들이 같은 비디오를 시청하는 경우 2배 정도까지 성능이 우수하다는 것이 밝혀졌다.

이러한 저장-재생 방식과 그룹 스케줄링 알고리즘은 획기적으로 멀티캐스팅 전송 기회를 증가시켰으나 서버와 각 가입자들 사이의 연결이 서로 같은 대역폭을 가진다는 것을 가정하였다. 그러나 하나의 서버를 다수의 클라이언트와 연결하는 멀티캐스트 트리의 가지(branch)들은 일반적으로 서로 다른 대역폭을 가지고 있으며 각 가입자들까지의 가용 대역폭은 시간에 따라 역동적으로 변한다. 수신자의 이질성에 따른 전송을 지원하기 위하여 수신자의 능력에 따라 부그룹으로 나누어 전송하는 방법[7, 8]과 계층적 코딩 방법[9]을 이용하여 전송하는 방법 등이 연구되었다.

가입자들의 가용 대역폭이 시간에 따라 동적으로 변동되어 각 가입자들의 가용 대역폭이 상이한 환경에서 세그먼트를 멀티캐스트할 때 스케줄링 알고리즘은 수신자의 이질성 문제를 고려해야 한다. 가입자들을 하나의 멀티캐스트 그룹으로 하여 전송하면 서비스 처리기가 멀티캐스트 그룹에 속한 가입자들의 최소 대역폭으로 전송하므로 가용 대역폭이 낭비되는 가입자가 많이 발생한다. 반대로 가입자들의 가용 대역폭에 따라 각각 서비스 처리기를 할당하면 많은 서비스 처리기의 수가 요구되며 멀티캐스팅 효과가 없어진다.

본 논문에서는 각 가입자들의 가용 대역폭이 상이한 환경 하에서 멀티미디어 리트리벌 서비스에 멀티캐스트 전송을 적용할 때 서버 전체의 효율을 높일 수 있는 스케줄링 알고리즘인 MTS(Maximum Throughput Scheduling) 알고리즘을 제안하였다. 이를 위하여 서버가 세그먼트를 전송할 때 서버의 처리율을 최

대로 할 수 있도록 가입자 그룹을 부그룹으로 나누는 부그룹 분할 알고리즘을 제안하고 MTS 알고리즘의 성능을 컴퓨터 시뮬레이션을 이용해 EDS, MMS 알고리즘과 비교하였다.

II. 시스템 구조

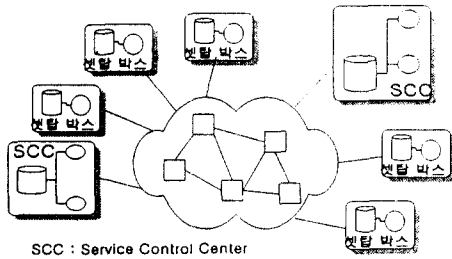


그림 1. 멀티미디어 리트리벌 시스템 구조

멀티캐스트 전송을 이용한 멀티미디어 리트리벌 시스템은 그림 1과 같이 SCC, 셋탑 박스와 이들을 연결하는 스위치, 링크들로 이루어진다. 가입자는 멀티미디어 데이터를 선택하여 SCC에 요청하고 SCC는 데이터를 가입자에게 전송한다. SCC와 셋탑 박스들 사이는 여러 개의 링크들로 연결될 수 있으며 각각의 링크들의 가용 대역폭에 따라 SCC와 셋탑 박스 사이의 가용 대역폭이 결정된다. 예를 들어 SCC에서 셋탑 박스 사이의 연결이 45, 20, 10 Mbps의 대역폭을 갖는 링크로 연결된 경우의 연결 경로의 가용 대역폭은 구성하는 링크의 각 링크의 가용 대역폭의 최소값인 10 Mbps로 결정된다. 각 링크의 가용 대역폭은 통신망의 상황에 따라 역동적으로 변동된다.

하나의 멀티미디어 정보는 다수의 세그먼트로 분할된다. 세그먼트는 멀티캐스트 스케줄링 및 전송의 단위로서 각 세그먼트는 동일한 고정된 시간 길이¹⁾를 갖는다. 일반적인 리트리벌 서비스 방식은 가입자가 당장 필요한 세그먼트만을 가입자 셋탑 박스에 전송할 것이다. 그러나, 저장-재생 방식에서는 어떤 세그먼트가 당장 필요하지 않더라도 미래에 필요한 것이 라면 멀티캐스트 전송의 효율을 높이기 위해 가입자

들에게 전송할 수도 있다. 당장 필요하지 않은 세그먼트는 가입자 셋탑 박스에 일단 저장된 후 재생 시점이 도달하면 그 때 재생된다.

SCC는 멀티미디어 데이터를 저장하는 디스크와 이를 수신하는 가입자 그룹과 세그먼트를 결정하는 스케줄러 등으로 구성된다. 스케줄러는 서비스 중인 가입자들의 현재 재생 지점, 각 가입자까지의 가용 대역폭, 각 셋탑 박스에 이미 수신되어 저장된 세그먼트, 셋탑 박스의 스토리지 용량, 현재 가용 서비스 처리기 수와 같은 정보를 수집, 관리한다. 가입자들은 스케줄링에 필요한 정보를 계속 스케줄러에게 전달하지 않고 스케줄러가 기존의 정보를 이용하여 도출하므로 정보의 포화(implosion)로 인하여 SCC의 부하가 증가하는 문제를 해결한다. 예를 들어 가입자는 자신의 재생 모드를 변경할 때에만 SCC에게 알리면 SCC는 현재 시각과 재생 속도를 알 수 있으므로 현재 어느 세그먼트를 재생하는 지를 추정할 수 있다. 이와 같이 스케줄러는 수집하거나 추정한 정보들을 이용하여 어느 세그먼트를 어느 가입자들에게 전송할 것인지 결정한다.

멀티미디어 리트리벌 서비스에서는 멀티미디어 정보를 끊임 없이 재생하는 것이 매우 중요하다. 따라서 재생 위치와 가까운 세그먼트일수록 중요성이 높아지고 특히 재생 위치에 인접한 세그먼트들을 긴급 세그먼트(critical segment)라고 한다. 긴급 세그먼트는 세그먼트의 크기와 서비스 응답 시간, 그리고 SCC와 셋탑 박스의 성능에 따라 결정된다. 예를 들어 VCR 기능을 제공하는 VOD 서비스의 경우에는 뒤로 재생, 빨리 재생 기능을 제공하기 위해 현재 재생 위치의 앞, 뒤의 한 세그먼트를 긴급 세그먼트로 결정할 수 있다.

SCC에서 가입자들까지 세그먼트를 멀티캐스트할 때 가입자들의 가용 대역폭이 서로 다르므로 여러 개의 멀티캐스트 부그룹으로 분할할 수 있다. 예를 들어 셋탑 박스 C, D, E, F가 동일한 세그먼트를 수신할 수 있고 연결 경로의 가용 대역폭은 각각 20, 20, 15, 10 Mbps라고 가정하자. 첫 번째 방법은 가입자 C, D, E, F를 하나의 멀티캐스트 그룹으로 만드는 것이다. 이 경우 C, D, E, F의 가용 대역폭의 최소값이

1) 압축율이 크게 변화하지 않는다면 동일한 시간 길이를 갖는 각 세그먼트의 데이터 양도 거의 동일할 것이며 따라서 본 논문에서는 각 세그먼트의 데이터 크기도 같다고 가정한다.

10Mbps이므로 전송 속도는 10Mbps로 결정되고 가입자 D와 E의 가용 대역폭은 각각 10Mbps, 5Mbps씩 낭비된다. 두 번째 방법은 가입자 C, D, E, F들의 가용 대역폭에 따라 각각 멀티캐스트 그룹으로 만드는 것이다. 즉, 가입자 C, D를 하나의 부그룹으로 하여 20Mbps 속도로 세그먼트를 전송하고 가입자 E, F를 각각 15Mbps, 10Mbps의 점대점 연결로 세그먼트를 전송한다. 이 때 사용되는 서비스 처리기의 수는 3개로 첫 번째 방법보다 많으나 서비스 처리기가 각각 1/20, 1/15, 1/10 초 후에 반환된다. 세 번째 방법은 첫 번째 방법과 두 번째 방법을 절충하여 전송율에 따라 적당한 수의 부그룹으로 나누어 각각 서비스 처리기를 할당하여 전송하는 방법이다. 예를 들어 C, D, E를 하나의 부그룹으로 하여 15Mbps 멀티캐스트 연결을 설정하여 세그먼트를 전송하고 F를 하나의 부그룹으로 하여 10Mbps 점대점 연결을 설정하여 세그먼트를 전송한다.

Ⅲ. 가입자들의 이질성을 고려한 멀티캐스트 스케줄링 알고리즘

이질적인 가입자를 많이 포함하여 멀티캐스트 그룹 크기를 크게 하면 전송율이 낮아진다는 단점이 있고 반대의 경우에는 멀티캐스트 효과가 없어진다는 단점이 발생하므로 멀티캐스트 그룹 크기와 전송율 사이의 트레이드-오프 관계를 고려하여 적절한 멀티캐스트 그룹을 결정해야 한다. 본 논문에서는 사용하는 서비스 처리기의 갯수를 줄이되 너무 이질적인 가입자들을 하나의 부그룹으로 전송하여 낮은 전송 효율로 서비스 처리기를 오랫동안 사용하지 않도록 하는 스케줄링 알고리즘을 제안한다.

멀티미디어 리트리벌 시스템은 주어진 자원으로 되도록 많은 가입자를 만족시키는 것을 목표로 할 것이다. 이 목표는 멀티캐스트 스케줄링에서 멀티캐스트 그룹의 크기, 각 서비스 처리기의 전송율 또는 각 가입자의 평균 수신율 등으로 반영될 수 있다. 멀티캐스팅 그룹의 크기를 최대화하려는 방법은 각 서비스 처리기의 전송율을 저하시킬 수 있고 각 서비스 처리기의 효율을 최대화하는 방법은 멀티캐스트 그룹의 크기를 작게 만들 수 있으므로 이들을 멀티캐스트 스케줄링 알고리즘의 성능 목표로 하는 것은 부적

절하다고 할 수 있다. 멀티미디어 정보 시스템의 가입자들은 일정양의 정보를 요구하므로 시스템 전체 측면에서 단위 시간 당 각 가입자들이 수신하는 데이터의 양의 합을 최대로 하는 것은 시스템이 지원하는 가입자 수를 최대로 하는 것과 동일하다. 모든 가입자들이 단위 시간 당 수신하는 데이터의 양을 합한 것을 시스템의 처리율이라고 한다. 만약 어떤 서비스 처리기가 r 이라는 전송율로 N 명의 가입자에게 정보를 전송한다면 이 서비스 처리기의 전송량은 $r \cdot N$ 이 되며 C 개의 서비스 처리기가 각각 r_i, N_i 라는 전송율과 가입자 그룹의 크기를 가진다면 시스템의 처리율은 $\sum_{i=1}^C r_i \times N_i$ 가 된다.

긴급 세그먼트를 고려하면서 시스템 처리율을 최대로 하는 멀티캐스트 그룹을 찾는 것은 매우 어려우므로 MTS(Maximum Throughput Scheduling)라는 휴리스틱 알고리즘을 제안하였다. MTS 알고리즘의 단계별 동작은 그림 2와 같다.

그림 2의 단계 1에서는 MTS 알고리즘은 긴급 세그먼트를 기반으로 긴급 멀티캐스트 그룹을 형성하고 단계 2에서는 긴급 멀티캐스트 그룹에 포함될 가입자들을 결정한다. 만약 단계 2에서 형성된 긴급 멀티캐스트 그룹의 갯수가 할당 가능한 서비스 처리기의 갯수보다 많다면 MTS는 긴급 멀티캐스트 그룹을 실제 처리율이 큰 순서대로 스케줄링하면서 완료한다. 반대의 경우에는 단계 3에서 나머지 가입자들을 EDS 방식에 따라 스케줄링 하는데 이 과정에서 비긴급 세그먼트를 바탕으로 하는 비긴급 멀티캐스트 그룹이 형성된다. 단계 3에서 결정된 비긴급 멀티캐스트 그룹은 부그룹 분할 알고리즘에 따라 다수의 멀티캐스트 부그룹으로 분할된다(단계 4). 단계 5-7에서 부그룹의 수가 서비스 처리기의 수보다 클 때까지 부그룹 분할 알고리즘에 따라 멀티캐스트 부그룹을 분할하고 부그룹의 수가 서비스 처리기의 수보다 크면 긴급 멀티캐스트 부그룹과 실제 처리율이 큰 순서로 비긴급 멀티캐스트 부그룹을 서비스 처리기의 수만큼 선택한다.

앞에서 설명한 바와 같이 MTS는 내부적으로 부그룹 분할 알고리즘을 사용한다. 부그룹 분할 알고리즘은 집합 A 를 두 개로 분할하여 실제 처리율의 합이 최대가 되도록 한다. 부그룹 분할 알고리즘은 부록에

- S : 동일한 멀티미디어 정보를 서비스 받고 있는 가입자들의 집합
- I : S 에 속한 가입자 중 현재 정보를 수신하고 있지 않아 스케줄링 대상이 되는 가입자들의 집합
- C : I 에 속한 가입자 중 긴급 세그먼트가 있는 가입자들의 집합.
- l : 긴급 세그먼트에 의해 형성된 멀티캐스트 그룹의 갯수.
- n : 현재 스케줄링 가능한 서비스 처리기의 갯수.
- A_i : i 번째 멀티캐스트 그룹에 속한 가입자들의 집합.
- p_i : 멀티캐스트 그룹 A_i 에 전송될 세그먼트의 위치.

단계 1

1-1: 가입자 집합 S 에서 집합 I 와 C 를 결정한다.

1-1: 가입자 $k \in C$ 의 긴급 세그먼트 위치에 따라 멀티캐스트 그룹 $A_i (i = 1, 2, \dots, l)$ 를 생성하고 멀티캐스트 그룹, A_i 에 속하는 가입자들의 가용 대역폭의 최소값을 r_i 로 결정한다.

단계 2

2-1: 모든 가입자 $k \in I - C$ 에 대하여,

가입자 k 가 수신할 수 있는 긴급 세그먼트 $p_i (i = 1, 2, \dots, l)$ 중에서 멀티캐스트 그룹 A_i 의 가용 대역폭의 최소값, r_i 이 가장 큰 멀티캐스트 그룹에 가입자 k 를 소속시킨다.

2-2: 만약 $l \geq n$ 이면,

각 멀티캐스트 그룹, A_i 의 실제 처리율, $T_i = r_i \cdot \|A_i\|$ 을 내림차순으로 정렬하여 처음 n 개 그룹을 선택한다. 선택된 그룹에 서비스 처리기를 하나씩 할당하여 그룹에 속한 가입자들에게 그룹의 최소 전송율로 전송하도록 한다. 완료.

단계 3

가입자 $k \in \bigcup_{i=1}^l A_i$ 를 EDS 알고리즘[10]에 따라 비긴급 멀티캐스트 그룹에 소속시킨다.

단계 4

각 그룹을 부그룹 분할 알고리즘으로 분할할 때 실제 처리율의 증가분이 가장 큰 부그룹을 찾아낸 후 이를 두 개의 부그룹으로 분할한다.

단계 5

만약 형성된 멀티캐스트 부그룹의 수가 서비스 처리기 수보다 크거나 더 이상 분할할 수 없으면, 긴급 멀티캐스트 부그룹 l 개와 실제 처리율이 큰 순서대로 나머지 $(n-l)$ 개의 부그룹을 선택하고 서비스 처리기를 각 부그룹에 할당하여 부그룹에 속한 가입자들을 최소 전송율에 따라 전송하도록 한다. 완료.

그림 2. MTS(Maximum Throughput Scheduling) 알고리즘

- s_k : k 번째 가입자.

- b_k : s_k 의 가용 대역폭.

$$A = \{s_1, s_2, \dots, s_u\}, \quad b_1 \geq b_2 \geq \dots \geq b_u.$$

단계 0

$$T \leftarrow b_u \cdot u, \quad v \leftarrow u$$

단계 1

$j \leftarrow (u-1)$ 부터 1까지

$$\bar{T} \leftarrow b_j \cdot j + b_u \cdot (u-j).$$

만약 $\bar{T} > T$ 이면, $v \leftarrow j$ 이고 $T \leftarrow \bar{T}$.

단계 2

A 를 $A_1 = \{s_1, s_2, \dots, s_v\}$ 과 $A_2 = \{s_{v+1}, s_{v+2}, \dots, s_u\}$ 로 분할한다. 이 때의 실제 처리율의 증가분, R 은 $(b_v - b_u) \cdot v$ 이 된다.

그림 3. 부그룹 분할 알고리즘

설명된 정리 1의 결과에 따라 집합 A 가 n 개의 요소로 구성된 경우 비교 연산을 $(n-1)$ 번 수행하여 최적 분할을 결정한다(그림 3 참조).

IV. 성능 분석

본 논문에서 제안하는 MTS 알고리즘의 성능을 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 [10]에서 제안한 EDS, MMS 알고리즘의 성능과 비교하였다. 하나의 시뮬레이션 런 길이는 1,000 개의 세그먼트 재생 시간이며 이를 랜덤 수를 달리하여 10회 반복하였다. 비디오 재생 속도는 1 Mbps이며 하나의 비디오는 50 개의 30Mb 세그먼트로 구성되어 있고 각 셋탑 박스는 최대 10 개의 세그먼트를 저장할 수 있고 긴급 세그먼트는 현재 재생 위치의 앞, 뒤 1 세그먼트라고 가정하였다. 가입자의 요청은 랜덤하게 도착하고 가입자의 가용 대역폭은 30초마다 1, 2, 3, 4, 5Mbps 중 한 값으로 랜덤하게 변하나 가입자가 세그먼트를 수신하는 중에는 변하지 않는다고 가정하였다.

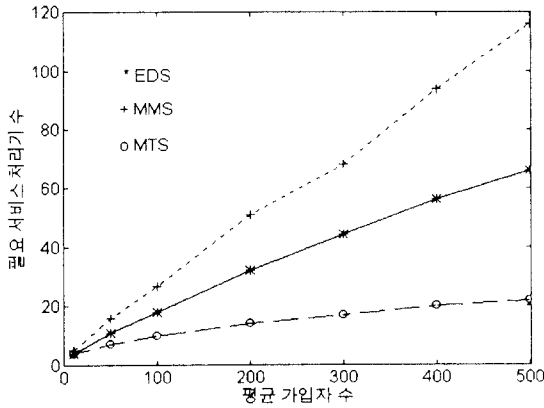


그림 4. 가입자 수의 변화에 따른 필요 처리기의 수

그림 4는 같은 비디오의 재생을 요구하는 가입자 수의 변화에 따라 필요한 처리기 수의 변화를 나타내는 그래프이다. 성능 평가의 척도로서 사용한 필요 서비스 처리기의 수는 가입자가 요구한 모든 세그먼트를 재생 시각 이전에 전송하여 재생에 끊김이 발생하지 않도록 서비스하기 위해 필요한 처리기의 수이

다. 그림 4에서 보는 바와 같이 가입자 수가 적은 경우에는 각 알고리즘의 필요 서비스 처리기 수가 비슷하나 가입자 수가 많은 경우에는 MTS의 필요 서비스 처리기 수가 다른 알고리즘의 경우의 1/2 이하가 됨을 알 수 있다. 이것은 가입자 수가 커질수록 멀티캐스트 그룹 내에 상이한 가용 대역폭을 갖는 가입자가 포함되므로 가입자들의 이질성이 커져서 이를 고려하지 않은 알고리즘의 성능이 저하되기 때문이다.

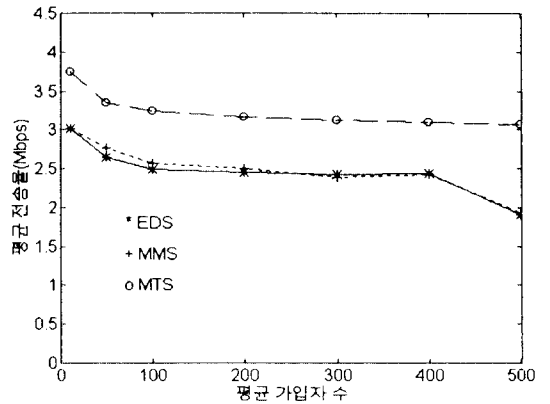


그림 5. 가입자 수의 변화에 따른 평균 전송율

그림 5는 가입자 수의 변화에 따른 평균 전송율을 나타낸다. 가입자들을 가용 대역폭에 따라 여러 개의 부그룹으로 분할하여 전송하는 MTS의 평균 전송율이 다른 두 알고리즘의 평균 전송율보다 크다. 또한

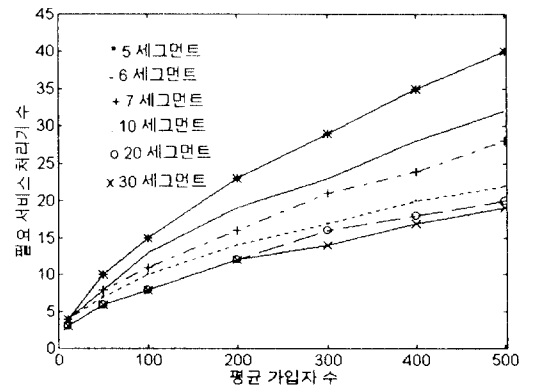


그림 6. 가입자의 저장 장치 크기의 변화에 따른 필요 서비스 처리기 수

가입자의 수가 많아질수록 평균 전송율이 낮아진다.

그림 6은 MTS 알고리즘의 가입자 수 변화에 따른 필요 서비스 처리기의 수를 가입자 저장 장치의 용량에 따라 나타낸 그래프이다. 그림 6에서 보는 바와 같이 가입자의 저장 장치 크기가 증가할수록 필요한 서비스 처리기의 수가 줄어든다. 또한 평균 가입자 수가 많아질수록 가입자의 저장 장치에 따른 성능의 향상이 두드러짐을 알 수 있다. 가입자의 저장 장치 크기가 늘어날수록 미리 세그먼트를 전송하여 저장해 둘 수 있는 세그먼트의 수가 증가하여 세그먼트의 대체(replacement)를 줄일 수 있으므로 필요한 서비스 처리기의 수가 줄어든다. 그러나 그림 6에서와 같이 가입자 장치의 용량이 전체 정보 크기의 약 20%를 넘으면 용량이 커지더라도 세그먼트의 대체의 감소로 인한 성능의 향상이 없으므로 필요한 서비스 처리기의 수가 줄어들지는 않는다.

V. 결 론

본 논문에서는 동적 멀티캐스트 전송을 멀티미디어 리트리벌 서비스에 적용할 때 수신자 특성의 상이함을 지원하는 그룹 스케줄링 방법을 제안하였다. 저장-재생 방식을 가정하여 동일한 멀티미디어 정보가 여러 명의 가입자들에게 재생 시점과 관계없이 동시에 멀티캐스트 전송하는 방식은 멀티캐스팅 기회를 동적으로 생성하였으나 실질적인 수신자를 처리해야 하는 문제가 대두된다.

수신자까지의 대역폭을 최대로 이용하려면 각 수신자를 하나씩 담당하여 단대단 전송을 반복하는 방식이 가장 적합하나 각 수신자마다 전송하기 위하여 사용되는 서비스 처리기의 수가 늘어나서 서버의 효율이 떨어진다. 반대로 서버의 효율을 높이기 위하여 모든 수신자들에게 한꺼번에 멀티캐스트 전송을 하면 수신자에 따라 수신자까지의 대역폭에 낭비가 있을 수 있다.

본 논문에서는 이를 해결하기 위하여 서버의 처리율을 높일 수 있도록 같은 세그먼트를 수신하는 멀티캐스트 그룹을 가용 대역폭에 따라 적절하게 부그룹으로 나누어 전송하는 그룹 스케줄링 알고리즘인 MTS(Maximum Throughput Scheduling) 방법을 제안하였다. MTS 알고리즘과 기존의 EDS, MMS 알고리

즘을 간단한 예제를 사용하여 비교하였고 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 성능을 검증하였다. 서버의 처리율을 높일 수 있도록 가입자 그룹을 부그룹으로 나누어 전송하는 MTS 알고리즘은 가입자들의 수신율이 상이할 경우 다른 스케줄링 알고리즘에 비해 우수한 성능을 나타낸다. 이 방법은 수신자들의 특성이 상이한 실제 전송 환경에서 멀티캐스트 전송을 멀티미디어 리트리벌 서비스에 적용할 때 사용할 수 있을 것이다.

부 록

멀티캐스트 그룹 A 는 가용 대역폭의 내림차순으로 정렬된 u 명의 가입자 s_1, s_2, \dots, s_u 를 원소로 가지고 있으며 s_1, s_2, \dots, s_u 가입자의 가용 대역폭은 각각 b_1, b_2, \dots, b_u 라고 하자.

정리 1 멀티캐스트 그룹 A 를 A_1, \dots, A_c , c 개의 부그룹으로 분할했다고 가정하고 각 부그룹의 최소 대역폭이 a_1, \dots, a_c ($a_1 > \dots > a_c$)라고 가정하자. A_1, \dots, A_c 가 최적 분할이 되려면(즉, A_1, \dots, A_c 의 처리율의 합이 최대이려면) A_i 의 모든 원소의 가용 대역폭이 A_{i+1} 의 모든 원소의 가용 대역폭보다 커야 한다. (증명)

A 를 c 개의 분할로 분할한 최적 분할 A_1, \dots, A_c 중 $A_i = \{s_1', s_2', \dots, s_m'\}$, $A_{i+1} = \{s_1'', s_2'', \dots, s_n''\}$ 이 위의 조건을 만족하지 않는다고 가정하자. 가입자 s_1', s_2', \dots, s_m' 의 가용 대역폭은 b_1', b_2', \dots, b_m' 이며 가입자 $s_1'', s_2'', \dots, s_n''$ 의 가용 대역폭은 $b_1'', b_2'', \dots, b_n''$ 이다. 가정에 의해서 $b_k'' > a_i$ 인 가입자 $s_k'' \in A_{i+1}$ 가 존재한다. 만약 가입자 s_k'' 을 A_{i+1} 에서 제외하고 A_i 에 소속시켜 새로운 분할 $A_1, \dots, A_i = \{s_1', s_2', \dots, s_m', s_k''\}$, $A_{i+1} = \{s_1'', s_2'', \dots, s_{k-1}'', s_{k+1}'', \dots, s_n''\}$, A_{i+2}, \dots, A_c 를 만든다면 새로운 분할의 실제 처리율은 이전 분할의 실제 처리율보다 $(a_i - a_{i+1})$ 만큼 증가한다. 따라서 A_1, A_2, \dots, A_c 는 최적 분할이 아니다. ■

참 고 문 헌

1. B. Amin-Salehi, et al., "Implications of New Network Services on BISDN Capabilities". Infocom, 1990.

2. Y.N. Doganata, et al., "A Cost/Performance Study of Video Servers with Hierarchical Storage". International Conference on Multimedia Computing and Systems, 1994.
3. W.D. Sincoskie. "Video On Demand: Is it feasible?". IEEE Globecom, pp. 201-205, 1990.
4. A.D. Gelman, et al., "Analysis of Resource Sharing in Information Providing Services", Globecom, 1990.
5. S-M. Mok, et al., "Optimal Scheduling of Delayable Video in Video Distribution Networks". Globecom, 1992.
6. Kevin C., et al., "The Use of Multicast Delivery to Provide a Scalable and Interactive Video-on-Demand Service", IEEE JSAC, Vol. 14, No. 6, August 1996.
7. M.H. Ammar, et al., "Improving the Throughput of Point-to-Multipoint ARQ Protocols Through Destination Set Splitting", Infocom, 1992.
8. S.Y. Cheung, et al., "On the Use of Destination Set Grouping to Improve Fairness in Multicast Video Distribution", Infocom, 1996.
9. S. McCanne, et al., "Receiver-driven Layered Multicast", ACM SIGCOMM 1996.
10. H. Woo, et al., "Multicast Scheduling for VOD Services", Multimedia Tools and Applications, Vol. 2, No. 2, March 1996.



우 희 경(Heekyoung Woo) 정회원
1992년 2월: 서울대학교 계산통계
학과 졸업(학사)
1994년 2월: 서울대학교 계산통계
학과 졸업(석사)
1998년 2월: 서울대학교 전산과학
과 졸업(박사)
1998년 3월~현재: 순천향대학교 공
과대학 컴퓨터학부
전임강사 재직

e-mail: woohk@popeye.snu.ac.kr

김 중 권(Chong-Kwon Kim) 정회원
1981년: 서울대학교 산업공학과 졸업(학사)
1987년: 일리노이 주립대학 졸업(박사)
1987년~1991년: 벨코어 연구소 연구원
1991년~현재: 서울대학교 전산과학과 부교수 재직
e-mail: ckim@brutus.snu.ac.kr