

DOCSIS 3.0 기반의 다중 상향 채널 환경에서 새로운 대역 스케줄링 알고리즘 제안

정회원 정 준 영*, 종신회원 안 재 민**

Novel Bandwidth Scheduling Algorithm for DOCSIS 3.0 Based Multiple Upstream Channels

Joon-Young Jung*, *Regular Member*, Jae-Min Ahn**, *Lifelong Member*

요 약

본 논문은 DOCSIS (Data Over Cable Service Interface Specifications) 3.0 기반의 다중 상향 채널 케이블 네트워크에서 효과적인 채널 자원 운용을 위한 새로운 대역 할당 알고리즘을 제안한다. 제안된 알고리즘은 상향 데이터 프레임의 평균 접근 지연 시간(Access Delay)을 줄이기 위해 피기백 대역 요청 기회를 통계적으로 향상시킨다. 이는 DOCSIS 3.0 규격에서 새롭게 규정된 다중 채널로 전송되는 세그먼트 프레임들의 피기백 대역 요청 특성을 이용한다. DOCSIS 3.0 규격에서는 하나의 대역 요청에 대해 다수개의 상향 채널로 대역이 분산되어 할당될 수 있다. 각각의 채널로 분산되어 할당된 대역은 전송 시 하나의 세그먼트 프레임으로 다루어진다. 제안된 알고리즘은 다중 채널로 전송되는 세그먼트 프레임의 배치를 최적화하여 피기백 대역 요청 확률을 높이고 접근 지연 시간을 최소화한다. 제안된 알고리즘의 성능 평가는 Self-similar 트래픽 모델을 적용하여 이론적 분석 및 모의시험을 통해 이루어진다.

Key Words : DOCSIS 3.0, MAC, Bandwidth Scheduling, Channel bonding, Piggyback request

ABSTRACT

In this paper, we propose an novel bandwidth scheduling algorithm for the MAC protocol employed by the Data Over Cable Service Interface Specifications (DOCSIS) 3.0 compliant cable networks. The proposed algorithm statistically improves the chances of request piggybacking to minimize the access delay. It utilizes the piggyback request feature of the segment packets that has been newly specified in DCOSIS 3.0. In DOCSIS 3.0, a bandwidth request can be granted to several upstream channels within an upstream bonding group. The grant on each individual channel is treated as a segment packet. We find the optimal segment placement to minimize the access delay in the proposed algorithm. We also use a self-similar traffic model for simulation and analysis to evaluate the performance of the proposed algorithm.

I. 서 론

북미 케이블 방송 및 통신 표준화 단체인 케이블 랩스(CableLabs)는 최근 DOCSIS (Data Over Cable

Service Interface Specification) 3.0 규격을 발표하였다. DOCSIS 3.0에서는 이전 버전과 크게 비교되는 기능들이 MAC (Media Access Control) 계층에 도입되었다. 특히, 다수개의 독립된 물리 계층 채널

* 한국전자통신연구원(ETRI) 방송통신융합연구부분 방송시스템연구부 (jungjy@etri.re.kr)

** 충남대학교 전기정보통신공학부 정보통신공학과(jmahn@cnu.ac.kr)

논문번호 : KICS2009-08-368, 접수일자 : 2009년 8월 21일, 최종논문접수일자 : 2009년 11월 10일

들을 MAC 계층에서 결합하여, CMTS (Cable Modem Termination System)와 CM (Cable Modem)간 상/하향 최대 전송 속도를 증가시키기 위한 메커니즘을 정의하였다. 이 기능을 채널 결합 (Channel Bonding)이라 명한다^[1].

DOCSIS 3.0 규격에서 채널 결합 기능을 도입하여 상/하향 전송 속도가 증가함에도 함에도 불구하고, 효과적인 상향 채널 대역 스케줄링은 여전히 요구 된다. DOCSIS 규격에서는 별도의 스케줄링 알고리즘을 규정하지 않고 벤더에 따라 상이하게 구현될 수 있도록 하고 있다. 이는 스케줄링 알고리즘이 CMTS와 CM간의 호환성에 영향을 주지 않기 때문이다. 하지만 상향 대역 스케줄링은 양방향 어플리케이션들의 성능에 많은 영향을 미친다. 예를 들어, CM에서 상향 대역으로 TCP ACK 프레임을 전송할 때, 대역 요청 경쟁 과정으로 인한 지연 또는 충돌 정도가 심하다면 하향 TCP 플로우 대역이 제한될 수 있다. 이처럼 상향 대역 스케줄링 알고리즘은 채널의 효율적인 운용에 상당한 영향을 미칠 수 있다.

DCOSIS 3.0 이전의 규격에 대해 다양한 스케줄링 알고리즘이 제시되었다^{[2][4]}. [2]에서는 기본적으로 상/하향 비대칭을 특성을 가지는 DOCSIS 네트워크에서 TCP의 성능 향상을 위한 방법을 제시하였고, [3]에서는 DOCSIS 네트워크에서 QOS 지원을 위한 스케줄링 방법을 제시하였으며, [4]에서는 DOCSIS 네트워크에서 충돌 해결 및 트래픽 우선순위에 따른 스케줄링 방법을 제시하였다. 기 제시된 스케줄링 알고리즘들 또한 DOCSIS 3.0에서 적용이 가능하다. 하지만 DOCSIS 3.0이 가지는 다중 채널 결합 특성을 반영하지 못한다.

이에 본 논문에서는 DOCSIS 3.0의 다중 채널 결합 환경에서 효과적인 스케줄링 알고리즘을 제안하고자 한다. 제안된 알고리즘은 CM으로 입력되는 상향 트래픽의 통계적 특성에 기초하여 피기백 대역 요청 (piggyback request) 기회를 증가시키므로 대역 요청 충돌을 감소시키고 이에 따라 네트워크 지연 시간을 줄이는 특징을 가진다. 본 논문은 2장에서 DOCSIS 3.0의 상향 채널 결합 메커니즘에 대해 간략히 살펴보고, 3장에서는 다중채널 환경에서 효과적인 상향 대역 스케줄링을 위해 제안된 새로운 대역 할당 알고리즘에 대해 상세히 기술한다. 마지막으로 4장에서는 모의실험을 통해 제안된 알고리즘의 성능을 제시하고 5장에서 결론을 맺는다.

II. DOCSIS 3.0 상향 채널 결합

채널 결합 과정은 대역 할당을 위한 스케줄링 과정의 한 부분으로 CMTS에 의해 제어된다. CM이 주어진 서비스 플로우에 대해 그 서비스 플로우가 전송되는 상향 채널들 중 하나의 채널을 통해 대역 요청을 하면, CMTS는 해당 상향 채널들 중에서 하나 또는 이상의 채널 상에 대역을 할당한다. CMTS는 개개의 상향 채널에 대역을 할당하는 대역 스케줄링에 대한 전체적인 책임을 가진다. 이러한 중앙집중식 제어는 시스템이 최선의 통계적 다중화를 가능케 하며, CMTS가 제공하는 상향 채널들에 대한 실시간 로드 밸런스를 할 수 있도록 해준다. CM이 다수의 채널들을 통해 대역을 할당받았다면, 전송하고자 하는 데이터 프레임들 각 채널별로 할당된 대역에 나누어 전송하게 된다. 각각의 채널에 할당된 대역은 시간 축에서 어긋나게 배치될 수도 있으며, 동일한 시점에 배치될 수도 있다. 또한, 하나의 결합 그룹을 형성하는 상향 채널들은 서로 다른 물리계층 특성을 가질 수 있다. 예를 들어 한 채널은 1.280 Msps (Mega symbols per second)의 QPSK (Quadrature Phase Shift Keying)의 TDMA (Time Division Multiple Access) 채널인 반면 다른 채널은 5.12 Msps의 128 QAM (Quadrature Amplitude modulation)의 S-CDMA (Synchronous - Code Division Multiple Access) 채널일 수 있으며 각 채널 별로 다른 크기의 타임 슬롯을 가질 수 있다. 즉 채널 별 설정은 해당 채널의 전송 환경(예, 해당 채널 주파수 별 잡음 수준)에 따라 다르게 설정될 수 있다. 각각의 상향 채널에 대한 물리계층 특성 및 타임 슬롯의 크기는 하향 채널로 UCD (Upstream Channel Descriptor) 메시지를 통해 CMTS에서 CM으로 전달된다^{[1][5]}. 또한 CMTS는 CM이 요청한 대역에 대해 어떻게 대역을 분할할 것인가를 결정하여야 한다. 그림 1은 다른 타임 슬롯 크기를 가지는 4개의 상향 채널들에 대한 대역

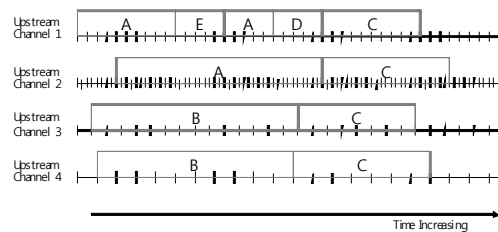


그림 1. 상향채널 결합 및 대역 할당 예

할당의 예를 보여준다. 그림 1에서 블록 E와 D는 음성 서비스와 같은 적은 대역의 서비스 플로우에 대해 채널 결합 없이 대역을 할당한 것을 표현하였다. 이 예에서 CMTS는 A의 대역 요청에 대해 채널 1과 2를 사용하여 대역을 할당하였다. 비슷하게 B의 대역 요청에 대해서는 채널 3과 4를, C에 대해서는 전 채널을 사용하여 대역을 할당하였다. 이와 같이 기존의 DOCSIS 규격에서는 하나의 상향 채널에 대한 스케줄링을 고려했지만 3.0 규격에서는 다수의 채널을 이용하여 스케줄링을 해야 하므로 복잡도가 증가한 반면 다양한 스케줄링 알고리즘의 출현이 기대된다.

III. 대역 스케줄링 알고리즘 제안

이 장에서는 대역 스케줄링 알고리즘을 제안하게 된 배경과 알고리즘의 유도과정을 자세하게 설명하기로 한다.

3.1 알고리즘 제안 동기

기본적으로 DOCSIS의 대역 요청 및 할당은 CM들이 대역 요청 메시지를 CMTS로 전송하고, 이에 대한 응답으로 CMTS가 대역 스케줄링을 수행하여 MAP 메시지를 생성하고 이를 모든 CM들로 전송하는 과정을 통해 이루어진다. 하나의 MAP 메시지는 해당 시간 구간에 대한 모든 대역 할당 정보를 포함하며, 각각의 CM들은 MAP 메시지를 수신하여 대역 요청 경쟁 구간 또는 할당 받은 대역의 타임슬롯 정보를 얻는다. 그림 2는 DOCSIS 규격에서 피기백 대역 요청의 메커니즘을 보여준다. CM으로 데이터 패킷 1이 입력되면 CM은 CMTS로 T_0 구간 내 경쟁 슬롯들 중 하나에 대역 요청 프레임을 전송하게 된다. 전송한 대역 요청 프레임이 충돌 없이 CMTS에 도달하면 그 대역요청에 대해 T_1 구간에 대역을 할당하고 MAP₁을 전송하여 CM에게 대역 할당 정보를 알린다. MAP₁을 전송받은 CM은

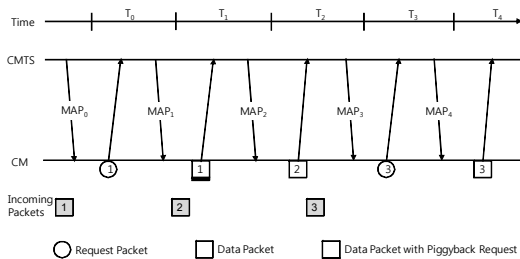


그림 2. 피기백 대역 요청 예

대역 할당 정보를 확인하고 데이터 패킷 1을 MAC 프레임화하여 해당 타임 슬롯에 전송한다. 여기서 그림과 같이 패킷 1에 대한 전송이 있기 전에 패킷 2가 CM으로 입력되면 패킷 1의 전송 시 패킷 2에 대한 피기백 대역 요청이 가능하다. 이 피기백 대역 요청은 데이터 프레임과 함께 할당된 타임 슬롯을 통해 CMTS로 전달되므로 경쟁 과정으로 인한 지연 및 충돌이 없으며, 다음 구간에 바로 대역을 할당받을 수 있는 장점을 가진다^{6),7)}. 그림에서와 같이 CM은 T_2 구간에 대역을 할당받아 패킷 2를 전송할 수 있다. 하지만 패킷 3의 경우에는 패킷 2의 전송 전에 패킷이 입력되지 않아 피기백 요청이 불가능하므로 다시 대역 요청 과정을 거쳐야 하므로 패킷 전송 지연이 길어진다.

앞서 2장에서 언급한 바와 같이 DOCSIS 3.0에서는 하나의 CM에 의해 요청된 대역이 채널 결합 그룹 내 여러 채널로 분리되어 할당될 수 있으며, CM은 각각의 채널 별로 할당받은 타임 슬롯에 전송할 데이터를 나누어 각각의 세그먼트 프레임으로 전송한다. 그리고 DOCSIS 3.0에서는 각 채널별로 전송되는 세그먼트 프레임들 중 하나는 피기백 대역 요청이 가능하도록 규정하고 있다. 본 논문에서 제안하는 스케줄링 알고리즘은 세그먼트 프레임의 피기백 대역 요청에 기반을 둔다. 그림 3은 DOCSIS 3.0의 다중 채널 환경에서 제안하는 대역 스케줄링 알고리즘에 대한 기본적인 아이디어를 보여준다. 그림에서 ‘대역 스케줄 1’은 일반적인 FCFS (First Come First Serve) 스케줄링을 표현하고 있다. 이 방식에서는 각 채널에 할당되는 세그먼트 프레임 슬롯이 대역 요청 순서대로 위치한다. 이와 같은 경우, 피기백 요청이 가능하려면 CM으로 새로운 패킷이 l 의 시간 구간 내에 입력되어야 한다. 즉, CM으로 입력되는 패킷의 도착간격 시간 (inter-arrival time)이 l 이내인 경우에만 피기백 대역 요청이 가능하다. 이에 반해 ‘대역 스케줄 2’에

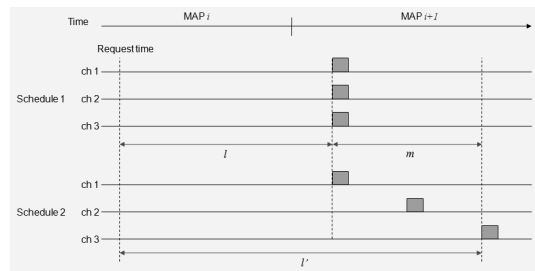


그림 3. 상향 대역 스케줄링 예

서는 각 채널 별 세그먼트 프레임의 위치를 대역 요청 순서대로 두지 않고 첫 번째 세그먼트의 위치와 마지막 세그먼트의 위치를 m 만큼 시간 차이를 두었다. 이와 같은 경우, 피기백 대역 요청이 가능한 패킷 도착간격 시간이 l 에서 $l'=l+m$ 으로 늘어나게 된다. 결과적으로 피기백 대역 요청이 발생할 확률은 p 에서 p' 로 증가하게 된다. 여기서 p 와 p' 는 각각 l 과 l' 이내에 적어도 하나의 패킷이 입력될 확률을 의미한다. 본 논문에서는 ‘대역 스케줄 2’와 같이 첫 번째 세그먼트 프레임과 마지막 세그먼트 프레임의 전송 시간 차이인 m 을 적당히 두어 피기백 대역 요청의 확률을 증가시키는 스케줄링을 제안한다. 하지만 m 이 증가할수록 데이터 프레임의 전송 지연이 증가하므로 피기백 대역 요청의 이점으로 얻어지는 대역 요청 시간의 이득과 데이터 프레임의 전송 시간 지연을 같이 고려하여 최소의 접근 지연(Access Delay)을 가지는 세그먼트 프레임의 위치를 찾아야 한다.

3.2 트래픽 모델

본 논문에서 제안하는 스케줄링 알고리즘은 상향 채널로 전송되는 소스 트래픽의 통계적 특성에 기초를 둔다. 특히 피기백 대역 요청은 CM으로 입력되는 패킷의 도착간격 시간에 따라 가능 여부가 좌우된다. 따라서 알고리즘 성능의 정확한 분석을 위해 실제 트래픽에 가까운 모델을 적용하는 것이 필요하다.

기존의 트래픽 생성 모델(예: Poisson arrival)에서는 제한된 시간 구간에 버스트 패킷(burst packet)이 도착하는 것을 표현하였다. 하지만 실제의 트래픽은 긴 시간 구간에 의존하는 Self-similar 트래픽 모델에 가깝다^{[8],[9]}. 그러므로 여기서는 Self-similar 트래픽 모델로 Pareto 분포를 적용한다. Parato 분포에서는 패킷 도착간격 시간 분포가 Shape 파라미터, a 와 Location 파라미터, β 에 의해 정해진다^[8]. Pareto 분포에서 패킷 도착간격 시간에 대한 확률 밀도 함수와 확률 분포 함수는 각각 아래의 식 (1)과 (2)와 같이 정의된다.

$$f(t) = \begin{cases} 0 & , t \leq \beta \\ \frac{\alpha}{\beta} \left(\frac{\beta}{t}\right)^{\alpha+1} & , t > \beta \end{cases} \quad (1)$$

$$F(t) = \begin{cases} 0 & , t \leq \beta \\ 1 - \left(\frac{\beta}{t}\right)^{\alpha} & , t > \beta \end{cases} \quad (2)$$

그리고 패킷 도착간격 시간, t 에 대한 평균값은 아래의 식 (3)과 같이 주어진다.

$$E(T) = \frac{\alpha\beta}{\alpha-1} = \frac{1}{\lambda}, \quad \alpha > 1 \quad (3)$$

여기서 λ 는 패킷 도착률(packet arrival rate)으로 초당 입력되는 패킷 수로 표현된다. Shape 파라미터, a 의 경우, $a \geq 2$ 이면 위의 확률분포는 무한(infinite) 분산 값을 가지며, 만약 $a < 1$ 이면 무한의 평균과 분산 값을 가진다. 패킷의 버스트 특성은 a 에 의해 조정되며, 따라서 Location 파라미터, β 는 $((a-1)/a\lambda)$ 와 같이 표현될 수 있다. 상향 데이터 프레임의 길이는 표 1의 분포를 가지며 평균값은 361.8 바이트이다^[10].

그러면 k 개의 CM이 운용되고 있는 네트워크에서 각 CM에 대한 초당 평균 패킷 도착률은 아래의 식 (4)로 표현될 수 있다.

$$\lambda = \frac{C \times \rho}{k \times L_D} \quad (4)$$

여기서 C 는 상향 채널 용량(bits/second)이며, ρ 는 네트워크 부하(offered load), 그리고 L_D 는 평균 패킷 길이(bits)이다. 결과적으로, 주어진 ρ 에 대해 각 CM의 상위 계층에서 위의 모델과 같은 이더넷 트래픽이 발생하고 MAC 계층 전송 큐에 전달되어 MAC 프레임으로 캡슐화 되어 전송된다. CM으로 새로운 패킷이 도착할 때, 앞서 수신한 패킷을 전송하기 위해 CMTS로부터 대역을 수여(grant)받은 CM은 새로 도착한 패킷에 대한 대역 요청을 피기백할 수 있으며, 그렇지 않은 경우에는 경쟁 과정을 통해 대역 요청이 CMTS에 도달하여야 한다.

표 1. 패킷 크기(Byte) 분포

frame size (byte)	64	128	256	512	1024	1518
Probability	0.6	0.06	0.04	0.02	0.25	0.03

3.3 접근 지연

본 논문에서 3개의 중요한 개념이 아래와 같이 정의된다. 먼저, 『대역 요청 접근 지연』(request access delay)은 CM으로 패킷이 입력되고 이에 대한 대역요청을 한 후 최종적으로 대역 수여에 대한 Ack를 받을 때까지의 시간을 의미한다. 그리고 『대

이더 접근 지연』(data access delay)은 CM이 대역 수역에 대한 Ack를 받은 이후, 할당받은 대역에 데이터 패킷을 전송하여 CMTS에 최종적으로 수신될 때까지의 시간으로 정의한다. 마지막으로 『총 접근 지연』 또는 『접근 지연』(total access delay or access delay)은 대역 요청 접근 지연과 데이터 접근 지연의 합으로 정의한다.

해석의 간소화를 위해 몇 가지 가정을 두기로 한다. 상향 채널 결합 그룹 내 개별 채널들은 동일한 물리계층 특성(예: 변조율, 변조 포맷, TDMA 프레임밍 등)과 미니-슬롯(대역할당의 기본 단위, 이하 슬롯) 크기를 가지며, CMTS는 고정된 전송주기로 각각의 상향 채널에 대한 MAP 메시지를 전송하고, 해당 채널별 MAP 메시지는 동일한 시간 구간을 기술한다고 가정한다. 또한 각각의 상향 채널에서 하나의 MAP 구간 내 예약 슬롯과 경쟁 슬롯의 비가 동일한 비율을 가진다고 가정한다.

각 CM으로 λ 의 평균 패킷 도착률(packet/sec)을 가지는 소스 트래픽이 입력될 경우를 고려하면, 어떤 CM이 MAP 구간 내 하나의 경쟁 슬롯에서 대역 요청을 할 확률, p_{req} 는 아래의 식 (5)와 같다.

$$p_{req} = \frac{\lambda L_{map}}{N_{ch} n_{cs}} \quad (5)$$

여기서 L_{map} 는 MAP 구간의 길이(second)이며 N_{ch} 는 결합된 상향 채널의 수, 그리고 n_{cs} 는 하나의 MAP 구간에 포함되는 경쟁 슬롯의 수이다. P_{send} 를 어떤 경쟁 슬롯에 적어도 하나 이상의 CM이 대역 요청을 전송할 확률이라고 하자. k 개의 CM들이 네트워크에 존재한다고 가정하면, 각 CM은 p_{req} 의 확률로 대역 요청을 하므로 식 (6)과 같이 표현된다.

$$P_{send} = 1 - (1 - p_{req})^k \quad (6)$$

P_s 를 대역 요청이 성공할 확률이라 하면, 이는 선택된 경쟁 슬롯에서 정확하게 하나의 CM이 대역 요청을 하는 경우에 해당하므로 아래의 식 (7)과 같이 표현될 수 있다.

$$P_s = \frac{\binom{k}{1} p_{req} (1 - p_{req})^{k-1}}{P_{send}} = \frac{k p_{req} (1 - p_{req})^{k-1}}{1 - (1 - p_{req})^k} \quad (7)$$

위의 성공 확률을 가지고 어떤 CM이 경쟁 슬롯을 통해 대역 요청을 하는 경우, 정확하게 i 번째 대역 요청 시도에서 그 요청이 성공할 확률, p_i 는 아래의 식 (8)과 같이 주어진다.

$$p_i = P_s (1 - P_s)^{i-1} \quad (8)$$

그러므로, CM의 대역 요청이 CMTS에 성공적으로 수신될 때까지 대역 요청 횟수, N_{req} 의 평균은 아래의 식 (9)와 같이 표현될 수 있으며, 이는 대역 요청 성공 확률의 역의 값을 가진다.

$$E[N_{req}] = \sum_{i=1}^{\infty} i p_i = \sum_{i=1}^{\infty} i P_s (1 - P_s)^{i-1} = \frac{1}{P_s} \quad (9)$$

DOCSIS에서는 경쟁 슬롯에서의 충돌 해결을 위해 Truncated Binary Exponential Back-off (TBEB) 알고리즘을 사용한다. 따라서 대역 요청 접근 지연에서 백오프(back-off)에 의한 지연을 고려해 주어야 한다. TBEB 알고리즘은 MAP 메시지 내 Data_Backoff_Start (DBS)와 Data_Backoff_End (DBE) 값을 전달받은 CM에 의해 수행된다. CM이 대역 요청을 할 때, 먼저 DBS 값을 이용하여 백오프 윈도우를 $0 \sim 2^{DBS} - 1$ 로 설정하고 윈도우 내에서 랜덤하게 백오프 값을 설정한다. 예를 들어 DBS가 4이면 $0 \sim 15$ 의 백오프 윈도우가 설정되고 랜덤하게 선택된 값이 11이라면 CM은 11번의 경쟁 슬롯을 지연한 후 대역 요청 메시지를 전송하게 된다. 만약 앞에서 전송한 대역 요청 메시지가 충돌이 난 경우, CM은 백오프 윈도우를 $0 \sim 2^{DBS+1} - 1$ 로 2배 증가시키고 증가된 윈도우 내에서 다시 백오프 값을 랜덤하게 선택한다. 즉 연속해서 충돌이 날 경우 CM은 2배씩 백오프 윈도우를 연속적으로 증가시키게 된다. 단 증가된 백오프 윈도우가 $2^{DBE} - 1$ 에 도달하게 되면 더 이상 Window가 증가하지 않는다. 단, CM의 최대 재전송 횟수는 16으로 제한된다.

$B(n)$ 을 n 번의 대역요청 시도 시 백오프로 인한 경쟁슬롯 지연의 총 합이라 하면, $B(n)$ 의 평균은 아래의 식 (10)과 같이 표현된다. 여기서 a 와 b 는 각각 DBS와 DBE 값이다. MAP 내에서 경쟁 슬롯과 예약 슬롯의 비, r_{cs} 를 고려하면 백오프로 인한 평균 지연은 $E[B(n)]/r_{cs}$ 슬롯이 된다.

$$E[B(n)] = \begin{cases} \sum_{i=0}^{n-1} \frac{2^{a+i} - 1}{2} & , n \leq b - a + 1 \\ \sum_{i=0}^{b-a} \frac{2^{a+i} - 1}{2} + (n - b + a - 1) \frac{2^b - 1}{2} & , n > b - a + 1 \end{cases} \quad (10)$$

따라서 n 번의 대역 요청 시도에 대한 평균 대역 요청 접근 지연 시간, $T_{req}(n)$ 은 아래의 식 (11)과 같이 정의될 수 있다.

$$T_{req}(n) = \frac{E[B(n)]}{r_{cs}} L_{ms} + n T_r \quad (11)$$

여기서 L_{ms} 는 미니-슬롯의 길이(sec)이며 T_r 은 대역요청 과정에 소요되는 평균 시간으로 $T_r = \text{round trip delay} + \text{CMTS schedule time}$ 으로 정의된다.

평균 대역 요청 접근 지연 시간을 T_{req} 라 하자. 그러면, T_{req} 는 식 (11)의 n 값으로 식 (9)에서 구한 평균 대역 요청 횟수인 $1/P_s$ 를 대입하여 얻을 수 있다. 그리고 T_{data} 를 평균 데이터 접근 지연 시간이며, 이는 $T_{data} = \text{round trip delay} / 2 + L_D / C$ 로 정의될 수 있다. 따라서 평균 접근 지연 시간, T_{access} 은 식 (12)와 같이 평균 대역 요청 접근 지연 시간과 평균 데이터 접근 지연 시간의 합으로 표현될 수 있다.

$$\begin{aligned} T_{access} &= T_{req}(1/P_s) + T_{data} \\ &= \frac{E[B(1/P_s)]}{r_{cs}} L_{ms} + \frac{1}{P_s} T_r + T_{data} \end{aligned} \quad (12)$$

3.4 최적의 세그먼트 배치

앞에서는 피기백 대역 요청을 고려하지 않고 평균 접근 지연 시간을 구하였다. 만약 피기백 대역 요청을 고려하면, 식(6)에서 대역 요청을 하는 CM의 수, k 는 아래의 식 (13)과 같이 표현될 수 있다.

$$k(l) = k(1 - F(l)) \quad (13)$$

여기서 $F(l)$ 은 식 (2)의 패킷 도착간격 시간에 대한 확률 분포 함수이며, l 은 피기백 대역 요청이 가능한 패킷 도착간격을 의미한다. 즉 l 내에 다음 패킷이 입력되면 CM은 피기백 대역 요청이 가능하므로 식 (13)과 같이 확률적으로 k 개의 CM들 중 일부는 경쟁 과정을 통한 대역요청에서 제외될 수 있다. 일반적으로 l 은 MAP 구간의 길이, L_{map} 에 근사

한다. 따라서 식(7)의 대역 요청 성공확률은 식 (13)을 반영하여 아래의 식 (14)와 같이 l 의 함수로 주어진다.

$$P_s(l) = \frac{k(l) p_{req} (1 - p_{req})^{k(l)-1}}{1 - (1 - p_{req})^{k(l)}} \quad (14)$$

결과적으로 식 (12)의 평균 접근 지연 시간 또한 식 (14)의 결과를 반영하여 식 (15)와 같이 변경된다.

$$T_{access}(l) = \frac{E[B(1/P_s(l))]}{r_{cs}} L_{ms} + \frac{T_r}{P_s(l)} + T_{data} \quad (15)$$

일반적으로 DOCSIS 네트워크에서 상향 트래픽의 속도가 증가하면, 즉 패킷 도착 간격이 줄어들면, 접근 지연 시간이 오히려 줄어들어 가는 경향이 있는데 이는 피기백의 기회가 증가함에 따라 경쟁 과정을 통한 대역 요청이 줄어들기 때문에 나타나는 현상으로 식 (15)가 이를 표현할 수 있다.

본 논문에서 제안하는 알고리즘은 피기백 대역 요청의 기회를 증가시켜 접근 지연 시간을 줄이는데 목적이 있다. 앞서 3.1절에서 언급한 바와 같이 DOCSIS 3.0에서 새롭게 규정된 세그먼트 패킷의 피기백 대역 요청 특성을 이용하여 첫 번째 세그먼트와 마지막 세그먼트 간에 시간차를 두어 피기백 대역 요청의 확률을 증가시킬 수 있다. 그러나 피기백 대역 요청의 확률이 증가하여 대역 요청 접근 지연이 줄어들어는 반면 세그먼트 간의 시간차만큼 데이터 접근 지연이 증가하게 된다. 그러므로 접근 지연 시간을 최소로 할 수 있는 최적의 세그먼트 간 시간차를 구하는 것이 필요하다.

그럼 3에서와 같이 m 을 첫 번째와 마지막 세그먼트의 시간차라고 하자. 그러면 m 의 시간차를 가지는 경우에 대한 지연 이득 함수를 식 (16)과 같이 정의할 수 있다.

$$G(m) = T_{access}(l) - T_{access}(l+m) - m \quad (16)$$

여기서 l 은 L_{map} 에 근사하므로 지연 이득 함수는 결국 m 의 함수로 표현된다. 따라서 식 (16)으로부터 최대의 지연 이득을 가지는 m 값을 구함으로써 최적의 세그먼트 배치가 가능하다.

IV. 시뮬레이션 및 결과

케이블랩스와 OPNET은 DOCSIS와 관련된 시뮬

레이션 연구를 위해 CSF (Common Simulation Frameworks)를 공동으로 개발하였다. 현재까지 개발된 시뮬레이션 툴에서는 DOCSIS 3.0의 다중채널 환경을 지원하지 않는다. 논 논문에서 제안한 대역 할당 알고리즘의 성능 분석을 위해 기존의 CSF 시뮬레이션 시스템을 다중채널 환경에 맞게 수정하여 DOCSIS 3.0의 네트워크 환경을 구성하였다.

시뮬레이션에서 상향 채널 결합을 위해 CMTS는 4개의 채널을 운용한다. 시뮬레이션 모델은 150개의 CM으로 구성되며, 각 CM으로 입력되는 소스트래픽은 3.2절에서 제시한 Pareto 확률 분포의 패킷 도착간격 시간을 가진다. 시뮬레이션 파라미터는 표2에 요약되어 있다.

먼저 표 2의 파라미터들을 식 (16)에 적용하여 지연 이득을 최대로 하는 첫 번째 세그먼트와 마지막 세그먼트의 최적 시간차, m 를 얻는다. 식 (16)이 일반식으로 표현되지 않으므로 수치해석을 통해 최대 지연 이득을 가지는 m 을 구할 수 있다. 그림 4는 m 값에 대한 지연 이득, $G(m)$ 을 그래프로 보여준다. 그림 4의 그래프를 통해 m 값이 3.2 ms일 때, 최대 지연 이득(약 5.7 ms)이 발생함을 알 수 있다. 따라서 우리는 최적의 m 값으로 3.2 ms을 사용하여 시뮬레이션을 수행하였다.

그림 5와 6은 각각 FCFS 대역 스케줄링과 제안한 대역 스케줄링 알고리즘의 접근 지연에 대한 시뮬레이션 결과를 보여준다. FCFS 대역 스케줄링의 경우, 그림 3에서와 같이 첫 번째 세그먼트와 마지막 세그먼트의 시간차를 0로 설정하였다. 두 스케줄링 알고리즘의 성능, 즉, 그림 5와 그림 6의 비교를 통해 제안한 알고리즘이 FCFS에 비해 훨씬 적은

표 2. 시뮬레이션 파라미터

Item	Value
MAP message Cycle	5 ms
Mini-slot Size	25 μ s
Contention Slot Percentage	3 %
Number of upstream channels	4 channels
Modulation Rate	5.12 MHz
Modulation Format	64 QAM
Data Back-off Start	2
Data Back-off End	8
Mean Data Packet Size	368.1 byte
Round Trip Delay	0.5 ms
CMTS Scheduling Time	4 ms
CMS traffic (Pareto Source)	$\lambda = 111.27$ packets/sec $\alpha = 1.3$

접근 지연을 가짐을 확인할 수 있었다. 또한 그림 5의 접근 지연 시간 분포가 매우 큰 분산을 가지는

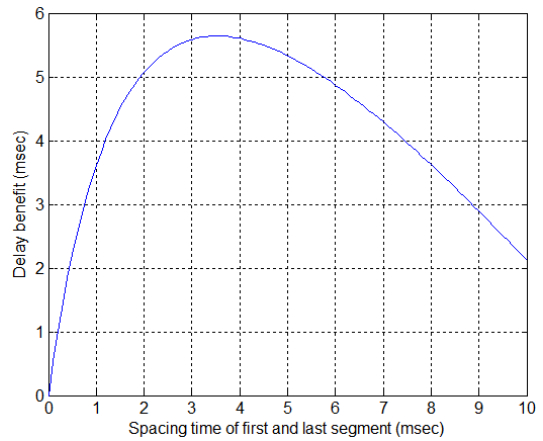


그림 4. m 값에 대한 지연 이득

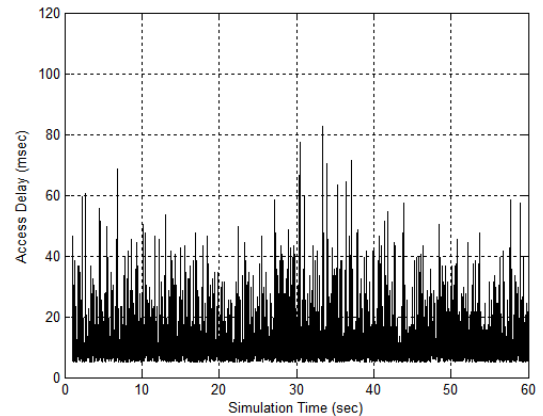


그림 5. FCFS 스케줄링 알고리즘의 접근 지연

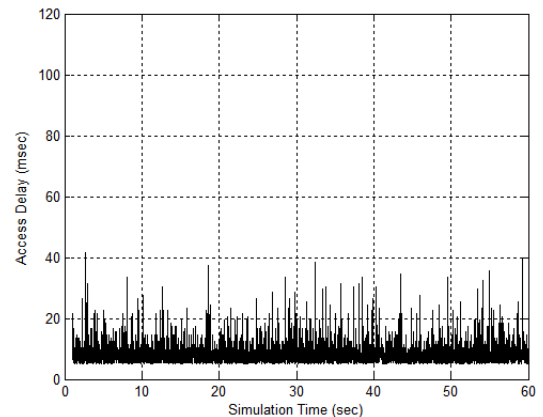


그림 6. 제안한 스케줄링 알고리즘의 접근 지연

반면, 그림 6에서는 상대적으로 적은 분산을 보여주고 있다. 표 3은 그림 5와 6의 결과에 대한 접근 지연의 평균과 분산에 대한 통계치를 보여준다.

다음으로는 표 2와 동일한 시뮬레이션 환경에서 CM의 수를 변경시켜 가면서 평균 접근 시간과 Throughput을 비교하기로 한다. 여기서도 CM으로 입력되는 트래픽은 동일하므로 제안한 알고리즘은 최적의 m 값으로 3.2 ms를 사용하였다. 그림 7은 CM 수에 따른 평균 접근 지연 시간의 시뮬레이션 결과를 FCFS 스케줄링과 제안한 스케줄링 알고리즘에 대해 비교하여 보여주고 있다. CM수가 적은 경우(100 개 이하)에서는 FCFS 스케줄링과 제안한 스케줄링 알고리즘에서 큰 차이를 보이지 않았다. 즉 대역 요청을 위해 경쟁 과정에 참여하는 CM의 수가 적은 경우에는 두 알고리즘이 큰 성능차이를 보이지 않는다. 하지만 CM의 수가 많은 경우(100 개 이상)에는 FCFS 스케줄링이 제안한 스케줄링 알고리즘에 비해 훨씬 빠르게 접근 지연 시간이 증가함을 보여주고 있다. CM수가 증가하면 경쟁 과정을 통한 대역 요청에 충돌 횟수가 증가되어 접근 지연이 길어지게 된다. 이러한 경우 FCFS 스케줄링에 비해 제안한 스케줄링 알고리즘은 상대적으로 피기백 대역 요청 기회를 더 많이 가짐으로 경쟁 과정에 참여하는 CM의 수가 상대적으로 더 적게 된다. 따라서 그림 7의 결과와 같이 CM의 수 증가에 따른 접근 지연의 증가 정도가 FCFS에 비해 느리게 증가함을 보였다. 그림 8은 CM 수에 따른 상향 채널 Throughput의 시뮬레이션 결과를 FCFS 스케줄링과 제안한 스케줄링 알고리즘에 대해 비교하여 보여주고 있다. 그림 7의 결과와 유사하게 CM 수가 적은 경우(100 개 이하)에서는 FCFS 스케줄링과 제안한 스케줄링 알고리즘에서 큰 차이를 보이지 않았다. 하지만 CM의 수가 많은 경우(100 개 이상)에는 FCFS 스케줄링에 비해 제안한 스케줄링 알고리즘의 Throughput 성능이 더 우수하였다. 즉, 피기백 대역 요청 효과로 인한 접근 지연 감소가 w 전체 네트워크 Throughput을 올려줄 수 있음을 알 수 있다. 그림 8에서 Throughput의 증가가 일정 수

표 3. 시뮬레이션 결과 요약

Algorithm	Mean Access delay (ms)	Max. Access delay (ms)	Delay variance
FCFS Scheduling	14.40	82.56	100.17
Proposed Scheduling	9.06	41.50	17.21

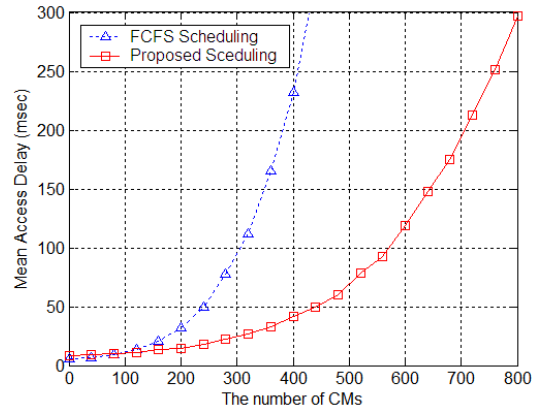


그림 7. CM 수에 따른 평균 접근 지연 비교

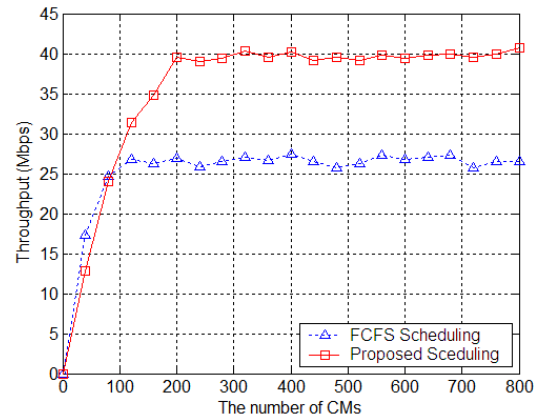


그림 8. CM 수에 따른 평균 Throughput 비교

준에 도달되면 포화상태가 되는 현상은 시뮬레이션에서 하나의 MAP 내에 포함되는 경쟁슬롯 수가 고정되어, 일정량 이상 대역 요청 수가 증가하지 못하기 때문이다. 결과적으로, 포화상태에서 두 알고리즘의 성능차이는 약 13Mbps로 제안한 알고리즘의 Throughput 성능이 더 좋을 수 있다.

V. 결 론

본 논문에서는 DOCSIS 3.0의 다중 상향 채널 네트워크에서 접근 지연 시간을 줄이기 위한 대역 스케줄링 알고리즘을 제안하였다. 제안한 스케줄링 알고리즘은 DOCSIS 3.0에서 새롭게 규정된 세그먼트 패킷의 피기백 대역 요청 특성을 이용한다. 또한 CM으로 입력되는 상향 소스 트래픽의 통계적 특성을 이용하여 다중채널로 할당되는 세그먼트 대역의 배치를 최적화하여 피기백 대역 요청 기회를 항상

시킨다. 피기백 대역 요청은 짧은 접근 지연을 가능케 하며 상대적으로 경쟁과정을 통한 대역 요청에 참가하는 CM들의 수를 줄여 충돌 횟수를 줄임으로써 네트워크 전체적으로 접근 지연 시간을 줄이는 효과가 있다. 모의실험 결과를 통해 제안한 스케줄링 알고리즘이 일반적인 스케줄링 방식인 FCFS에 비해 매우 좋은 성능을 가짐을 알 수 있었다. 특히 제안한 알고리즘에서는 네트워크상에 CM의 수가 많을 경우에 상대적으로 낮은 접근 지연 보여주었으며, 이로 인해 전체적인 네트워크 Throughput을 증가시킬 수 있었다.

참 고 문 헌

[1] CM-SP-MULPIv3.0-I08-090121, "DOCSIS 3.0 MAC and Upper Layer Protocols Interface Specification," Cable Television Laboratories, Inc., Jan. 21, 2009

[2] Wanjiun Liao, Huei-Jiun Ju, "Adaptive slot allocation in DOCSIS-based CATV networks," Multimedia, IEEE Transactions on Vol. 6, Issue 3, June 2004 Page(s):479 - 488.

[3] Hawa M., Petr, D.W., "Quality of Service Scheduling in Cable and Broadband Wireless Access System," Quality of Service, 2002. 19-th IEEE International Workshop on, May 2002, Page(s):247 - 255

[4] Wen-Kuang Kuo, Kumar, S., Kuo, C.-C.J., "Dynamic collision resolution and traffic scheduling for DOCSIS systems with QoS support," GLOBECOM '03. IEEE, Vol. 7, 1-5 Dec. 2003 Page(s):3894 - 3898 vol.7

[5] CM-SP-PHYv3.0-I08-090121, "DOCSIS 3.0 Physical Layer Specification," Cable Television Laboratories, Inc., Jan. 21, 2009

[6] Al-Khatib, W., Rajeswari, A., Gunavathi, K., "Bandwidth Allocation Algorithm for DOCSIS Based HFC Broadband Networks," Signal Processing, Communications and Networking, 2007. ICSCN '07. International Conference on 22-24 Feb. 2007, Page(s):452 - 458.

[7] Bushmitch, D., Mukherjee, S., Narayanan, S., Ratty, M., Qun Shi, "Supporting MPEG video transport on DOCSIS-compliant cable networks," Selected Areas in Communications,

IEEE Journal on Vol. 18, Issue 9, Sept. 2000, Page(s):1581 - 1596.

[8] W. Willinger, M. S. Taqqu, R. Sherman, D. V. Wilson, "Self-similarity through high variability: Statistical analysis of ethernet LAN traffic at the source level," IEEE/ACM Transactions, Networking, Vol. 5, Feb. 1997, Page(s): 71 - 86.

[9] V. Paxson, S. Floyd, "Wide area traffic: The failure of Poisson modeling," IEEE/ACM Transactions, Networking, Vol. 3, Jun. 1995, Page(s): 216-224.

[10] J. Limb, "Performance evaluation process for MAC protocols," IEEE 802.14 Working Group Meet., May 1996, contract IEEE802.14-96/083R2.

정 준 영 (Joon-Young Jung)

정회원



1999년 2월 영남대학교 전자공학과 학사
2001년 2월 KAIST(구 ICU)공학부 석사
2001년~현재 한국전자통신연구원(ETRI) 선임연구원

<관심분야> 디지털 케이블 방송, 디지털 케이블 통신, 방송통신융합

안 재 민 (Jae-Min Ahn)

중신회원



1987년 2월 서울대학교 전자공학과 학사
1989년 2월 KAIST 전기 및 전자공학과 석사
1994년 8월 KAIST 전기 및 전자공학과 박사
1994년 ~ 1999년 삼성전자 선임연구원

2007년~2008년 정보통신연구진흥원 차세대이동통신사업단장, 정보통신부 차세대이동통신 PM
1999년~현재 충남대학교 전기정보통신공학부 교수
<관심분야> 차세대이동통신 물리계층, Radio Resource Management