

무선 LAN에서 실시간 멀티미디어 트래픽을 위한 피드백 기반의 다중폴링 방법

정희원 김 선 명*, 조 영 종*

Feedback-Assisted Multipolling Scheme for Real-Time Multimedia Traffics in Wireless LANs

Sun-Myeng Kim*, Young-Jong Cho* *Regular Members*

요 약

무선 LAN에서 스케줄링 알고리즘은 실시간 멀티미디어 서비스가 요구하는 엄격한 QoS(Quality of Service) 요구사항을 보장하는데 있어 가장 중요한 요소 중 하나이다. 본 논문에서는 MPEG 스트림과 같은 멀티미디어 트래픽의 지연을 보장하기 위한 다중폴링 기반의 동적 스케줄링 알고리즘을 제안한다. 제안된 알고리즘은 MPEG 스트림의 특성을 이용한다. 채널할당 요청 정보를 갖고 있는 동적 파라미터를 AP(Access Point)에서 동작하는 PC(Point Coordinator)로 전달하기 위해 미니 프레임이라는 피드백(Feedback) 제어 프레임을 이용한다. 하나의 슈퍼프레임 동안에 각 단말에 할당될 채널시간은 MPEG 프레임 종류와 트래픽 양, MPEG 프레임의 지연한도(Delay bound) 등에 따라 동적으로 변한다. 시뮬레이션을 통하여 제안된 방법의 성능을 다른 방법과 비교 분석한다. 비교 분석결과, 제안된 방법이 지연한도를 보장하면서 높은 성능을 보임을 확인하였다.

Key Words : Multimedia Traffic; Multipolling; PCF; Scheduling Algorithm; Wireless LANs.

ABSTRACT

In wireless local area networks (WLANs), the successful design of scheduling algorithm is a key factor in guaranteeing the various quality of service (QoS) requirements for the stringent real-time constraints of multimedia services. In this paper we propose a multipolling-based dynamic scheduling algorithm for providing delay guarantees to multimedia traffics such as MPEG streams. The dynamic algorithm exploits the characteristics of MPEG stream, and uses mini frames for feedback control in order to deliver dynamic parameters for channel requests from stations to the point coordinator (PC) operating at the access point (AP). In this scheme, the duration of channel time allocated to a station during a superframe is changed dynamically depending on the MPEG frame type, traffic load and delay bound of the frame, etc. Performance of the proposed scheme is investigated by simulation. Our results show that compared to conventional scheme, the proposed scheme is very effective and has high performance while guaranteeing the delay bound.

I. 서 론

무선 랜을 위한 IEEE 802.11 표준은 단말 간의 하

나의 채널을 공유하기 위해 MAC (Medium access control) 프로토콜을 제공한다^[1]. IEEE 802.11 MAC 계층 프로토콜은 비동기 트래픽에 적합하고 경쟁기

* 아주대학교 정보통신공학과 ({mimir, yjcho}@ajou.ac.kr)

논문번호: KICS2005-11-480, 접수일자: 2005년 11월 26일, 최종논문접수일자: 2006년 5월 15일

반의 분산 방식인 DCF(Distributed coordination function) 방법과 중앙집중형으로 비경쟁 방식인 PCF(Point coordination function) 방법 두 가지를 제공한다. IEEE 802.11 표준의 기본 접근 방법은 CSMA/CA(Carrier sense multiple access with collision avoidance) 방식의 DCF이다. PCF는 폴링(Polling)을 사용하는 선택적 접속 방법이다. 이 방법은 어떤 단말(STA: station)이 데이터 프레임 전송 권한을 가질 것인가를 결정하기 위하여 AP(Access point)에서 동작하는 PC(Point coordinator)를 이용한다. 비동기 데이터를 갖는 단말에 대해 매체 접속이 가능하기 위해서 MAC 프로토콜은 DCF와 PCF 방법을 반복적으로 동작시킨다. 이는 비경쟁구간(CFP: Contention free period)에서는 PCF 방법이 동작하고 경쟁구간(CP: Contention period)에서는 DCF 방법이 동작하는 비경쟁 반복 주기(Contention-free repetition interval) 또는 슈퍼프레임(Superframe) 개념을 이용하여 실현 가능하다.

PCF 방법에서 스케줄링은 라운드 로빈(Round robin) 알고리즘에 기반하고 미리 정의된 QoS를 제공할 수 있는 방법이 없기 때문에 QoS 제공에 문제점을 가지고 있다. QoS 요구사항을 갖는 어플리케이션을 지원하기 위해 IEEE 802.11 MAC 프로토콜에 QoS 제공을 위한 표준화 작업을 IEEE 802.11e 태스크 그룹에서 진행하고 있다²¹. 802.11e의 중요한 특징 중의 하나는 TXOP(Transmission opportunity) 개념이다. TXOP는 한 단말이 데이터 프레임을 전송할 수 있는 시간 기간(Time duration)이다. 즉, 폴링된 단말이 TXOP가 끝날 때까지 자신의 데이터 프레임을 계속적으로 전송할 수 있다.

폴링 방법은 폴링 프레임의 오버헤드로 인해 채널 효율을 떨어뜨린다. 이 오버헤드를 효율적으로 줄이기 위해 다양한 다중폴링 방법이 제안되었는데¹³⁻⁸¹, 이들은 단말을 개별적으로 폴링하는 대신에 폴링된 여러 단말의 리스트를 포함하는 하나의 다중폴 프레임을 전송하는 방법이다. 다중폴 프레임을 수신한 후에 폴링 리스트에 포함된 각 단말은 폴링 순서에 따라 순서적으로 데이터 프레임을 전송한다. CP-MP(Contention period multipolling) 방법은 DCF 접속 방법을 PCF에 적용한 것으로, 폴링 순서를 채널 접속 우선순위를 나타내는 경쟁 순서로 바꾼 것이다³¹. PC는 각 단말의 TXOP와 백오프 값을 포함하는 다중폴 프레임을 브로드캐스트한다. 다중폴 프레임을 수신한 후에 각 단말은 DCF 방법처럼 백오프 절차를 따라 동작한다. 경쟁에서 이긴 단

말은 자신의 TXOP 동안 데이터 프레임을 전송한다. 참고문헌 [4]에서 제안된 CF-MP(Contention free multipolling) 방법에서 PC는 각 단말에 할당된 TXOP 시간 기간과 폴링 리스트를 포함하는 다중폴 프레임을 브로드캐스트한다. 각 단말은 폴링 리스트 상에서 이전 단말의 TXOP 기간이 만료되면 자신의 TXOP 기간 동안 데이터 프레임을 전송한다. 이 방법은 VBR 트래픽을 갖는 단말에게는 비효율적이다. PC는 각 단말의 큐에 대한 정보를 갖지 못하기 때문에 정확한 TXOP 기간을 할당하지 못해 무선 채널을 낭비할 수 있기 때문이다. 폴링 프레임에 의한 오버헤드를 줄이고 실시간 어플리케이션을 지원하기 위해 TS-MP(Two-step multipolling) 방법도 제안되었다^{15, 61}. 이 방법에서 PC는 각 단말의 큐에 대기중인 프레임 수를 나타내는 큐 상태 정보를 CFP 동안에 얻고 이 정보를 이용하여 폴링 순서와 TXOP 시간 기간을 스케줄한다.

MPEG 스트림과 같은 멀티미디어 트래픽은 무선랜에서 활용되는 가장 중요한 트래픽 중 하나로 여러 시간 스케일에서 버스트한 특징을 보이면서 엄격한 지연과 손실 성능을 요구하기 때문에 관리하기가 쉽지 않다. MPEG 스트림의 계층적인 구조는 MPEG 스트림의 전송을 어렵게 만든다^{9, 101}. 적은 MPEG 프레임 손실도 매우 큰 MPEG 프레임 에러율을 유발할 수도 있다. 이런 상황은 단말이 인지하는 서비스 품질을 매우 떨어뜨릴 뿐만 아니라 목적지 단말에게 필요 없는 정보를 전달하기 위해 네트워크 자원을 낭비할 수도 있다. 수신한 데이터의 일부는 종속관계를 갖는 MPEG 프레임의 손실로 인해 필요 없는 데이터가 될 수 있다. 그러므로 엄격한 QoS를 보장해야 하는 MPEG 스트림의 전송은 무선랜 환경에서 해결되어야 할 문제 중 하나이다¹¹¹.

이미 언급된 기존의 다중폴링 방법들에서는¹³⁻⁸¹, 멀티미디어 서비스의 엄격한 실시간 제약에 대한 QoS 요구사항을 보장하기 위해 폴링 순서를 효율적으로 결정하고 TXOP 기간을 할당할 수 있는 스케줄링 방법은 명확하게 기술되지 않았다. 따라서 본 논문에서는 멀티미디어 트래픽의 지연을 보장하기 위해 동적 스케줄링 알고리즘(FA-MP: Feedback-assisted multipolling)을 제안한다. 제안된 방법은 다중폴링 방법에 근거하고 MPEG 스트림의 특징을 이용하며 단말은 채널시간할당 요구를 CFP의 앞부분에서 요청한다. 단말의 채널시간할당 요청 정보를 PC로 전달하기 위해 피드백 제어 프레임을 이용한다. PC는 사전에 정의된 MPEG 프레임의 우선순

위에 따라 채널시간을 할당한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. II장에서는 MPEG 스트림의 특징과 기존의 TS-MP방법에 대해 간단하게 기술하고, III장에서 제안하는 FA-MP방법에 대하여 자세히 설명한다. IV장에서는 시뮬레이션을 통하여 제안된 방법의 성능을 분석하고 V장에서 결론을 맺는다.

II. 관련 연구

2.1 MPEG 스트림의 특징

MPEG 인코더는 서로 다른 세 가지의 프레임 종류를 생성한다^[10]. 즉, I(Intra-coded), P(Predictive), B(Bidirectional) 프레임이다. 일반적으로 I 프레임이 가장 많은 트래픽을 생성하고 그 다음이 P 프레임, 마지막이 B 프레임이다. 세 가지의 MPEG 프레임 종류는 사전에 정의된 GOP(Group of Picture) 구조에 따라 생성된다. MPEG 인코더는 주어진 비디오 순서에 따라 모든 MPEG 프레임을 압축하기 위해 같은 GOP 구조를 반복적으로 사용한다. 주기적인 I 프레임은 코드화된 비트 스트림에 임의의 접근이 가능하게 한다. GOP 구조는 두 개의 파라미터 (N, M)에 의해 정의된다. N은 연속적인 두 I 프레임간의 프레임 수이고 M은 I 프레임과 다음에 나오는 P 프레임간 또는 연속적인 P 프레임간의 프레임 수이다. GOP 구조는 N은 M의 배수라는 일반적인 속성을 갖는다.

I 프레임은 다른 MPEG 프레임을 독해하는데 있어 가장 중요하다. I 프레임을 손실하면 손실된 MPEG 프레임을 포함하여 GOP에 있는 모든 MPEG 프레임 또한 손실된다. I 프레임이 중요한 만큼 P 프레임도 중요하다. P 프레임을 손실하게 되면 GOP 구조상에서 손실된 P 프레임을 포함하여 P 프레임 전의 B 프레임들과 다음에 따라오는 모든 MPEG 프레임 또한 손실된다. 그러나 B 프레임은 다른 MPEG 프레임에 대한 손실 영향을 주지 않는다. MPEG 프레임을 독해하는데 있어 종속관계를 갖는 계층적인 GOP 구조를 그림 1에 도시하였다. 그림 1에서 화살표는 종속관계를 나타낸다.

2.2 TS-MP 방법

폴링 프레임에 의한 오버헤드를 줄이고 실시간 어플리케이션을 지원하기 위해 TS-MP 방법에서의 PC는 모든 CFP에서 각 단말로부터 큐 상태 정보를 얻고 이를 이용하여 효율적으로 폴링 순서와 TXOP

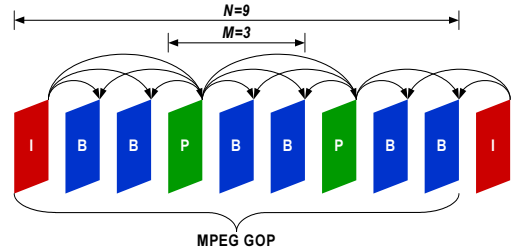


그림 1. 종속관계를 갖는 GOP 구조 예

시간을 스케줄한다. 이를 위하여 CFP는 SCP(Status collection period)와 DTP(Data transmission period)로 나누어진다. SCP에서 PC는 각 단말로부터 정보를 얻기 위해 폴링될 단말의 리스트를 포함하는 SRMP(Status-request multipoll) 프레임을 브로드캐스트한다. 이 다중폴 프레임을 수신한 후에 폴링 리스트에 포함된 각 단말은 폴링 순서에 따라 큐에 대기중인 프레임 수를 PC로 전달하기 위해 SR (Status response) 프레임을 전송한다. SR 프레임을 통해 얻어진 정보를 이용하여 PC는 TXOP를 할당하고 DTMP(Data transmission multipoll) 프레임을 전송한다.

폴링 순서를 스케줄하기 위하여 수퍼프레임 수로 표현되는 평균 프레임 도착 주기(Frame inter-arrival time)를 의미하는 SP(Service period)와 이전 여러 개의 수퍼프레임 동안에 전송된 프레임 수를 정규화하여 나타내는 E 파라미터를 이용한다. 폴링 시간을 결정하기 위해 n 파라미터도 고려된다. n 파라미터는 SP 값으로 초기화되고 매 수퍼프레임마다 값이 1이 될 때까지 1씩 감소된다. 1이 되면 다음 수퍼프레임에서 다시 SP 값으로 설정된다. 낮은 n 값을 갖는 단말은 높은 폴링 우선순위를 갖는다. 같은 n 값을 갖는 단말들 중에서는 낮은 E 값을 갖는 단말이 우선순위를 갖는다.

SRMP에서 폴링될 단말의 수는 이전 CFP 동안에 단말에게 할당할 충분한 채널이 있었는지 없었는지에 따라 결정된다. 할당 가능한 채널이 모든 단말이 요청한 채널 시간보다 적으면 폴링될 단말 수를 하나 줄이고, 많으면 하나 증가시킨다.

TS-MP 방법은 프레임 지연에 따라 폴링 시점을 조절한다. 프레임 지연이 프레임 도착 주기의 절반 이상이면 지연을 줄이기 위해 n 값을 감소시키고, 이하이면 프레임 생성 시점보다 빨리 폴링할 수 있는 경우를 피하기 위해 n 값을 증가시킨다. 이는 프레임 지연을 증가시킬 수 있다.

III. FA-MP(Feedback-Assisted Multipolling) 방법

트래픽 스케줄러는 PC에 위치하여 트래픽 스트림의 채널시간을 스케줄한다. 효율적인 트래픽 스케줄러는 트래픽 스트림에 따라 정의된 QoS를 지원해야 하고 높은 채널 효율을 얻을 수 있어야 한다. 동적 스케줄링 알고리즘은 독립적이고 공간적으로 분산된 무선 단말간 다양한 트래픽 요구사항을 쉽게 조절가능하기 때문에 VBR 트래픽을 위한 최적의 방법이다. 이 장에서는 채널시간의 효율을 극대화하고 MPEG 스트림과 같은 멀티미디어 트래픽에 지연한도(Delay bound)를 갖는 QoS를 보장하기 위한 동적 채널시간할당 알고리즘을 제안한다. 제안된 방법은 [5, 6]에서 제안된 TS-MP 방법의 기본동작과 비슷하나 대역폭 할당에 사용하는 피드백 정보의 종류와 스케줄링 알고리즘의 원리는 상이하다.

3.1 기본 동작 원리

스케줄러는 단말의 큐 상태에 대해 어떤 정보도 갖지 않기 때문에 IEEE 802.11 무선랜에서의 대역폭 스케줄은 어려운 문제이다. 스케줄러가 큐 상태 정보를 갖는다면, 폴링 리스트와 각 단말을 위한 TXOP를 효율적으로 스케줄하고 할당할 것이다. 그러므로 제안된 방법은 각 단말의 채널시간할당 요청을 위한 동적 파라미터를 PC로 전달하기 위해 미니 프레임(Mini frame)이라 불리는 짧은 기간의 피드백 제어 프레임을 이용한다. 이 미니 프레임은 폴링 리스트를 결정하고 TXOP 할당을 위해 큐 정보뿐만 아니라 다른 정보들까지 포함한다는 점에서 TS-MP 방법에서 사용되는 SR 프레임과는 다르다.

제안하는 방법의 동작은 IEEE 802.11 표준과 마찬가지로 슈퍼프레임 구조에 근거하고 CFP와 CP로 구성된다. CP는 표준과 같은 구성과 용도로 사용되지만 CFP는 멀티미디어 트래픽 전송을 위한 TXOP와 미니 프레임을 위한 추가적인 FTXOP(Feedback TXOP)들로 구성된다(그림 2 참조). FTXOP는 CFP에서 비콘 프레임 다음에 할당된다.

비콘 프레임을 전송한 후에 폴링 리스트에 있는 각 단말이 순서에 따라 미니 프레임을 전송하도록 PC는 FTMP(Feedback TXOP multipoll) 프레임을 전송한다. FTMP 프레임의 구성을 그림 3에 도시하였다. 레코드 카운트 필드는 폴링될 단말의 수를 나타내고 AID(Associate identifier)는 BSS(Basic service set)에서 단말을 구분하는 식별자다. 레코드

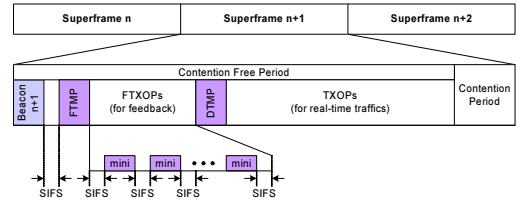


그림 2. FTXOP를 갖는 슈퍼프레임 구조

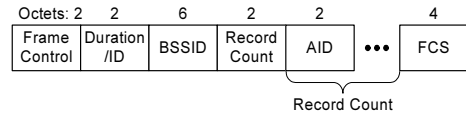


그림 3. FTMP 프레임 구성

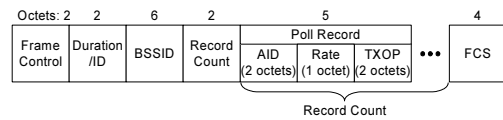


그림 4. DTMP 프레임 구성

카운트와 폴링 리스트를 결정하는 알고리즘은 III-3에서 설명한다.

각 단말은 PC로부터 FTMP 프레임을 수신한 후에 미니 프레임을 전송하기 위해 FTMP 프레임에 기록된 폴링 순서에 따라 동작한다. 첫 번째 FTXOP는 FTMP 프레임과 SIFS 간격 뒤에 시작하고 FTXOP사이에는 SIFS만큼의 시간 간격이 있다(그림 2 참조).

PC는 현 슈퍼프레임에서의 모든 FTXOP를 수신한 후에 각 단말로부터 전송된 동적 파라미터를 저장한다. 현 슈퍼프레임에서 수신한 정보뿐만 아니라 이전 슈퍼프레임에서 수신한 정보에 근거하여 TXOP 할당을 위한 스케줄링 동작을 수행한다. TXOP 할당 알고리즘은 III-3에서 설명한다. 할당된 모든 TXOP의 기간 정보를 포함하는 DTMP(Data TXOP multipoll) 프레임은 단말로 전송된다. 각 단말은 자신의 TXOP 동안 데이터 프레임들을 AP로 전송한다. DTMP 프레임 구성을 그림 4에 도시하였다. 폴 레코드 필드는 어떤 단말이 어떤 데이터 전송속도로 얼마나 많은 데이터 프레임들을 전송할 수 있는지를 나타낸다. 미니 프레임을 수신할 때 PC는 채널 상태를 파악하고 폴링될 단말의 적당한 전송속도를 선택하고 이를 전송속도(Rate) 필드를 통해 각 단말로 전달한다^[13]. 별도의 전송속도 필드의 활용^[13]을 통해 PC가 각 단말에게 TXOP를 정확하게 할당할 수 있도록 한다. 전송속도는 다음 DTMP 프레임을 통해 새로운 전송속도가 전달되기 전까지는 변경되

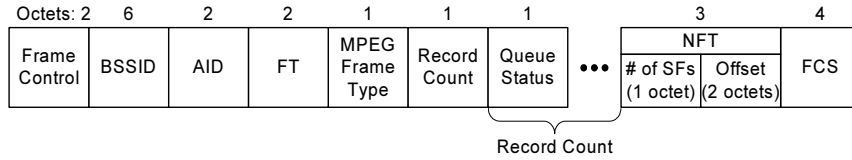


그림 5. 미니 프레임 구성

지 않는다. TXOP 필드는 폴링된 단말이 데이터 프레임 전송하는데 있어 최대 시간을 의미한다.

3.2 피드백 정보

이 절에서는 PC에서 채널시간할당을 위해 필요한 동적 파라미터에 대해 설명한다. 동적 파라미터는 실제 멀티미디어 트래픽 전송을 위한 TXOP 시간을 할당하기 위한 것과 미니 프레임 전송을 위한 FTXOP의 할당 시간과 순서를 결정하기 위한 것으로 구분된다. 그림 5는 동적 파라미터를 전달하기 위한 미니 프레임의 구성을 나타낸 것이다.

1) TXOP 할당을 위한 파라미터: 멀티미디어 트래픽 전송을 위한 TXOP 시간을 결정하기 위해서 PC는 ‘MPEG 프레임 종류(I, P, B)’와 ‘분할 한계치(Fragmentation threshold)’, ‘큐 상태’ 등의 정보를 고려해야 한다.

큰 MPEG 프레임을 제어하기 위해 IEEE 802.11 표준은 MPEG 프레임의 분할 방법을 정의하고 있다. MPEG 프레임의 분할을 통해 MPEG 프레임 크기를 줄임으로써 낮은 FER(Frame error rate)을 기대할 수 있다. 많은 양의 트래픽을 포함한 MPEG 프레임은 상위 계층에서 MAC 계층으로 전달된 후에 분할 한계치(FT: Fragmentation threshold)에 따라 여러 개의 작은 프레임으로 분할된다. 짧은 크기를 가질 수 있는 마지막 프레임을 제외한 분할된 모든 프레임은 같은 크기를 갖는다. 제안하는 방법은 전송속도와 채널 상태에 따른 가변적인 프레임 전송을 사용함으로써 성능을 향상시키기 위해 동적인 분할 방법을 지원한다[14]. 그러므로 분할 한계치 정보는 미니 프레임들 통해 PC로 전달된다. 동적 분할 방법은 본 논문의 범주에 벗어나므로 더 이상 기술하지 않는다.

MPEG 프레임 종류는 단말이 전송할 프레임의 종류를 의미하며, III-3에서 설명된 차별화된 채널시간할당 알고리즘을 운영하기 위해 필요하다.

TXOP 시간을 결정하는데 있어 가장 중요한 파라미터인 큐 상태(Queue Status) 정보는 단말의 큐에 대기중인 프레임 수와 각 프레임에 대한 잔여치

(Residual lifetime)로 나타내어진다. 각 프레임의 잔여치는 해당 프레임이 속한 MPEG 프레임의 지연 한도에 따라 계산되며, 슈퍼프레임 시간길이의 정수 배로 표현된다. 큐 상태 정보는 지연한도를 보장하기 위해 주어진 슈퍼프레임 수 내에서 얼마나 긴 TXOP 시간을 할당해야 하는지를 나타낸다. STA i 에서 계산되는 큐 상태 정보는 k -tuple $(N_k^i | k=1,2,\dots,l)$ 로 표시되며, N_k^i 는 k 의 잔여치를 갖는 대기 프레임 수를 의미한다. 여기서, l 은 최대 잔여치로 $\lfloor delay\ bound / superframe\ duration \rfloor$ 로 주어진다. $\lfloor x \rfloor$ 는 내림함수이다. 각 프레임의 잔여치는 다음과 같이 계산된다.

Residual lifetime

$$= \left\lfloor \frac{D_i - T_{mini}^i}{superframe\ duration} \right\rfloor. \quad (1)$$

여기서, D_i 는 STA i 에 대기중인 프레임의 최종 시간(Deadline)으로 MAC 계층에 MPEG 프레임이 도착한 시간과 지연한도의 합으로 나타내진다. T_{mini}^i 는 STA i 가 동적 파라미터 값을 계산하는 시간, 즉 미니 프레임들 위해 할당된 FTXOP $_i$ 시작 시간 바로 전을 의미한다. 단말은 미니 프레임들 통해 동시에 모든 (N_k^i) 값을 PC로 전달한다.

위에서 기술한 잔여치에 따른 큐 대기 프레임 수의 예를 그림 6에 나타내었다. 처음 세 개의 프레임은 현 슈퍼프레임에 전송되어야 한다. 그렇지 않으면, 지연한도를 보장할 수 없어 폐기된다. 마찬가지로 다음 다섯 개의 프레임은 두 번째 슈퍼프레임까지, 네 개의 프레임은 세 번째 슈퍼프레임까지 전송되어야

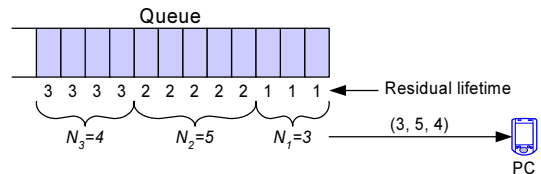


그림 6. 잔여치에 따른 대기 프레임 수의 예

한다. 임의의 STA는 잔여치가 1인 3개의 프레임과 잔여치가 2인 5개의 프레임, 잔여치가 3인 4개의 프레임을 가지고 있다. 따라서 이 STA는 레코드 카운트 3과 큐 상태 정보 (3, 5, 4)를 PC로 전달한다.

2) FTXOP 할당 시간과 순서를 결정하기 위한 파라미터: 미니 프레임 전송을 위한 FTXOP의 할당 시간 및 순서와 관련된 파라미터는 ‘NFT(Next feedback time)’이다. STA i 는 QoS를 보장하기 위해 다음 미니 프레임을 위한 FTXOP i 가 할당되어야 하는 시간을 결정하고, 이를 NFT i 파라미터를 이용하여 PC로 전달한다. PC는 NFT i 정보를 이용하여 폴링 순서를 결정하고 다음 미니 프레임을 위한 채널시간을 할당한다(구체적인 알고리즘은 III-3에서 설명한다). 동적 파라미터가 전달되지 않아도 되는 시점에 미니 프레임을 위한 채널시간이 할당되면 채널시간은 낭비된다. 그러므로 MPEG 프레임 전송 지연한도를 갖는 QoS를 만족시키면서 미니 프레임을 위한 채널시간을 얼마나 자주 할당해야 하는지 결정하는 것이 매우 중요하다. 제안하는 방법은 미니 프레임으로 인한 오버헤드를 최소화하기 위해 요청 형태로 채널시간이 할당된다. 미니 프레임을 위한 채널시간은 새로운 MPEG 프레임이 도착한 후에 할당되어야 새로 도착한 MPEG 프레임을 반영한 큐 상태 정보를 PC로 전달할 수 있다. 도착 전에 채널시간이 할당되면 새로운 MPEG 프레임을 반영하지 못해 채널낭비를 초래한다. 따라서 제안하는 방법은 기본적으로 NFT를 새로운 MPEG 프레임이 도착할 시간과 도착한 MPEG 프레임을 처리할 수 있는 프로세싱 시간(Processing time)의 합으로 설정한다. 이후부터는 도착한 MPEG 프레임에 대해 바로 처리 가능하다고 가정하고 프로세싱 시간을 더 이상 고려하지 않는다. MPEG 프레임은 일정한 주기로 발생하기 때문에 새로운 MPEG 프레임이 도착할 시간은 쉽게 계산 가능하다. 즉, 각 단말에 마지막으로 도착한 MPEG 프레임 시간과 MPEG 프레임 도착 주기(Frame inter-arrival time)의 합으로 계산된다. NFT 파라미터는 다음과 같이 수퍼프레임 수(# of SFs) 필드와 오프셋(Offset) 필드로 구성된다.

Number of SFs =

$$\left\lfloor \frac{T_{elapse} + \text{frame interarrival time}}{\text{superframe duration}} \right\rfloor, \quad (2)$$

Offset =

$$\left\| \frac{T_{elapse} + \text{frame interarrival time}}{\text{superframe duration}} \right\|, \quad (3)$$

여기서 $\|x\|$ 는 나머지를 구하는 함수이고 T_{elapse} 는 비콘 프레임이 전송된 시간부터 미니 프레임이 구성하기 위해 동적 파라미터 값을 계산하는 시간까지의 경과된 시간을 의미한다. 그림 7은 NFT 파라미터의 예를 나타낸 것이다. 이 예에서 수퍼프레임 수는 2이다.

새로운 MPEG 프레임이 도착할 시간으로 NFT를 설정함으로써 모든 수퍼프레임에서 동적 파라미터 전달을 위한 미니 프레임이 할당되지 않고 필요할 때에만 할당되기 때문에 불필요한 오버헤드를 많이 줄일 수 있다. NFT는 항상 새로운 MPEG 프레임 도착 시간으로만 설정되는 것이 아니라 각 단말이 원하는 임의의 시간으로도 설정이 가능하다. 예를 들어, STA i 가 MPEG 프레임 도착 시간과 상관없이 다음 수퍼프레임 동안에 미니 프레임을 위한 채널시간이 할당되기를 원하면 새로운 프레임 도착 시간을 현재 시간과 수퍼프레임 시간길이의 합으로 하고 NFT i 를 계산하면 된다.

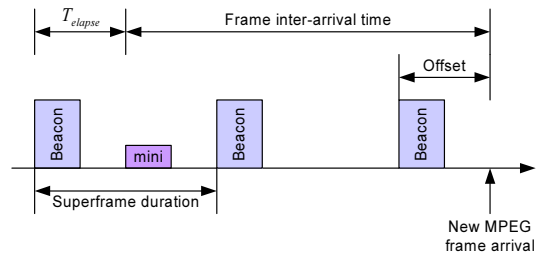


그림 7. NFT 파라미터 예

3.3 스케줄링 알고리즘

이 절에서는 매 수퍼프레임마다 각 단말에게 적당한 채널시간을 할당하기 위해 PC에서 사용되는 스케줄링 알고리즘에 대해 설명한다. PC는 미니 프레임을 통해 동적 파라미터 정보를 얻고 각 단말이 언제 폴링될 것이며 폴링된 경우에는 얼마나 많은 프레임을 전송할 수 있도록 할당할 것인지를 결정한다. PC는 비콘 프레임과 FTMP 프레임 사이와 마지막 FTXOP와 DTMP 프레임 사이에 충분한 스케줄링 시간을 가질 정도로 빠르게 알고리즘을 수행한다고 가정하고 이후부터는 스케줄링 시간을 고

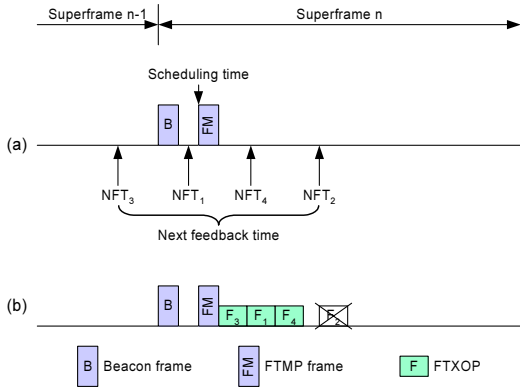


그림 8. FTXOP 할당 예

려하지 않는다.

FTMP 프레임을 구성하기 위해, PC는 매 슈퍼프레임마다 NFT 파라미터 정보를 이용하여 FTXOP를 할당해주어야 하는 단말들과 폴링 순서를 결정한다. 큐 상태 정보를 정확하고 빠르게 PC로 전달하기 위해 FTXOP는 NFT를 포함하는 슈퍼프레임 내에서 할당되어야 한다. NFT 파라미터는 미니 프레임 구성에 있는 슈퍼프레임 수 필드와 오프셋 필드 및 슈퍼프레임 기간을 이용하여 다음과 같이 계산된다.

$$NFT = \text{Number of SFs} \times \text{superframe duration} + \text{Offset.} \quad (4)$$

PC는 다음 조건을 만족하는 NFT_i 를 갖는 STA i 를 찾는다(그림 8(a) 참조).

$$NFT_i \leq T_{schedule} + \text{superframe duration}, \quad (5)$$

여기서 $T_{schedule}$ 은 PC가 FTMP 프레임을 구성하기 시작하는 스케줄링 시간을 의미한다.

단말들을 찾은 후에 PC는 NFT의 크기에 따라 오름차순으로 정렬하고 FTMP 프레임의 다음부터 오른쪽으로 하나씩 FTXOP를 할당한다. STA i 를 위한 $FTXOP_i$ 는 STA i 가 요구한 NFT_i 이후에 할당되어야 한다. 그렇지 않으면 새로운 MPEG 프레임이 아직 도착하지 않아 STA i 는 큐 상태 정보를 갱신하지 않은 관계로 미니 프레임을 통해 새로 도착할 MPEG 프레임을 반영한 정확한 큐 상태 정보를 PC로 전달할 수 없다. 이미 다른 STA j 에 할당된 $FTXOP_j$ 끝 시간과 새로 할당할 STA i 의 NFT_i 사이에 간격이 존재하면(예, 그림 8에서 $FTXOP_4$ 의 끝 시간과 NFT_2 간의 간격), $FTXOP_i$ 는 이번 슈퍼

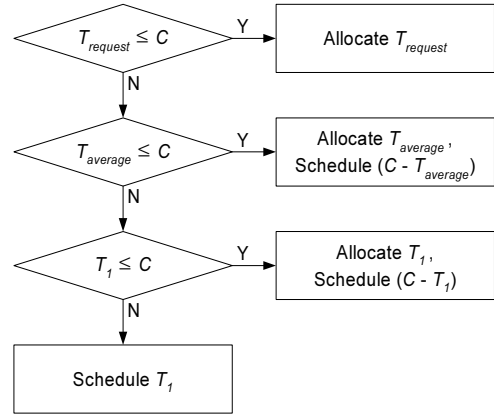


그림 9. FA-MP 방법의 채널시간할당 절차

프레임에서 할당되지 못한다(예, 그림 8(b)에서 $FTXOP_2$). $FTXOP_i$ 가 할당되면 사용되지 않는 채널 구간이 발생하여 채널활용율을 떨어뜨려 성능을 감소시키기 때문에 할당하지 않는다. 할당되지 못한 이러한 FTXOP는 가장 작은 NFT를 가질 것이므로 다음 슈퍼프레임에서는 반드시 먼저 우선적으로 할당될 것이다. 예로 그림 8에서 NFT_3 을 위한 $FTXOP_3$ 은 슈퍼프레임 n-1에서 할당되지 못하고 슈퍼프레임 n에서 할당되었다. 그림 8에서 FTMP 프레임을 위한 레코드 카운트는 3이고 폴링 리스트와 순서는 (STA3, STA1, STA4)이다.

지금부터는 DTMP 프레임의 TXOP 필드를 위한 채널시간할당 알고리즘에 대하여 설명한다. PC는 현 슈퍼프레임의 미니 프레임을 통해 얻은 정보뿐만 아니라 이전 슈퍼프레임들의 미니 프레임을 통해 얻어진 정보도 이용한다.

중요한 MPEG 프레임의 손실은 MPEG 스트림의 계층적 구조 때문에 낮은 품질을 초래할 수 있다. 비록 상대적으로 덜 중요한 MPEG 프레임을 오류 없이 수신하였을 경우에도 수신된 MPEG 프레임은 종속관계에 있는 더 중요한 MPEG 프레임을 수신하지 못하면 독해를 할 수 없어 필요 없게 된다. 제안된 방법은 중요한 MPEG 프레임을 정확히 전달하기 위해 MPEG 프레임에 미리 정의된 중요도에 따라 채널시간할당을 수행한다. 즉, 가장 먼저 I 프레임을 위한 TXOP를 할당하고 남은 채널시간이 있으면 P 프레임을 위한 TXOP를 할당한다. 그런 후에도 남은 채널시간은 B 프레임을 위한 TXOP에 할당된다. 제안된 방법은 그림 9에 도시된 절차를 I, P, B 프레임 순으로 반복 동작하며 채널시간을 할당한다.

가장 먼저 PC는 다음과 같이 STA i 로부터 요청

된 프레임 수를 기간(Duration) 단위로 환산한다. 환산할 경우에 데이터 프레임당 데이터 프레임 전송 시간과 ACK 전송 시간, 두 개의 SIFS 시간을 포함해야 한다[1].

$$D_k^i = (T_{preamble} + T_{PHY_hdr} + T_{MAC_hdr} + T_{ACK} + 2T_{SIFS} + \frac{L_{payload}}{R})N_k^i, \quad (6)$$

여기서 $T_{preamble}$ 과 T_{PHY_hdr} , T_{MAC_hdr} , T_{ACK} , T_{SIFS} 는 프리앰블(Preamble)과 PHY 헤더, MAC 헤더, ACK, SIFS 시간이다. $L_{payload}$ 와 R 은 페이로드 크기와 전송속도이다. 이후부터는 대기 중인 프레임 수 N_k^i 대신에 이를 시간으로 환산한 값, 즉 대기중인 프레임의 기간 D_k^i 을 사용하여 채널시간할당 절차를 설명한다.

현재 채널시간을 할당중인 MPEG 프레임 종류에 해당하는 요청된 패킷의 총 기간 $T_{request}$ 은 다음과 같이 계산된다.

$$T_{request} = \sum_{i=1}^H D_{request}^i, \quad (7)$$

$$D_{request}^i = \sum_{k=1}^l D_k^i.$$

여기서, $D_{request}^i$ 는 STA i 가 요청한 프레임의 기간이고 H 는 STA의 총 수이다.

PC는 계산된 $T_{request}$ 와 현재 할당 가능한 채널 시간 C 와 비교한다. 비교결과, 충분한 채널시간이 있으면 $T_{request}$ 를 위한 TXOP를 할당한다. 채널시간이 부족하면 PC는 요청된 프레임의 평균 기간 $T_{average}$ 을 계산하고 다시 C 와 비교한다. $T_{average}$ 는 STA i 에 대기중인 모든 프레임의 전송 지연도를 보장하기 위해 하나의 슈퍼프레임에서 할당되어야 하는 프레임의 평균 기간 $D_{average}^i$ 으로부터 얻을 수 있다. $D_{average}^i$ 는 다음과 같다.

$$D_{average}^i = \max_{1 \leq k \leq l} \left\{ \left\lceil \frac{\sum_{s=1}^k D_s^i}{k} \right\rceil \right\}. \quad (8)$$

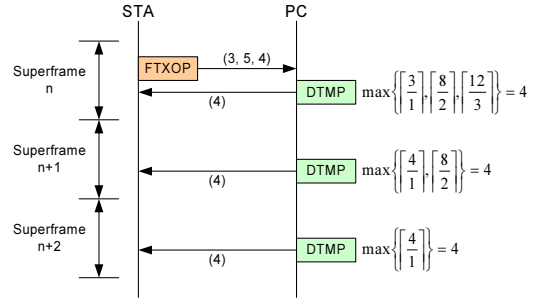


그림 10. 평균 프레임 수 예

여기서, $\lceil x \rceil$ 는 올림함수이다.

그림 10은 하나의 슈퍼프레임에서 전송되어야 하는 평균 프레임 수의 예를 나타낸 것이다. 간단하게 설명하기 위해 프레임의 기간 대신에 프레임 수를 사용하였다. 그림 6에서 보인 것처럼 STA이 프레임 정보 (3, 5, 4)를 n 번째 슈퍼프레임에서 FTXOP를 통해 PC로 전달하면, PC는 수식 (8)을 이용하여 n 번째 슈퍼프레임에서 할당해야 할 프레임 수를 계산하고 4개의 프레임을 위한 기간만큼 채널시간을 할당한다. 마찬가지로 $n+1$ 번째와 $n+2$ 번째 슈퍼프레임에서 할당되어야 하는 평균 프레임 수를 계산하고 필요한 기간만큼 채널시간을 할당한다. 이와 같이 할당함으로써 대기 중인 모든 프레임의 지연한도를 보장할 수 있다.

$T_{average}$ 는 다음과 같다.

$$T_{average} = \sum_{i=1}^H D_{average}^i. \quad (9)$$

PC는 얻어진 $T_{average}$ 와 현재 할당 가능한 채널 시간 C 와 비교한다. 비교결과, $T_{average}$ 가 C 이하이면 $T_{average}$ 를 위한 TXOP를 할당하고 남은 채널시간 ($C - T_{average}$)을 $D_{request}^i$ 보다 적게 할당된 단말에게 비례적으로 추가 할당한다. 추가 할당되는 채널시간 $C_{addition}^i$ 은 다음과 같다.

$$C_{addition}^i = \left\langle \frac{D_{request}^i}{T_{request}} (C - T_{average}) \right\rangle. \quad (10)$$

여기서 $\langle x \rangle$ 은 채널시간의 낭비를 막기 위해 x 를 프레임 전송 시간에 맞게 올림하는 함수이다.

$T_{average}$ 를 위한 TXOP를 할당할 만큼의 채널시간이 없을 경우에는 지연한도를 보장하기 위해 이

번 슈퍼프레임에서 반드시 할당되어야 하는 프레임 (즉, 잔여치가 1인 프레임)의 기간 T_1 을 계산하고 다시 비교한다. T_1 은 다음과 같다.

$$T_1 = \sum_{i=1}^H D_1^i. \quad (11)$$

T_1 이 C 보다 작으면 T_1 을 위한 TXOP를 할당하고 남은 채널시간 ($C - T_1$)을 $D_{average}^i$ 보다 적게 할당된 단말에게 다음과 같이 추가 할당한다.

$$C_{addition}^i = \left\langle \frac{D_{average}^i}{T_{average}} (C - T_1) \right\rangle. \quad (12)$$

마지막으로 T_1 이 C 보다 크면 PC는 기존의 임의적인 스케줄링 알고리즘을 이용하여 T_1 을 할당한다. T_1 은 위에서 언급한 것처럼 비례적으로 채널 시간을 할당할 수 없다. 이는 이번 슈퍼프레임에서 할당되지 못하면 지연한도를 보장받지 못해 바로 폐기되기 때문이다. 본 논문에서는 T_1 을 할당하기 위해 SRPT(Shortest remaining processing time) 스케줄링 알고리즘을 사용한다.

IV. 시뮬레이션 결과

제안된 FA-MP 방법에 대해 시뮬레이션을 수행하고 성능을 기존 방법과 비교 분석한다. IEEE 802.11e에서 제안된 방법의 성능을 분석하기 위해 NS-2 시뮬레이터에서 구현하였다. 시뮬레이션에서

표 1. 시뮬레이션 파라미터

| 파라미터 | 값 |
|--------------------------|-------------|
| Data rate | 54 Mbps |
| Slot time | 9 us |
| SIFS | 16 us |
| Preamble length | 16 us |
| PHY header | 4 us |
| Superframe duration | 5 - 15 ms |
| Number of source STAs | 2 - 15 |
| MPEG GOP structure | (12, 3) |
| MPEG4 traffic rate | 4 Mbps |
| Frame inter-arrival time | 1/30 s |
| Delay bound | 33 ms |
| Fragmentation threshold | 2044 Octets |

사용된 파라미터를 표 1에 나타내었다. 단말은 MPEG4 스트림을 갖고 전송속도가 54Mbps인 IEEE 802.11a 네트워크에서 시뮬레이션을 수행하였다. 하나의 BSS와 업링크 트래픽만을 고려하였고 [15]에서 모델링된 MPEG4 트래픽 발생기를 사용하였다. MPEG4 스트림의 GOP 구조는 (N=12, M=3)이고 트래픽율은 4Mbps이며 초당 30개의 MPEG 프레임을 생성하기 위해 33ms의 MPEG 프레임 도착 주기가 사용된다. 그림 11은 MPEG4 트래픽 발생기에서 만들어진 MPEG4 프레임 크기 분포 예이다. MPEG 프레임이 33ms 이내에 목적지에 전달되지 못하면 그 MPEG 프레임은 폐기된다. NFT 파라미터를 다음 MPEG 프레임 도착 시간으로 설정하였다. 큰 MPEG 프레임을 분할하기 위해 4바이트의 FCS를 포함하지 않는 2044 바이트의 분할 한계치를 사용한다.

간단한 시뮬레이션을 수행하기 위해 CP없이 CFP만을 갖는 슈퍼프레임 구조를 사용하였다. CFP 기간은 트래픽 로드와 단말 수에 따라 동적으로 변한다. 슈퍼프레임 기간의 5%를 CP로 할당한다. 즉, CFP 기간은 슈퍼프레임 기간의 최대 95%까지 사용 가능하다. 슬롯 시간과 헤더 크기, SIFS, 프리앰블 길이 등과 같은 MAC과 PHY 오버헤드는 IEEE 802.11과 802.11a에서 기술된 값을 이용하였다^{1), 16)}.

비교 분석을 위해 사용된 성능 요소는 프레임 실패율(Frame failure rate)과 독해가능 프레임율(Decodable frame rate), 전달시간(Response time), 채널활용율(Channel utilization)이다. 프레임 실패율은 지연한도를 보장 받지 못해 폐기된 MPEG 프레임 수의 비이고, 독해가능 프레임율은 총 전송된 MPEG 프레임 수에 대한 독해 가능한 MPEG 프레임 수의 비다⁹⁾. MPEG 프레임은 목적지에서 에러

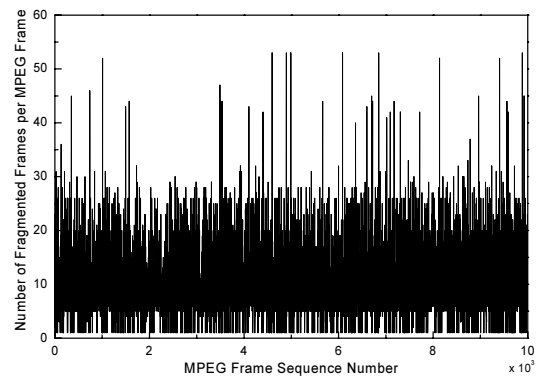


그림 11. MPEG4 프레임 크기 분포 예

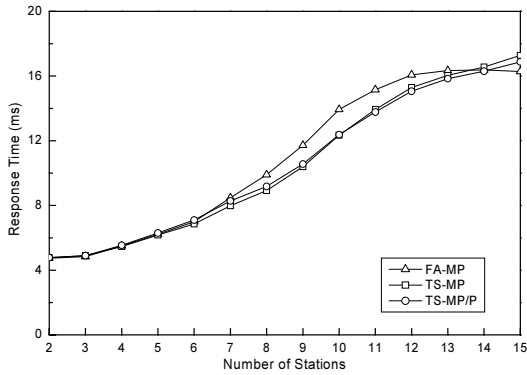


그림 12. 단말 수에 따른 전달시간

없이 정확히 수신하면 독해가능하다고 할 수 있다. 그러나 MPEG 프레임은 종속관계에 있는 모든 MPEG 프레임들 또한 독해가능하게 수신되어야 독해가능하다 할 수 있다. 전달시간은 소스 단말의 큐에 MPEG 프레임이 도착한 시간과 목적지에 전달된 시간 차이이며, MPEG 프레임 전송 시간은 포함하지 않는다. 채널활용율은 총 채널시간과 MPEG 프레임 전송을 위해 사용된 채널시간의 비다.

제안된 방법을 TS-MP와 TS-MP/P(TS-MP with priority of MPEG frame type) 방법과 비교 분석한다. 성능 비교 목적으로 각 단말에게 TXOP를 할당할 때 MPEG 프레임 종류의 우선순위를 적용한다

는 점을 제외하고 TS-MP 방법과 같은 동작을 하는 TS-MP/P 방법을 고안하였다. 즉, 이 방식은 제안된 FA-MP 방법처럼 I, P, B 프레임 순으로 TXOP 할당 우선순위를 갖는다.

그림 12-15는 단말 수가 성능에 미치는 영향을 분석한 결과이다. 여기서 10ms의 수퍼프레임 시간 길이를 사용하였다. 그림 12는 전달시간 결과이다. 세 가지 방법 모두 단말 수에 상관없이 지연한도인 33ms 내에서 전달시간을 유지함을 보여준다. TS-MP와 TS-MP/P 방법 둘 다 같은 동작 절차를 갖기 때문에 비슷한 결과를 보임을 알 수 있다. 뿐만 아니라 제안된 방법보다 약간 더 좋은 성능을 갖는다. 단말 수가 증가함에 따라 세가지 방법 모두 빠르게 전달시간이 증가함을 보여준다. 제안된 방법에서 단말 수가 적을 때에는 PC가 그림 9에 나타낸 $T_{request}$ 를 이용하여 채널 시간을 할당하므로 전달시간은 낮은 값을 갖는다. 단말 수가 증가함에 따라 $T_{average}$ 또는 T_1 을 이용하여 할당하기 때문에 지연한도를 만족시킬 수 있는 여러 개의 수퍼프레임을 통해 하나의 MPEG 프레임이 전송되고 따라서 FA-MP 방법의 전달시간은 빠르게 증가한다. TS-MP와 TS-MP/P 방법에서 프레임 지연이 작을 때 n의 값을 감소시키게 되면 데이터 전송을 위한 폴링 시간이 프레임 생성 시간보다 더 빠르게 될 수 있다.

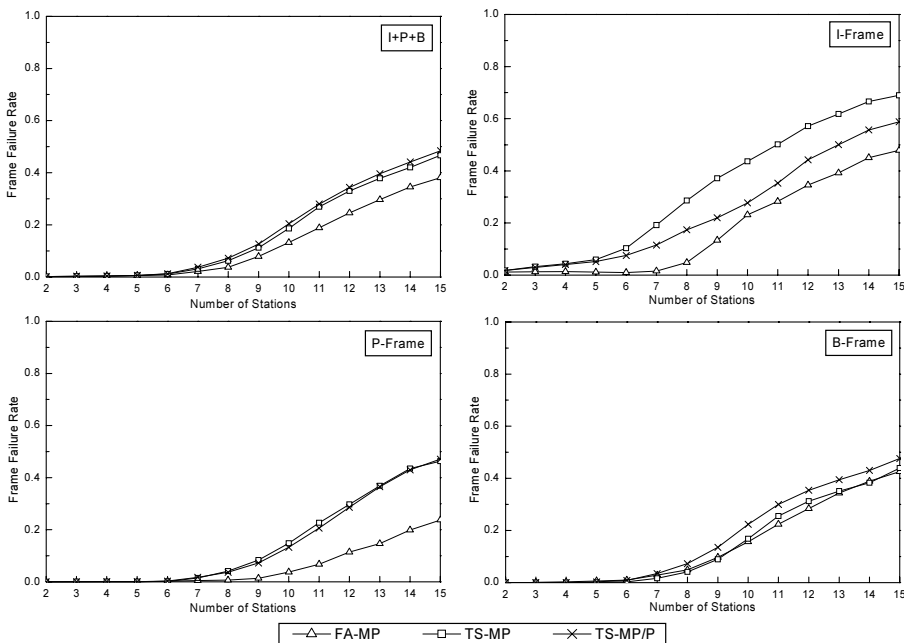


그림 13. 단말 수에 따른 프레임 실패율

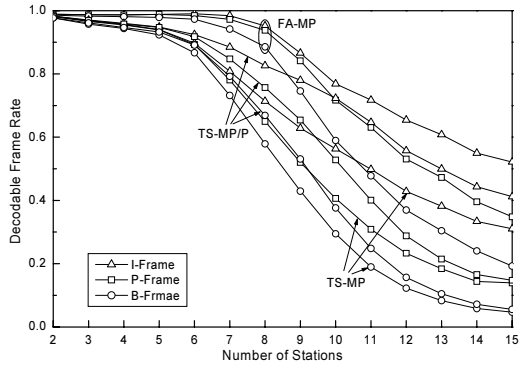


그림 14. 단말 수에 따른 독해가능 프레임율

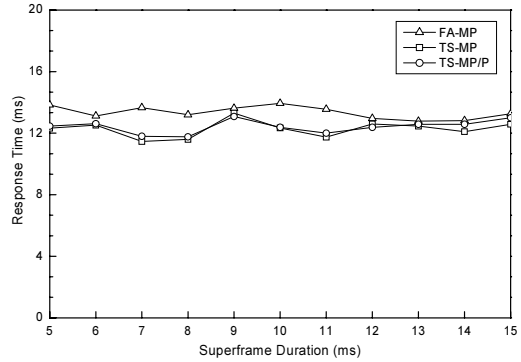


그림 16. 슈퍼프레임 시간길이에 따른 전달시간

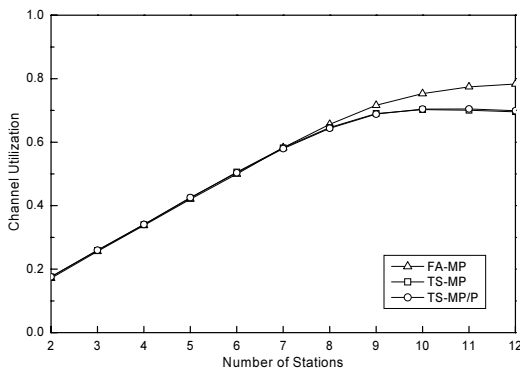


그림 15. 단말 수에 따른 채널활용율

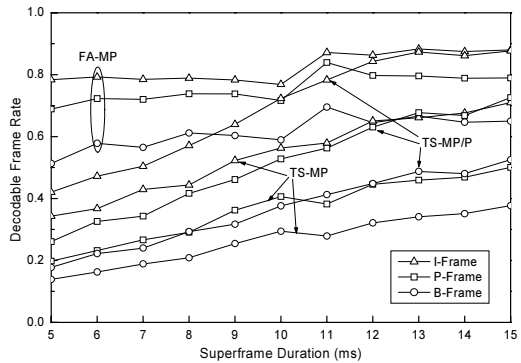


그림 17. 슈퍼프레임 시간길이에 따른 독해가능 프레임율

그러므로 폴링 시간이 프레임 생성 시간보다 앞서는 것을 막기 위해 n 값을 증가시킨다. 이는 전달시간을 증가시키는 결과를 초래한다. 그러나 단말 수가 적을 때는 항상 단말이 요구한 채널 시간보다 할당 가능한 채널 시간이 더 크므로 n 의 값에 상관없이 모든 단말을 폴링하고 채널 시간을 할당하므로 낮은 전달시간을 갖는다.

그림 13은 단말 수가 프레임 실패율에 미치는 영향을 나타낸 결과이다. 그림 13에서 $I+P+B$ 는 MPEG 프레임 종류를 구분하지 않고 모든 프레임에 대한 결과이다. 제안된 방법이 단말 수와 상관없이 항상 가장 낮은 프레임 실패율을 가짐을 알 수 있다. 이는 단말에 대기 중인 모든 프레임의 지연 한도를 보장하기 위해 여러 슈퍼프레임에 걸쳐 평균 프레임 수로 TXOP를 할당하기 때문이다. $I+P+B$ 결과에서 TS-MP/P 방법은 TS-MP 방법보다 약간 나쁘다. 이는 MPEG 프레임 종류 중에서 가장 많은 프레임 수를 차지하는 B 프레임의 영향 때문이다. 그러나 프레임 종류별 결과에서는 I 프레임과 P 프레임의 결과는 TS-MP 방법보다 좋다. FA-MP

방법과 TS-MP/P 방법에서도 가장 높은 우선 순위를 갖고 할당되는 I 프레임의 프레임 실패율이 다른 MPEG 프레임 종류에 비해 더 높다. 많은 단말이 동시에 트래픽 양이 많은 I 프레임을 위한 TXOP 할당을 요청할 경우 할당 가능한 채널시간이 부족하여 PC는 단말이 요청한 모든 I 프레임을 할당하지 못하기 때문이다.

그림 14는 단말 수에 따른 독해가능 프레임율의 결과이다. FA-MP 방법의 독해가능 프레임율이 다른 방법들에 비해 단말 수에 상관없이 좋은 성능을 보임을 확인할 수 있다. 세 가지 방법 모두 항상 I 프레임의 성능이 가장 좋고 그 다음은 P 프레임, 마지막으로 B 프레임이다. 이는 MPEG 스트림의 계층적인 구조로 인해 중요한 MPEG 프레임이 폐기되면 MPEG 프레임 독해가능 프레임율이 낮아지는 결과를 초래하기 때문이다. 상대적으로 덜 중요한 MPEG 프레임을 여러 없이 수신하더라도 종속 관계에 있는 더 중요한 MPEG 프레임을 수신하지 못하면 그 MPEG 프레임 또한 독해가 불가능하여 필요 없게 된다. TS-MP 방법은 그림 13에서 보인

것처럼 다른 방법에 비해 높은 I 프레임 실패율을 갖기 때문에 성능이 가장 낮음을 알 수 있다.

그림 15에서 단말 수가 적을 때에는 FA-MP, TS-MP, TS-MP/P 방법 모두 비슷한 채널활용율을 가짐을 알 수 있다. 이는 제안된 방법이 채널활용율을 낮추지 않고 성능을 향상시켰음을 의미한다. 단말 수가 증가할지라도 채널활용율은 1이 되지 못한다. 여러 가지의 오버헤드와 CP에 할당된 수퍼프레임 기간, 작은 크기의 MPEG 프레임과 분할된 마지막 패킷처럼 분할 한계치보다 작은 패킷을 PC에서 분할 한계치의 패킷 크기로 인식하고 채널시간을 할당하였기 때문이다. 단말 수가 많을 때, TS-MP 방법과 TS-MP/P 방법에서는 매 수퍼프레임마다 폴링될 단말의 수가 변하기 때문에 FA-MP 방법의 채널활용율보다 낮다. 현재 수퍼프레임에 폴링될 단말 수는 이전 수퍼프레임의 CFP에서 충분한 채널 시간이 있었는지 여부에 따라 달라진다. 할당 가능한 채널 시간이 단말에 의해 요청된 총 채널 시간보다 크면 그 수는 하나씩 증가하게 된다. 반대로, 작으면 하나씩 감소한다. 이 방법은 CBR 트래픽에서는 잘 동작한다. 그러나 MPEG 스트림과 같은 VBR 트래픽에서는 그렇지 않다. 예로, 현 수퍼프레임에서 I 프레임을 갖은 단말들이 채널시간할당을 요청하였고 활용 가능한 채널시간이 부족하였다면 폴링될 단말 수는 감소된다. 다음 수퍼프레임에서 B 프레임을 갖은 단말들이 채널시간을 요청하였다면 채널 시간은 요청 단말에 모두 할당되고도 남을 것이다. 따라서 채널활용율은 낮게된다.

그림 16과 17은 수퍼프레임 시간길이의 변화가 성능에 미치는 영향을 분석한 결과이다. 10개의 단말을 이용하여 시뮬레이션을 수행하였다. 그림 16은 전달시간의 결과로써 트래픽 로드가 변화하지 않음으로 인해 수퍼프레임 시간길이에 상관없이 세 가지 방법 모두 거의 일정한 결과를 가짐을 볼 수 있다.

그림 17은 수퍼프레임 시간길이에 따른 독해가능 프레임율이다. 수퍼프레임 시간길이가 증가함에 따라 TS-MP와 TS-MP/P 방법의 독해가능 프레임율은 증가한다. 이 두 방법에서 PC는 하나의 수퍼프레임 동안에 한 단말의 큐에 대기중인 모든 프레임을 할당하려 한다. 수퍼프레임 시간길이가 짧을 때는 채널 시간이 부족하게 되어 요청된 프레임의 일부만 TXOP이 할당된다. 할당되지 않은 프레임을 갖은 단말이 다음 수퍼프레임에서 폴링되면 그 프레임들을 위한 TXOP이 할당되게 되어 프레임은 목적지로

전송된다. 그러나 다른 단말들이 폴링된다면 할당되지 않은 프레임을 위한 TXOP이 할당되지 않아 프레임의 지연 한도를 보장받지 못해 폐기된다. 이는 II-2에서 설명한 것처럼 n 과 E 정보만을 이용하여 폴링 리스트를 결정하기 때문이다. 따라서 두 방법은 낮은 성능을 갖게 된다. 수퍼프레임 시간길이가 증가함에 따라 하나의 수퍼프레임 동안에 할당 가능한 채널 시간은 증가하게 되어 TXOP가 할당되지 않은 단말 수는 줄어들게 되므로 성능은 증가한다. 이에 반하여 제안하는 방법은 대기 중인 프레임의 평균 기간으로 TXOP을 할당하기 때문에 수퍼프레임의 시간길이에 영향을 받지 않는다.

V. 결론

본 논문에서 멀티미디어 트래픽에 지연한도를 보장하기 위한 FA-MP 방법을 제안하였다. 제안된 방법은 MPEG 스트림의 특징을 이용하고 단말은 채널시간할당을 수퍼프레임의 시작 부분에서 PC로 요청한다. 단말은 채널시간할당을 위한 동적 파라미터를 PC로 전달하기 위해 미니 프레임이라는 피드백 제어 프레임을 사용한다. PC는 미니 프레임을 통해 전달된 정보를 이용하여 미리 정의된 MPEG 프레임의 우선 순위에 따라 채널시간을 할당한다. 시뮬레이션을 통해 기존에 제안된 방법과 비교 분석하였다. 제안된 방법은 높은 채널활용율을 갖는다. 그리고 MPEG 프레임 종류에 따라 채널할당 우선순위를 차별화하고 큐에 대기중인 프레임을 지연 한도를 보장하는 여러 수퍼프레임동안에 걸쳐 평균 프레임 수로 할당함으로써 단말 수와 수퍼프레임 시간길이의 변화에 상관없이 항상 좋은 성능을 보인다.

참 고 문 헌

- [1] IEEE, "Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications," *IEEE Standard 802.11*, June 1999.
- [2] IEEE, "Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Medium, Access control (MAC) Enhancements for Quality of Service (QoS)," *IEEE Standard 802.11e*, Draft 8.0, February 2004.

- [3] S. Lo, G. Lee, and W. Chen, "An Efficient Multipolling Mechanism for IEEE 802.11 Wireless LANs," *IEEE Transactions on Computer*, vol. 52, no. 6, pp. 764-778, June 2003.
- [4] M. Fischer, "QoS baseline proposal for the IEEE 802.11e," *IEEE Doc.* 802.11-11/360, Nov. 2000.
- [5] B. Kim, S. Kim, and Y. Fang, "Two-Step Multipolling MAC Protocol for Wireless LANs," *IEEE JSAC*, vol. 23, no. 6, June 2005.
- [6] B. Kim, S. Kim, Y. Fang, and T. Wong, "Link-Adaptable Polling-based MAC Protocol for Wireless LANs," *IEEE GLOBECOM 2004*, vol. 5, pp. 2997-3001, December 2004.
- [7] J. Chen and C. Lin, "HMM: Hybrid Multipolling Mechanism with Pre-allocation Admission Control for Real-Time Transmissions in WLANs," *IEEE VTC2004-Fall*, vol. 4, pp. 3040-3044, Sep. 2004.
- [8] [8] Z. Chou and S. Wu, "A New QoS Point Coordination Function for Multimedia Wireless LANs," in *Proceedings of 24th International Conference on Distributed Computing Systems*, pp. 40-47, 2004.
- [9] A. Ziviani, B. E. Wolfinger, J. F. Rezende, O. C. M. B. Duarte, and S. Fdida, "Joint Adoption of QoS Schemes for MPEG Streams," *Multimedia Tools and Applications*, vol. 26, no. 1, pp. 59-80, May 2005.
- [10] J. M. Boyce and R. D. Gaglianella, "Packet Loss Effects on MPEG Video Sent over the Public Internet," in *Proc. of the ACM Multimedia 98*, pp. 181-190, 1998.
- [11] M. Krunz, "Bandwidth Allocation Strategies for Transporting Variable-bit-rate Video Traffic," *IEEE Communications Magazine*, vol. 37, no. 1, pp. 40-66, 1999.
- [12] M. Krunz and S. K. Tripathi, "On the Characterization of VBR MPEG Streams," in *Proc. of the ACM SIGMETRICS'97*, vol. 25, no. 1, pp. 192-202, June 1997.
- [13] B. Kim, Y. Fang, T. Wong, and Y. Kwon, "Throughput Enhancement through Dynamic Fragmentation in Wireless LANs," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 54, no. 4, pp. 1415-1425, July 2005.
- [14] B. Kim, Y. Fang, T. Wong, and Y. Kwon, "Dynamic Fragmentation Scheme for Rate-adaptive Wireless LANs," *IEEE PIMRC 2003*, vol.3, pp. 2591-2595, September 2003.
- [15] A. Matrawy, I. Lambadaris, and C. Huang, "MPEG4 Traffic Modeling using The Transform Expand Sample Methodology," in *Proc. of 4th IEEE International Workshop on Networked Appliances*, pp.249-256, January 2002.
- [16] IEEE, "Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: High-speed Physical Layer in the 5 GHz Band," *IEEE Standard 802.11a*, 1999.

김 선 명 (Sun-Myeng Kim)

정회원



2000년 2월 아주대학교 정보 및 컴퓨터공학부 졸업
2002년 2월 아주대학교 정보통신공학과 석사
2006년 2월 아주대학교 정보통신공학과 박사

<관심분야> WLAN, WPAN, Ad-Hoc, MPLS, WCDMA

조 영 종 (Young-Jong Cho)

정회원



1983년 2월 서울대학교 전자 공학과 졸업
1985년 2월 한국과학기술원 전기및전자공학과 석사
1989년 2월 한국과학기술원 전기및전자공학과 박사
1991년 금성정보통신연구소 책임

연구원

1993년 미국 AT&T Bell Lab 교환 연구원
1996년~현재 아주대학교 정보및컴퓨터공학부 부교수
<관심분야> 광대역 통신, 유/무선 ATM, 큐잉시스템, 성능분석, 초고속 인터넷 장비 개발