

논문 2005-42TC-11-1

고속율 무선 PAN에서 지연한도를 갖는 멀티미디어 트래픽을 위한 동적 채널시간할당 방법

(Dynamic Channel Time Allocation Scheme for Multimedia Traffic with Delay Bound in High-Rate Wireless PANs)

김 선 명*, 조 영 종*

(Sun-Myeng Kim and Young-Jong Cho)

요 약

무선 PAN에서 채널시간할당(Channel time allocation) 알고리즘은 실시간 멀티미디어 서비스가 요구하는 엄격한 QoS (Quality of Service) 요구사항을 보장하는데 있어 가장 중요한 요소 중 하나이다. 본 논문에서는 IEEE 802.15.3 고속율 무선 PAN에서 MPEG 스트림과 같은 멀티미디어 트래픽의 지연을 보장하기 위한 동적 채널시간할당 알고리즘을 제안한다. 제안된 알고리즘은 MPEG 스트림의 특성을 이용하고 DEV(Device)는 채널시간할당을 수퍼프레임(Superframe) 끝에서 PNC(Piconet coordinator)로 요청한다. 채널시간할당 요청 정보를 갖고 있는 동적 파라미터를 PNC로 전달하기 위해 미니 패킷이라는 피드백(Feedback) 제어 패킷을 이용한다. 하나의 수퍼프레임 동안에 각 DEV에 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.

Abstract

In wireless personal area networks(PANs), the successful design of channel time allocation 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 dynamic channel time allocation algorithm for providing delay guarantees to multimedia traffics such as MPEG streams in the IEEE 802.15.3 high-rate WPANs. The dynamic algorithm exploits the characteristics of MPEG stream, wherein the devices (DEVs) send their channel time requests only at the end of superframe boundaries. The algorithm uses mini packets for feedback control in order to deliver dynamic parameters for channel time requests from the DEVs to the piconet coordinator (PNC). In this scheme, the duration of channel time allocated to a DEV 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 traditional scheme, the proposed scheme is very effective and has high performance while guaranteeing the delay bound.

Keywords : Channel Time Allocation, Home Network, Multimedia Traffic, Scheduling Algorithm, WPAN

I. 서 론

IEEE 802.15.3 표준은 홈 네트워크 등을 위해 무선랜 내에 있거나 새로 진입하는 DEV(Device)들간에 고속의

데이터율과 낮은 복잡성, 낮은 비용, 낮은 전력 소모를 제공하기 위해 만들어졌다^[1]. IEEE 802.15.3 표준은 피코넷(Piconet) 단위로 동작한다. 피코넷은 수많은 독립적인 DEV들이 서로간의 통신이 가능한 무선 애드혹(Ad hoc) 통신 시스템이다. 피코넷에 있는 많은 DEV들은 PNC의 제어 하에 무선 자원을 공유한다. PNC는 무선랜에 기본적인 타이밍(Timing)을 제공할 뿐만 아니라 무선랜의 QoS 관리도 수행한다. IEEE 802.15.3 피코

* 정희원, 아주대학교 정보통신공학과
(Department of Information and Communication,
Ajou University)
접수일자: 2005년7월12일, 수정완료일: 2005년11월9일

넷에서의 타이밍은 수퍼프레임 구조에 근거한다. 수퍼프레임은 비콘(Beacon)과 CAP(Contention access period), CTAP(Channel time allocation period)로 구성된다. 비콘은 피코넷에 타이밍 할당을 설정하고 관리 정보를 전달하기 위하여 사용된다. CAP은 명령과 비동기 데이터를 전송하기 위해 사용될 수 있다. CTAP는 여러 개의 CTA(Channel time allocation)로 구성되며 CTA는 명령이나 동기, 비동기 데이터를 위해 사용된다.

MPEG 스트림과 같은 멀티미디어 트래픽은 고속을 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^[2, 3]. 적은 MPEG 프레임 손실도 매우 큰 MPEG 프레임 애러율을 유발할 수도 있다. 이런 상황은 DEV가 인지하는 서비스 품질을 매우 떨어뜨릴 뿐만 아니라 목적지 DEV에게 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 해결해야 할 문제 중 하나이다^[4].

고속을 무선랜에서 QoS를 보장하기 위해 여러 가지의 채널시간할당 알고리즘이 제안되었다^[5-9]. Demirhan은 현재 큐 정보를 PNC에 전달하기 위해 MAC 헤더에 한 바이트를 추가하는 방법을 제안하였다^[5]. DEV간 전송되는 패킷을 통해 PNC는 각 DEV의 채널시간할당 요구를 인지하고 SRPT(Shortest remaining processing time) 스케줄링 알고리즘을 이용하여 트래픽이 많은 DEV에게 트래픽이 없거나 적은 DEV의 휴지 채널시간을 동적으로 할당한다. PNC는 다음 수퍼프레임에서 큐 정보를 전달할 수 있도록 트래픽이 없는 DEV에게 NULL 패킷을 위한 채널시간을 할당한다. [6]에서는 I 프레임, P 프레임, B 프레임의 최대 크기를 PNC에 전달하여 일정한 MPEG 프레임 순서에 따라 채널시간을 할당하는 방법이 제안되었다.

여러 가지의 채널시간할당 알고리즘이 제안되었으나 아직도 문제점들이 존재한다. Demirhan 방법에서 PNC는 채널시간할당 요청을 인지하기 위하여 각 DEV가 전송한 모든 패킷을 수신하고 처리해야 하므로 많은 전력을 소모한다. 채널시간할당을 위하여 SRPT 스케줄링

알고리즘을 사용하기 때문에 B 프레임을 위한 채널시간이 할당될 가능성이 가장 높고 그 다음이 P 프레임, 마지막이 I 프레임이다. 그러나 MPEG 스트림에서 I 프레임이 서비스 품질에 상당한 영향을 끼치므로^[2] 다른 MPEG 프레임들에 비해 채널시간이 우선 할당되어야 한다. DEV에 할당된 CTA 기간 후에 새로운 MPEG 프레임이 도착하면 DEV는 현재 수퍼프레임에서 정화한 큐 정보를 전달하지 못하고 다음 수퍼프레임에서 할당될 CTA를 통해 전달해야 한다. 이런 경우 지연은 하나의 수퍼프레임 시간길이(Superframe duration)만큼 증가하게 된다. [6]에서 제안된 방법은 PNC가 각 MPEG 프레임 종류의 최대 크기로 채널시간을 할당하기 때문에 채널시간이 낭비되어 낮은 활용율을 갖는다.

본 논문에서 멀티미디어 트래픽의 지연을 보장하기 위해 MPEG 스트림의 특징을 이용하고 DEV는 채널시간할당 요구를 수퍼프레임의 끝에서 요청하는 피드백 형태의 동적 채널시간할당 알고리즘(FACTA: Feedback-Assisted Channel Time Allocation)을 제안한다. 제안하는 방법은 DEV의 채널시간할당 요청 정보를 PNC로 전달하기 위해 피드백 제어 패킷을 이용한다. PNC는 사전에 정의된 MPEG 프레임의 우선순위에 따라 채널시간을 할당한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. II장에서는 MPEG 스트림의 특징을 간단하게 소개하고 III장에서 제안하는 FACTA 방법에 대하여 자세히 기술한다. IV장에서 시뮬레이션을 통하여 제안된 방법의 성능을 분석하고 V장에서 결론을 맺는다.

II. 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 임의 접근이 가능하게 한다. GOP 구조는 두 개의 파라미터 (N, M)에 의해 정의된다. N 은 연속적인 두 I 프레임간의 프레임 수이고 M 은 I 프레임과

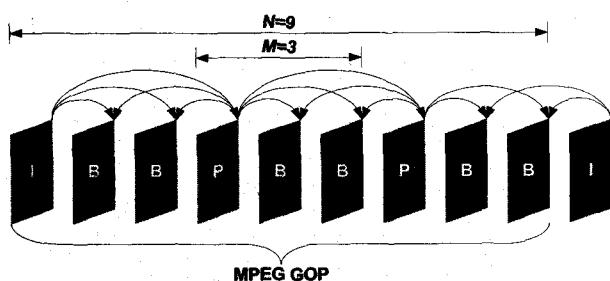


그림 1. 종속관계를 갖는 GOP 구조 예

Fig. 1. Example of GOP structure with dependencies.

다음에 나오는 P 프레임간 또는 연속적인 P 프레임간의 프레임 수이다. GOP 구조는 N 은 M 의 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 나오는 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.

III. FACTA(Feedback-Assisted Channel Time Allocation) 방법

트래픽 스케줄러는 피코넷의 PNC에 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 조절 가능하기 때문에 VBR 트래픽을 위한 최적의 방법이다. 이 장에서는 채널시간의 효율을 극대화하고 MPEG 스트림과 같은 멀티미디어 트래픽에 지연한도(Delay bound)를 갖는 QoS을 보장하기 위한 동적 채널시간 할당 알고리즘을 제안한다.

1. 기본 동작 원리

DEV는 PNC를 거치지 않고 서로 간에 직접적으로

통신하여 스케줄러는 DEV의 큐 상태에 대해 제한적인 정보만 갖기 때문에 IEEE 802.15.3 고속 무선팬에서의 채널시간 스케줄은 어려운 문제이다. 그러므로 제안된 방법은 각 DEV의 채널시간 할당 요청을 위한 동적 파라미터를 PNC로 전달하기 위해 미니 패킷(Mini packet)이라 불리는 짧은 기간의 피드백 제어 패킷을 이용한다. 이 미니 패킷은 채널시간 할당을 위해 큐 정보뿐만 아니라 다른 정보들까지 포함한다는 점에서 Demirhan 방법에서 사용한 NULL 패킷과 추가적인 한 바이트 헤더와는 다르다.

제안하는 방법의 동작은 IEEE 802.15.3 표준과 마찬가지로 수퍼프레임 구조에 근거하고 비콘과 CAP, CTAP로 구성된다. 비콘과 CAP은 표준과 같은 구성과 용도로 사용되지만 CTAP는 멀티미디어 트래픽 전송을 위한 CTA와 미니 패킷을 위한 추가적인 FCTA(Feedback CTA)들로 구성된다(그림 2 참조). FCTA는 목적지 DEV가 PNC인 점을 제외하고는 CTA와 같다. 그리고 FCTA는 수퍼프레임의 끝부분에 할당된다. 표준에서 SIFS(Short interframe space)는 송수신 간 충분한 천이 소요 시간(Turnaround time)을 보장하기 위해 요구되는 시간이고 MIIFS(Minimum interframe space)는 무선 매체에 전송된 한 패킷과 연속적인 다음 패킷간의 시간이다. FCTA 동안에 PNC는 수신 상태에서 전송 상태로 천이하지 않고 단지 수신만하기 때문에 미니 패킷 오버헤드를 줄이기 위해 FCTA간에는 SIFS 대신에 MIIFS를 사용한다. 그러나 마지막 FCTA에서는 PNC가 수신 상태에서 전송 상태로 천이할 수 있는 시간을 보장하기 위해 SIFS를 사용한다.

Demirhan 방법에서 각 DEV는 자신에게 할당된 CTA 동안에 큐 상태 정보를 PNC로 전달한다. DEV는 새로운 MPEG 프레임이 도착하자마자 큐 정보를 생신한다. 하더라도 할당된 CTA 이후에 MPEG 프레임이 도착하면 생신된 큐 상태 정보는 현재 수퍼프레임에서 전달되지 못하고 다음 수퍼프레임에서 할당된 CTA를 통해 전달된다. 이런 경우 새로 도착한 MPEG 프레

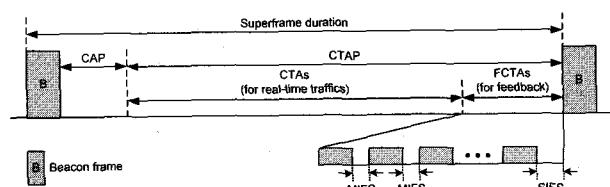


그림 2. FCTA를 갖는 수퍼프레임 구조

Fig. 2. Superframe structure with FCTAs.

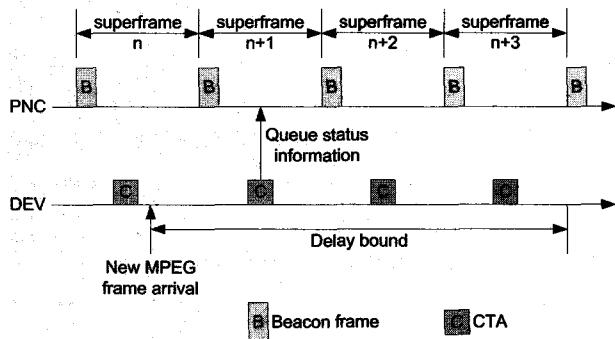


그림 3. 새로운 MPEG 프레임에 대한 채널시간할당 예
Fig. 3. Channel time allocation example for a new MPEG frame.

임을 위한 채널시간을 할당받을 때까지의 지연은 하나의 수퍼프레임 시간길이만큼 증가하게 된다. 뿐만 아니라 PNC는 새로운 MPEG 프레임을 위한 채널시간을 그 이후 수퍼프레임부터 할당하므로 새로운 MPEG 프레임의 채널시간할당 기회는 줄어들어 성능 감소를 초래할 수 있다. IEEE 802.15.3 표준에서 제어 정보 전달을 위해 사용되는 CAP과 MCTA(Management CTA)를 통해서도 채널시간할당 요청을 위한 동적 파라미터를 전달할 수도 있다. 그러나 CAP과 MCTA는 수퍼프레임 구조에서 비콘 다음에 위치하기 때문에 위에서 언급한 문제점을 그대로 갖는다. 이와 같은 문제점을 해결하기 위해 제안하는 방법은 FCTA를 수퍼프레임의 끝부분에 할당한다.

그림 3은 DEV에 할당된 CTA 이후에 도착한 MPEG 프레임을 반영한 큐 상태 정보를 PNC로 전달하고 PNC는 이를 위한 채널시간을 할당하는 과정을 보여주는 예이다. n 번째 수퍼프레임에서 새로운 MPEG 프레임이 도착하지만 관련 정보는 n+1 번째 수퍼프레임에 할당된 CTA를 통해 PNC로 전달된다. 새로운 MPEG 프레임의 지연한도가 n+3 번째 수퍼프레임까지이므로 PNC는 n+2 번째와 n+3 번째 수퍼프레임에서 새로운 MPEG 프레임을 위한 채널시간을 할당한다. 만일 위 예에서 수퍼프레임 끝에서 큐 상태 정보가 전달된다면 새로운 MPEG 프레임 정보는 n 번째 수퍼프레임에서 PNC로 전달되고 n+1 번째와 n+2 번째, n+3 번째 수퍼프레임을 통해 채널시간이 할당될 것이다. 따라서 채널시간을 할당받을 때까지의 지연은 하나의 수퍼프레임 시간길이만큼 줄어들고 새로 도착한 MPEG 프레임을 위해 할당할 수 있는 채널 시간은 증가하게 되어 더 좋은 성능을 기대할 수 있다.

제안된 방법에서 PNC는 현재 수퍼프레임의 마지막 FCTA를 수신한 후에 FCTA를 통해 DEV로부터 전달된 동적 파라미터 정보를 파악하고 채널시간할당 요구에 근거하여 DEV에게 CTA와 FCTA를 할당한다. 할당된 각각의 CTA와 FCTA의 시작 시간과 기간 정보는 비콘 프레임을 통해 DEV로 전달된다. 각 DEV는 자신의 CTA 동안에 멀티미디어 트래픽을 목적지 DEV로 전송하고 FCTA 동안에는 미니 패킷을 PNC로 전송한다.

2. 피드백 정보

이 절에서는 PNC에서 채널시간할당을 위해 필요한 동적 파라미터에 대해 설명한다. 동적 파라미터는 실제 멀티미디어 트래픽 전송을 위한 CTA 기간을 할당하기 위한 것과 미니 패킷을 위한 FCTA의 할당 시간을 결정하기 위한 것으로 구분된다. 멀티미디어 트래픽 전송을 위한 CTA 기간을 결정하기 위해서 PNC는 “데이터율”과 “ACK 정책”, “MPEG 프레임 종류(I, P, B)”, “큐 상태 정보” 등을 고려해야 한다. 피코넷에 있는 모든 DEV는 자신과 다른 DEV간 링크 품질에 대한 정보를 요청할 수 있다. 얻어진 링크의 품질에 근거하여 DEV는 DEV간 데이터율을 변경할 수 있다. 그러므로 PNC는 올바른 채널시간을 할당하기 위해 MPEG 프레임 전송에 사용되는 데이터율을 알고 있어야 한다. 데이터율은 미니 패킷을 통해 새로운 데이터율이 전달될 때까지 변경되지 않는다고 가정한다. 즉, 앞으로 전송될 MPEG 프레임뿐만 아니라 다음 미니 패킷도 현 미니 패킷에 포함된 데이터율로 전송된다.

DEV는 MPEG 프레임 전달을 확인하기 위해 IEEE 802.15.3 표준에 정의된 여러 개의 ACK 정책 중 하나를 이용한다. 표준은 응용 특징에 맞게 세 가지의 ACK 정책을 제공한다. No-ACK 정책은 전달 보장을 요구하지 않는 데이터 패킷에 적당하다. 재전송된 데이터 패킷이 매우 늦게 도착하여도 상관없거나 상위 계층 프로토콜이 ACK와 재전송 프로토콜을 제어하는 환경에 적당하다. Imm-ACK(Immediate-ACK) 정책은 각 데이터 패킷을 수신하자마자 ACK를 통해 데이터 패킷 수신 여부를 바로 확인하는 방법이다. Dly-ACK(Delayed-ACK) 정책은 ACK 없이 DEV가 여러 개의 데이터 패킷을 연속적으로 전송할 수 있는 방법이다. 각 데이터 패킷에 대한 ACK는 하나의 ACK로 그룹화되어 소스 DEV가 요청할 때 전달된다. Dly-ACK 정책은 각 테이

터 패킷이 목적지에 정확히 전달되었는지 확인할 수 있을 뿐만 아니라 Imm-ACK 정책에서의 오버헤드를 줄일 수 있다. Dly-ACK 정책이 사용될 때는 위에서 언급하지 않은 “Burst size”라는 추가적인 동적 파라미터가 필요하다. 이는 패킷을 수신하는 DEV에게 Dly-ACK를 요청할 때까지 연속적으로 전송할 수 있는 최대 패킷 수이다. Burst size는 Dly-ACK를 요청한 패킷까지 포함한 패킷 수이다.

MPEG 프레임 종류 정보는 PNC에서 차별화된 채널 시간 할당 알고리즘을 운영하기 위해 필요하다.

CTA 기간을 결정하는데 있어 가장 중요한 파라미터인 큐 상태 정보는 소스 DEV의 큐에 대기중인 패킷의 수와 각 패킷에 대한 잔여치(Residual value)로 나타내어진다. 많은 양의 트래픽을 포함한 MPEG 프레임은 상위 계층에서 MAC 계층으로 전달된 후에 분할 한계치(Fragmentation threshold)에 따라 여러 개의 패킷으로 분할된다. 각 패킷의 잔여치는 각 패킷이 속한 MPEG 프레임의 지연한도에 따라 계산되며, 잔여치는 수퍼프레임 시간길이의 정수배로 표현된다. 큐 상태 정보는 지연한도를 보장하기 위해 주어진 수퍼프레임 수 내에서 얼마나 긴 CTA 기간을 할당해야 하는지를 나타낸다. DEV 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 패킷의 수를 의미한다. 여기서, l 은 최대 잔여치로 $\lfloor \text{지연한도} / \text{수퍼프레임시간길이} \rfloor$ 와 같이 계산된다. $\lfloor x \rfloor$ 는 내림함수이다. 각 패킷의 잔여치는 다음과 같이 계산된다.

$$\text{잔여치} = \lfloor \frac{D_i - \text{현재시간}}{\text{수퍼프레임 시간길이}} \rfloor \quad (1)$$

여기서, D_i 는 DEV i 에 대기중인 패킷의 최종시간(Deadline)으로 소스 DEV i 의 MAC 계층에 MPEG 프레임이 도착한 시간과 지연한도의 합으로 나타내진다. 현재 시간은 DEV i 가 동적 파라미터 값을 계산하는 시간을 의미하는 것으로써 미니 패킷을 위해 할당된 FCTA i 시작 시간 바로 전이다. 모든 DEV는 미니 패킷을 통해 동시에 모든 (N_k^i) 값을 PNC로 전달한다.

위에서 기술한 잔여치에 따른 큐 대기 패킷 수의 예를 그림 4에 나타내었다. DEV는 잔여치가 1인 3개의 패킷과 잔여치가 2인 5개의 패킷, 잔여치가 3인 4개의 패킷을 가지고 있다. 따라서 DEV는 큐에 대기중인 모

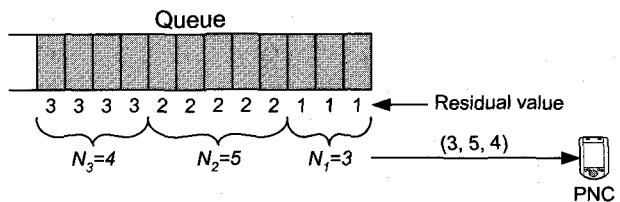


그림 4. 잔여치에 따른 대기 패킷 수의 예

Fig. 4. Example of the number of waiting packets according to the residual value.

든 패킷의 정보 (3, 5, 4)를 PNC로 전달한다.

미니 패킷을 위한 FCTA의 할당 시간과 관련된 파라미터는 “NFT(Next feedback time)”이다. DEV i 는 QoS를 보장하기 위해 다음 미니 패킷을 위한 FCTA i 가 할당되어야 하는 시간을 결정하고, 이를 NFT i 파라미터를 이용하여 PNC로 전달한다. PNC는 NFT i 정보를 이용하여 다음 미니 패킷을 위한 채널시간을 할당한다(구체적인 할당 방법은 3절에서 설명한다). 동적 파라미터가 전달되지 않아도 되는 시점에 미니 패킷을 위한 채널시간이 할당되면 채널시간은 낭비된다. 그러므로 MPEG 프레임 전송 지연한도를 갖는 QoS를 만족시키면서 미니 패킷을 위한 채널시간을 얼마나 자주 할당해야 하는지 결정하는 것이 매우 중요하다. 제안하는 방법은 미니 패킷으로 인한 오버헤드를 최소화하기 위해 요청 형으로 채널시간이 할당된다. 미니 패킷을 위한 채널시간은 새로운 MPEG 프레임이 도착한 후에 할당되어야 새로 도착한 MPEG 프레임을 반영한 큐 상태 정보를 지연 없이 PNC로 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 DEV에 마지막으로 도착한 MPEG 프레임 시간과 MPEG 도착 주기(Inter-arrival time)의 합으로 계산된다. 새로운 MPEG 프레임이 도착할 시간으로 NFT를 설정함으로써 모든 수퍼프레임에서 동적 파라미터 전달을 위한 미니 패킷이 할당되지 않고 필요할 때에만 할당되기 때문에 불필요한 오버헤드를 많이 줄

일 수 있다. NFT는 항상 새로운 MPEG 프레임 도착 시간으로만 설정되는 것이 아니라 각 DEV가 원하는 임의의 시간으로도 설정이 가능하다. 예를 들어, DEV i 가 MPEG 프레임 도착 시간과 상관없이 다음 수퍼프레임 동안에 미니 패킷을 위한 채널시간이 할당되기를 원하면 NFT_i 를 현재 시간과 수퍼프레임 시간길이의 합으로 설정하면 된다.

채널시간을 할당하기 위해 위에서 언급하지 않은 다른 파라미터가 필요하면 미니 패킷을 통해 전달될 수 있다.

3. 채널시간할당 알고리즘

이 절에서는 매 수퍼프레임마다 각 DEV에게 적당한 채널시간을 할당하기 위해 PNC에서 사용되는 알고리즘에 대해 설명한다. PNC는 현재 수퍼프레임의 마지막 FCTA 이후에 미니 패킷을 통해 DEV로부터 전달된 동적 파라미터 정보를 파악하고 채널시간할당 요구에 근거하여 DEV에게 CTA와 FCTA를 할당한다. PNC는 우선적으로 미니 패킷을 위한 FCTA를 할당한 후에 멀티미디어 트래픽 전송을 위한 CTA를 할당한다. 현 수퍼프레임의 마지막 FCTA와 다음 수퍼프레임을 위한 비콘 프레임 사이에 채널시간할당을 위한 충분한 스케줄링 시간이 있다고 가정하고 이후부터는 더 이상 스케줄링 시간을 고려하지 않는다.

PNC는 매 수퍼프레임마다 NFT 파라미터 정보를 이용하여 다음 수퍼프레임에서 FCTA를 할당해줘야 하는 DEV들을 결정한다. 큐 상태 정보를 정확하고 빠르게 PNC로 전달하기 위해 FCTA는 NFT를 포함하는 수퍼프레임 내에서 할당되어야 한다. PNC는 먼저 다음 조건을 만족시키는 NFT_i 를 요구한 DEV i 를 찾는다(그림 5(a) 참조).

$$NFT_i \leq \text{현재시간} + \text{수퍼프레임 시간길이} \quad (2)$$

여기서, 현재 시간은 PNC가 다음 수퍼프레임을 위한 비콘 프레임을 만들기 위해 스케줄링을 하는 시간을 의미한다.

DEV들을 찾은 후에 PNC는 NFT의 크기에 따라 내림차순으로 정렬하고 수퍼프레임의 끝에서부터 원쪽으로 하나씩 FCTA를 할당한다. DEV i 를 위한 FCTA $_i$ 는 DEV i 가 요구한 NFT_i 이후에 할당되어야 한다. 그렇지 않으면 새로운 MPEG 프레임이 아직 도착하지 않아 DEV i 는 큐 상태 정보를 갱신하지 않은 관계로 미니

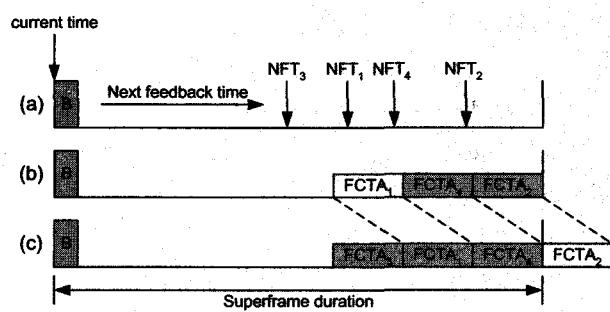


그림 5. FCTA 할당 예.

Fig. 5. Allocation example of FCTAs.

패킷을 통해 새로 도착할 MPEG 프레임을 반영한 정확한 큐 상태 정보를 PNC로 전달할 수 없다. 이미 다른 DEV j 에 할당된 FCTA $_j$ 시작 시간과 새로 할당할 DEV i 의 NFT $_i$ 와의 간격에 FCTA $_i$ 를 할당할 충분한 채널시간이 없다면(그림 5(b)에서 FCTA₁ 참조), PNC는 이미 다른 DEV들에 할당된 모든 FCTA들을 오른쪽으로 이동시킨 후에 새로운 미니 패킷을 위한 FCTA $_i$ 를 할당한다(그림 5(c) 참조). 이 경우에 현재 수퍼프레임 범위를 벗어나 이동된 FCTA(예, 그림 5(c)에서 FCTA₂)는 이번 수퍼프레임에서 할당되지 못한다. 할당되지 못한 이러한 FCTA는 다음 수퍼프레임에서는 가장 작은 NFT를 가질 것이므로 다음 수퍼프레임에서는 반드시 할당될 것이다.

데이터 패킷을 위해 할당될 채널시간을 계산하기 위해 PNC는 ACK 정책을 고려해야 한다. 채널시간에는 데이터 패킷 전송 시간과 ACK 전송 시간이 포함되고 패킷이나 ACK 정책에 따른 하나의 MIFS 또는 SIFS도 포함된다. 데이터율 파라미터는 전송 시간을 계산하기 위해 사용된다. 그림 6은 Imm-ACK 정책이 사용될 때의 채널시간 예를 도시한 것이다.

No-ACK 정책이 사용될 때는 채널시간은 CTA에서 패킷 간에 SIFS 대신에 MIFS가 사용되기 때문에 위와 다르게 계산되어야 한다. 그러나 CTA의 마지막에는 SIFS가 사용된다. 이는 DEV가 수신 상태에서 전송 상태로 또는 전송 상태에서 수신 상태로 천이할 수 있는 시간을 보장하기 위해서다. 그림 7은 No-ACK 정책이 사용될 때의 채널시간 예이다.

Dly-ACK 정책이 사용될 때는 채널시간을 계산하기 위해 위에서 언급한 두 가지 ACK 정책을 모두 고려해야 한다. 소스 DEV가 Dly-ACK를 요청한 패킷을 위한 채널시간은 Imm-ACK처럼 계산하고 요청되지 않은 패킷을 위해서는 No-ACK처럼 계산한다. 그림 8은 Burst

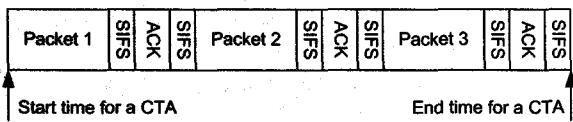


그림 6. Imm-ACK가 사용될 때의 채널시간
Fig. 6. Channel time for packets with immediate ACKs.

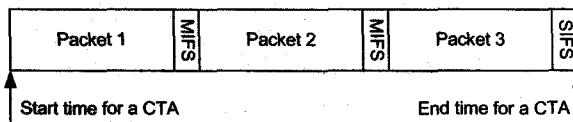


그림 7. No-ACK가 사용될 때의 채널시간
Fig. 7. Channel time for packets with no ACKs.

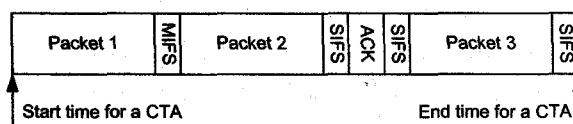


그림 8. Dly-ACK가 사용될 때의 채널시간
Fig. 8. Channel time for packets with delayed ACKs.

size가 2인 Dly-ACK가 사용될 때의 채널시간 예이다. 중요한 MPEG 프레임의 손실은 MPEG 스트림의 계층적 구조 때문에 낮은 품질을 초래할 수 있다. 비록 상대적으로 덜 중요한 MPEG 프레임을 여러 없이 수신하였을 경우에도 수신된 MPEG 프레임은 종속관계에 있는 더 중요한 MPEG 프레임을 수신하지 못하면 독해를 할 수 없어 필요하게 된다. 제안된 방법은 중요한 MPEG 프레임을 정확히 전달하기 위해 MPEG 프레임에 미리 정의된 중요도에 따라 채널시간 할당을 수행한다. 즉, 가장 먼저 I 프레임을 위한 CTA를 할당하고 남은 채널시간이 있으면 P 프레임을 위한 CTA를 할당한다. 그런 후에도 남은 채널시간은 B 프레임을 위한 CTA에 할당된다. 제안된 방법은 그림 9 절차를 I, P, B 프레임 순으로 반복 동작하며 채널시간을 할당한다.

이후부터는 그림 9의 채널시간 할당 절차를 구체적으로 설명한다. 아래에서 사용된 수식은 현재 할당중인 MPEG 프레임 종류에 해당하는 값들만 이용하여 계산된다. 즉, I 프레임을 할당할 때는 I 프레임에 대한 정보만 고려하고, P 프레임을 할당할 때는 P 프레임만 고려하고, B 프레임을 할당할 때는 B 프레임만 고려하여 계산한다.

가장 먼저 PNC는 DEV i로부터 요청된 패킷 수를 데이터율과 ACK 정체를 고려하여 기간(duration) 단위로 환산한다. 따라서 이후부터는 대기중인 패킷 수 N_k^i 대신에 대기중인 패킷의 기간 D_k^i 를 사용한다.

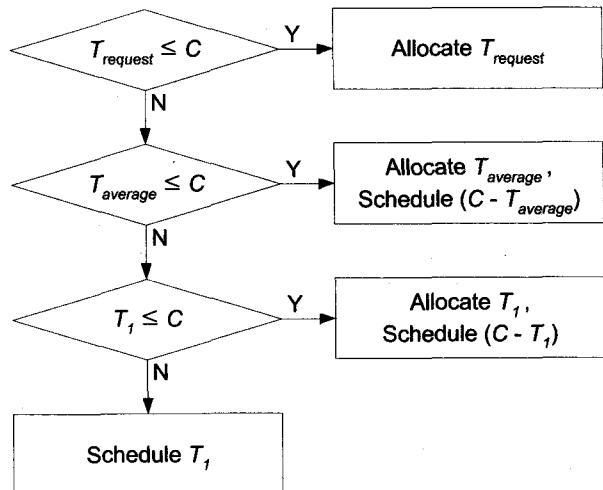


그림 9. FACTA 방법의 채널시간 할당 절차
Fig. 9. Channel time allocation procedure of the FACTA scheme.

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

$$D_{request} = \sum_{k=1}^l D_k^i, \\ T_{request} = \sum_{i=1}^H D_{request}^i. \quad (3)$$

여기서, $D_{request}^i$ 는 DEV i가 요청한 패킷의 기간이고 H는 DEV의 수이다.

PNC는 계산된 $T_{request}$ 와 현재 할당 가능한 채널시간 C 와 비교한다. 비교 결과, 충분한 채널시간이 있으면 $T_{request}$ 를 위한 CTA를 할당한다. 채널시간이 부족하면 PNC는 요청된 패킷의 평균 기간 $T_{average}$ 을 계산하고 다시 C 와 비교한다. $T_{average}$ 는 DEV i에 대기중인 모든 패킷의 전송 지연한도를 보장하기 위해 하나의 수퍼프레임에서 할당되어야 하는 패킷의 평균 기간 $D_{average}$ 으로부터 얻을 수 있다. $D_{average}$ 는 다음과 같다.

$$D_{average}^i = \max_{1 \leq k \leq l} \left\{ \lceil \frac{\sum_{s=1}^k D_s^i}{k} \rceil \right\} \quad (4)$$

여기서, $\lceil x \rceil$ 는 올림함수이다.

그림 10은 하나의 수퍼프레임에서 전송되어야 하는 평균 패킷 수의 예를 나타낸 것이다. 그림 4에서 보인

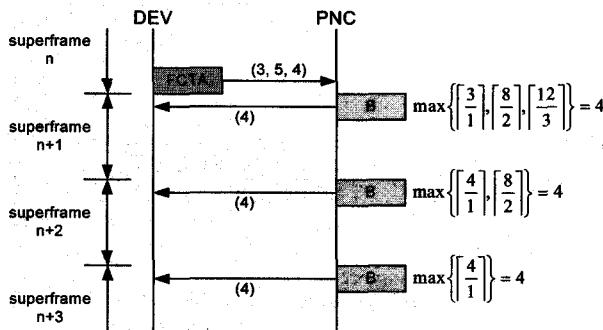


그림 10. 평균 패킷 수 예

Fig. 10. Example of the average number of packets.

것처럼 DEV가 패킷 정보 $(3, 5, 4)$ 를 n 번째 수퍼프레임에서 FCTA를 통해 PNC로 전달하면 PNC는 수식 (4)를 이용하여 $n+1$ 번째 수퍼프레임에서 할당해야 할 패킷 수를 계산하고 $n+1$ 번째 수퍼프레임에서 4개의 패킷을 위한 기간만큼 채널시간을 할당한다. 마찬가지로 $n+2$ 번째와 $n+3$ 번째 수퍼프레임에서 할당되어야 하는 평균 패킷 수를 계산하고 필요한 기간만큼 채널시간을 할당한다. 이와 같이 할당함으로써 대기 중인 모든 패킷의 지연한도를 보장할 수 있다.

$T_{average}$ 는 다음과 같다.

$$T_{average} = \sum_{i=1}^H D_{average}^i \quad (5)$$

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

$$C_{addition}^i = \frac{D_{request}}{T_{request}} (C - T_{average}) \quad (6)$$

$T_{average}$ 를 위한 CTA를 할당할 만큼의 채널시간이 없을 경우에는 지연한도를 보장하기 위해 이번 수퍼프레임에서 반드시 할당되어야 하는 패킷(즉, 잔여치가 1인 패킷)의 기간 T_1 을 계산하고 다시 비교한다. T_1 은 다음과 같다.

$$T_1 = \sum_{i=1}^H D_1^i \quad (7)$$

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

$$C_{addition}^i = \frac{D_{average}}{T_{average}} (C - T_1) \quad (8)$$

마지막으로 T_1 이 C 보다 크면 PNC는 기존의 임의적인 스케줄링 알고리즘을 이용하여 T_1 을 할당한다. T_1 은 위에서 언급한 것처럼 비례적으로 채널시간을 할당할 수 없다. 이는 이번 수퍼프레임에서 할당되지 못하면 지연한도를 보장하지 못해 바로 폐기되기 때문이다. 본 논문에서는 T_1 을 할당하기 위해 SRPT 스케줄링 알고리즘을 사용한다.

IV. 시뮬레이션 결과

제안된 FACTA 방법에 대해 시뮬레이션을 수행하고 성능을 기존 방법과 비교 분석한다. 시뮬레이션에서 사용된 파라미터를 표 1에 나타내었다. DEV는 MPEG4 스트림을 갖고 데이터율이 55Mbps인 IEEE 802.15.3 네트워크에서 시뮬레이션을 수행하였다. [11]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 목적지 DEV에 전달되지 못하면 그 MPEG 프레임은 폐기된다. Imm-ACK 정책을 사용하였고 NFT를 다음 MPEG 프레임 도착 시간으로 설정하였다.

표 1. 시뮬레이션 파라미터

Table 1. Simulation parameters.

파라미터	값
Data rate	55 Mbps
Superframe duration	5 - 15 ms
Number of source DEVs	2 - 15
MPEG GOP structure	(12, 3)
MPEG4 traffic rate	4 Mbps
Frame inter-arrival time	1/30 sec
Delay bound	33 ms
ACK policy	Imm-ACK

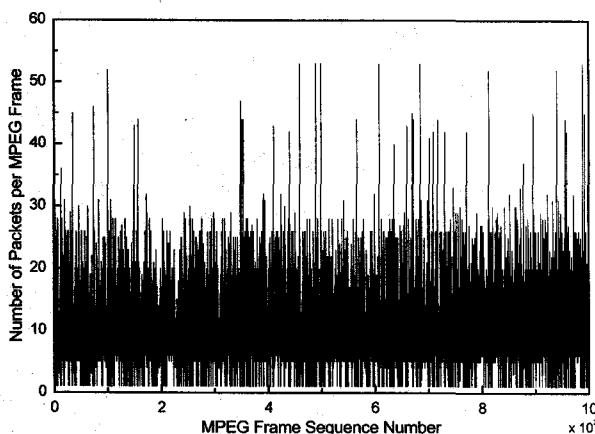


그림 11. MPEG4 프레임 크기 분포 예

Fig. 11. Example of MPEG4 frame size distribution.

간단한 시뮬레이션을 수행하기 위해 CAP없이 비콘과 CTAP만을 갖는 수퍼프레임 구조를 사용하였다. 헤더 크기와 가드 타임, mFirstCTAGap, SIFS, MIFS와 같은 MAC 오버헤드는 IEEE 802.15.3에서 기술된 값을 이용하였다^[1].

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 프레임의 비이고, 독해가능 프레임율은 총 전송된 MPEG 프레임 수에 대한 독해 가능한 MPEG 프레임 수의 비다^[2]. MPEG 프레임은 목적지 DEV가 에러 없이 정확히 수신하면 독해가능하다고 할 수 있다. 그러나 MPEG 프레임은 종속관계에 있는 모든 MPEG 프레임들 또한 독해가능하게 수신되어야 독해가능하다 할 수 있다. 전달시간은 소스 DEV의 큐에 MPEG 프레임이 도착한 시간과 목적지 DEV에 전달된 시간 차이며, MPEG 프레임 전송 시간은 포함하지 않는다. 채널활용율은 총 채널시간과 MPEG 프레임 전송을 위해 사용된 채널시간의 비다.

제안된 방법을 Demirhan과 DM(Demirhan with mini packet) 방법과 비교 분석한다. Demirhan 방법은 MAC 헤더에 한 바이트를 추가하거나 트래픽이 없는 DEV에게 NULL 패킷을 위한 채널시간을 할당하여 현재 큐 정보를 PNC로 전달한다. PNC는 SRPT 스케줄링 알고리즘을 이용하여 트래픽이 많은 DEV에게 트래픽이 없거나 적은 DEV의 휴지 채널시간을 동적으로 할당한다. 그러나 DM 방법은 Demirhan 방법과 큐 정보를 전달하는 방식만 다를 뿐 채널시간 할당 알고리즘은 같다. 즉,

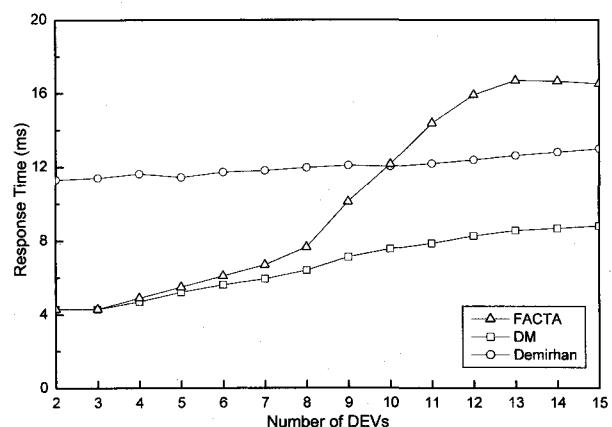


그림 12. DEV 수에 따른 전달시간

Fig. 12. Response time according to the number of DEVs.

큐 상태 정보를 PNC에 전달하기 위해 추가적인 한 바이트 헤더와 NULL 패킷 대신에 미니 패킷을 사용하고 3장에서 설명한 것처럼 NFT 파라미터를 이용하여 동적으로 필요시에만 미니 패킷을 위한 FCTA를 할당한다.

그림 12-15는 소스 DEV 수가 성능에 미치는 영향을 분석한 결과이다. 여기서는 8ms의 수퍼프레임 시간길이를 사용하였다. 그림 12는 전달시간 결과이다. 세 가지 방법 모두 DEV 수에 상관없이 지연한도인 33ms 내에서 전달시간을 유지함을 보여준다. DM은 Demirhan 방법보다 더 낮은 값을 갖는다. Demirhan 방법에서 DEV에 할당된 CTA 기간 이후에 새로운 MPEG 프레임이 도착하면 DEV는 현재 수퍼프레임에서는 새로 도착한 MPEG 프레임에 대한 정보를 PNC로 전달하지 못하고 다음 수퍼프레임에서만 큐 상태 정보를 전달할 수 있다. 이 경우 전달시간은 하나의 수퍼프레임 시간길이 만큼 증가하게 된다. 반면에, DM 방법에서는 미니 패킷을 위한 채널시간이 수퍼프레임의 끝부분에 할당되기 때문에 대부분의 DEV는 현재 수퍼프레임 내에서 새로 도착한 MPEG 프레임을 반영한 큐 상태 정보를 PNC로 전달할 수 있다. DEV 수가 적을 때는 FACTA 방법은 그림 9에서 $T_{request}$ 를 이용하여 채널시간을 할당하기 때문에 전달시간은 DM 방법과 비슷하다. 그러나 DEV 수가 증가함에 따라 $T_{average}$ 또는 T_1 을 이용하여 할당하기 때문에 지연한도를 만족시킬 수 있는 여러 개의 수퍼프레임을 통해 하나의 MPEG 프레임이 전송되므로 FACTA 방법의 전달시간은 빠르게 증가한다. DM과 Demirhan 방법은 SRPT 스케줄링 알고리즘을 사용하기 때문에 적은 수의 수퍼프레임을 통해 MPEG 프레임

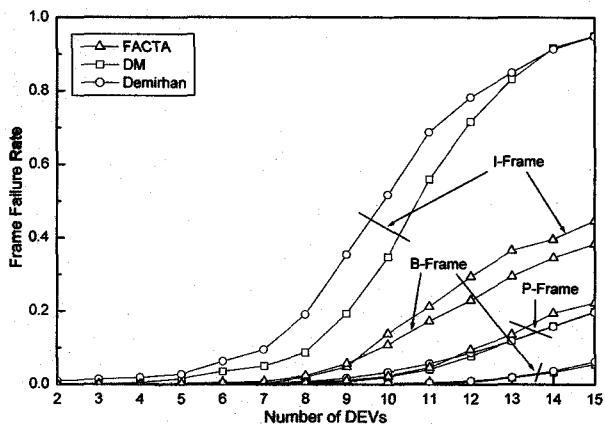


그림 13. DEV 수에 따른 프레임 실패율

Fig. 13. Frame failure rate according to the number of DEVs.

이 전송되므로 상대적으로 천천히 증가함을 확인할 수 있다.

그림 13은 DEV 수가 프레임 실패율에 미치는 영향을 나타낸 결과이다. DM과 Demirhan 방법에서 스케줄러는 SRPT 알고리즘을 사용하여서 일반적으로 B 프레임이 가장 높은 채널시간 할당 기회를 갖고 그 다음으로 P 프레임, 마지막으로 I 프레임 순으로 갖기 때문에 B 프레임은 다른 MPEG 프레임 종류에 비해 가장 낮은 프레임 실패율을 갖는다. DM 방법은 Demirhan 방법보다 낮은 실패율을 갖는다. 특히 I 프레임에서 더 많은 차이를 보인다. 이는 채널시간의 낭비를 줄였기 때문에 가능하다. Demirhan 방법에서는 모든 수퍼프레임에서 트래픽이 없는 DEV에게 항상 NULL 패킷을 위한 채널시간을 할당하므로 채널시간의 낭비를 초래한다. 그러나 DM 방법에서는 NFT를 다음 MPEG 프레임 도착 시간으로 설정하여 모든 수퍼프레임에 미니 패킷을 위한 FCTA를 할당하지 않고 필요할 때에만 할당하기 때문에 미니 패킷으로 인한 오버헤드를 많이 줄였다. FACTA 방법은 미리 정의된 MPEG 프레임의 우선 순위에 따라 I 프레임을 먼저 할당하기 때문에 세 가지 방법 중에서 가장 낮은 I 프레임 실패율을 갖는다. 그러나 가장 높은 우선 순위를 갖고 할당되는 I 프레임의 프레임 실패율이 다른 MPEG 프레임 종류에 비해 더 높다. 많은 DEV가 동시에 트래픽 양이 많은 I 프레임을 위한 CTA 할당을 요청할 경우 할당 가능한 채널시간이 부족하여 PNC는 DEV가 요청한 모든 I 프레임을 할당하지 못하기 때문이다.

그림 14는 DEV 수에 따른 독해가능 프레임율의 결

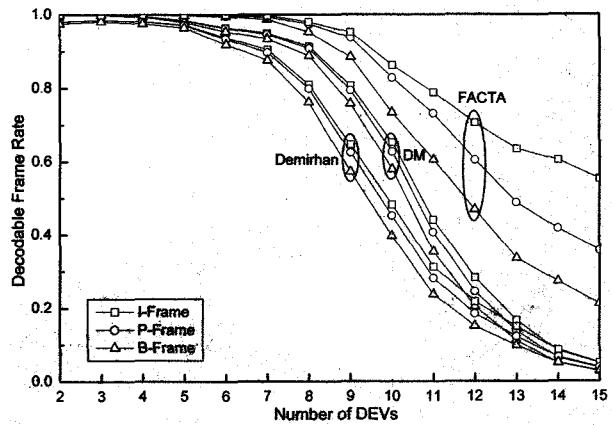


그림 14. DEV 수에 따른 독해가능 프레임율

Fig. 14. Decodable frame rate according to the number of DEVs.

과이다. FACTA 방법의 독해가능 프레임율이 다른 방법들에 비해 DEV 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 독해 가능 프레임율이 낮아지는 결과를 초래하기 때문이다. 상대적으로 덜 중요한 MPEG 프레임을 예외 없이 수신하더라도 종속관계에 있는 더 중요한 MPEG 프레임을 수신하지 못하면 그 MPEG 프레임 또한 독해가 불가능하여 필요하게 된다. Demirhan과 DM 방법은 그림 13에서 보인 것처럼 SRPT 스케줄링 알고리즘 사용하기 때문에 다른 MPEG 프레임 종류에 비해 높은 I 프레임 실패율을 갖는다. 그러므로 FACTA 방법보다 항상 낮은 독해가능 프레임율을 갖는다. DM 방법은 채널 낭비

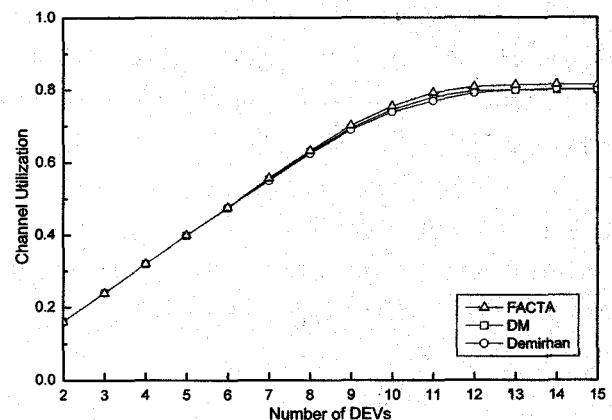


그림 15. DEV 수에 따른 채널활용률

Fig. 15. Channel utilization according to the number of DEVs.

를 줄임으로써 MPEG 프레임에 더 많은 채널시간을 할당하기 때문에 Demirhan 방법보다 더 좋은 성능을 갖는다.

그림 15에서 FACTA, DM, Demirhan 방법 모두 비슷한 채널활용율을 가짐을 알 수 있다. 이는 제안된 방법이 채널활용율을 낮추지 않고 성능을 향상시켰음을 의미한다. DEV 수가 증가할지라도 채널활용율은 가드타임과 mFirstCTAGap, SIFS, MIFS와 같은 오버헤드로 인해 1이 되지 못한다. DEV 수가 많을 때, FACTA 방법의 채널활용율이 다른 방법에 비해 약간 더 좋다. 이는 그림 9에서 $T_{average}$ 또는 T_1 을 이용하여 채널시간을 할당하기 때문이다.

그림 16과 17은 수퍼프레임 시간길이의 변화가 성능에 미치는 영향을 분석한 결과이다. 10개의 소스 DEV

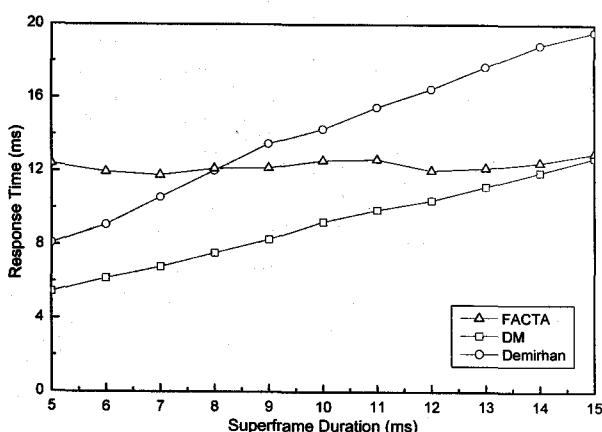


그림 16. 수퍼프레임 시간길이에 따른 전달시간
Fig. 16. Response time according to the superframe duration.

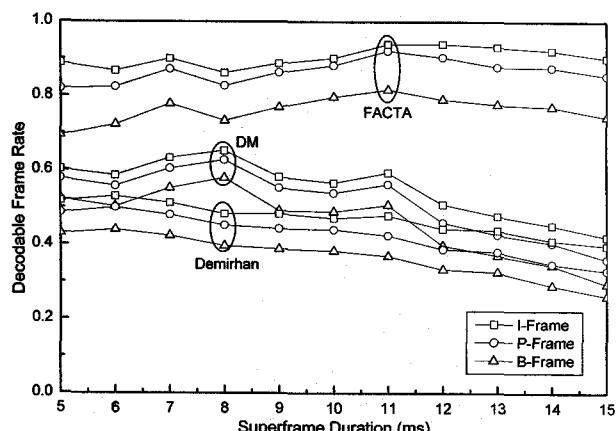


그림 17. 수퍼프레임 시간 길이에 따른 독해 가능 프레임률
Fig. 17. Decodable frame rate according to the superframe duration.

를 이용하여 시뮬레이션을 수행하였다. 그림 16은 전달시간의 결과로써 수퍼프레임 시간길이가 증가함에 따라 DM과 Demirhan 방법에서는 시간길이에 비례하여 큐상태 정보 전달시간이 길어지게 되어 비례적으로 전달시간이 증가함을 볼 수 있다. DM과 Demirhan 방법의 성능 차이도 점점 증가한다. 이는 Demirhan 방법에서 DEV에 할당된 CTA 기간 이후에 도착한 새로운 MPEG 프레임을 반영한 큐 상태 정보를 전달하는 시간이 길어지기 때문이다. FACTA 방법에서 MPEG 프레임은 지연한도를 보장하는 몇 개의 수퍼프레임을 통해 전달되므로 전달시간은 수퍼프레임 시간길이에 관계없이 거의 일정한 값을 갖지만, DM 방법처럼 미니 패킷을 사용하기 때문에 DM 방법보다는 항상 높은 값을 갖는다.

그림 17은 수퍼프레임 시간길이에 따른 독해가능 프레임률이다. 수퍼프레임 시간길이가 증가함에 따라 DM과 Demirhan 방법의 독해가능 프레임률은 천천히 감소한다. 이는 MPEG 프레임의 지연한도는 일정하지만 그림 16에서 알 수 있듯이 큐 상태 정보 전달시간이 증가하게 되어 MPEG 프레임 전송을 위한 채널시간이 줄어들기 때문이다. FACTA 방법은 수퍼프레임 시간길이에 상관없이 다른 두 가지 방법보다 항상 더 좋은 성능을 갖는다.

V. 결 론

본 논문에서 멀티미디어 트래픽에 지연한도를 보장하기 위한 FACTA 알고리즘을 제안하였다. 제안된 방법은 MPEG 스트림의 특징을 이용하고 DEV는 채널시간 할당을 수퍼프레임의 끝에서 PNC로 요청한다. DEV는 채널시간 할당을 위한 동적 파라미터를 PNC로 전달하기 위해 미니 패킷이라는 피드백 제어 패킷을 사용한다. PNC는 미니 패킷을 통해 전달된 정보를 이용하여 미리 정의된 MPEG 프레임의 우선순위에 따라 채널시간을 할당한다. 시뮬레이션을 통해 기존에 제안된 방법과 비교 분석하였다. 제안된 방법은 Demirhan 방법과 달리 미니 패킷을 위한 채널시간이 매 수퍼프레임마다 할당되지 않기 때문에 채널 낭비를 줄인다. 그리고 MPEG 프레임 종류에 따라 차별화 전략을 사용함으로써 소스 DEV 수와 수퍼프레임 시간길이의 변화에 상관없이 항상 좋은 성능을 보인다. 시뮬레이션 결과에서는 표현되지 않았지만 PNC는 DEV간 전송되는 모든

패킷을 처리하지 않고 미니 패킷만을 처리하므로 많은 전력을 절약할 수 있음을 알 수 있다.

참 고 문 헌

- [1] IEEE, "Part 15.3: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for High Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs)," *IEEE Std 802.15.3*, September 2003.
- [2] 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.
- [3] J. M. Boyce and R. D. Gaglianello, "Packet Loss Effects on MPEG Video Sent over the Public Internet," in *Proc. of the ACM Multimedia 98*, pp. 181-190, 1998.
- [4] M. Krunz, "Bandwidth Allocation Strategies for Transporting Variable-bit-rate Video Traffic," *IEEE Communications Magazine*, vol. 37, no. 1, pp. 40-66, 1999.
- [5] R. Mangharam, M. Demirhan, R. Rajkumar, and D. Raychaudhuri, "Size Matters: Size-based Scheduling for MPEG-4 over Wireless Channel," *SPIE Conference on Multimedia Computing and Networking 2004*, pp. 110-122, January 2004.
- [6] S. Rhee, K. Chung, Y. Kim, W. Yoon, and K. Chang, "An Application-Aware MAC Scheme for IEEE 802.15.3 High-Rate WPAN," *IEEE WCNC*, vol. 2, pp. 1018-1023, March 2004.
- [7] X. Liu, Q. Dai, and Q. Wu, "Scheduling Algorithms Analysis for MPEG-4 traffic in UWB," *IEEE VTC 2004-Fall*, vol. 7, pp. 5310-5314, September 2004.
- [8] X. Zhai, G. Bi, and P. Xu, "Call Admission Control with Bandwidth Reallocation for Adaptive Multimedia in High-Rate WPAN," *IEEE CAS Symp. On Emerging Technologies: Mobile and Wireless Comm.*, pp. 557-560, May 2004.
- [9] Y. Tseng, E. Wu, and G. Chen, "Maximum Traffic Scheduling and Capacity Analysis for IEEE 802.15.3 High Data Rate MAC Protocol," *IEEE VTC 2003-Fall*, vol. 3, pp. 1678-1682, October 2003.
- [10] 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.
- [11] 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.

저 자 소 개



김 선 명(정회원)
 2000년 아주대학교 정보 및
 컴퓨터공학부 학사 졸업.
 2002년 아주대학교 정보통신
 공학과 석사 졸업.
 2002년~현재 아주대학교 정보
 통신공학과 박사과정.

<주관심분야 : 무선랜 및 팬, Ad-Hoc, 센서 네트워크, MPLS>



조 영 종(정회원)
 1983년 서울대학교
 전자공학과 학사 졸업
 1985년 한국과학기술원 전기 및
 전자공학과 석사 졸업
 1989년 한국과학기술원 전기 및
 전자공학과 박사 졸업
 1991년 금성정보통신연구소 책임연구원
 1993년 미국 AT&T Bell Lab 교환 연구원
 1996년~현재 아주대학교 정보및컴퓨터공학부
 교수

<주관심분야 : 광대역 통신, 유/무선 ATM, 큐잉 시스템, 성능분석, 초고속 인터넷 장비 개발>