

논문 2007-44TC-10-12

IEEE 802.11e 무선랜에서 MSI를 이용한 개선된 스케줄링 및 수락제어 알고리즘

(Improved MSI Based Scheduling and Admission Control Algorithm for
IEEE 802.11e Wireless LAN)

양 근 혁*, 옥 치 영**, 이 채 우*

(GeunHyuk Yang, ChiYoung Ok, and ChaeWoo Lee)

요 약

무선랜에서 QoS를 지원하기 위해 제안된 IEEE 802.11e의 HCCA (HCF Controlled Channel Access)는 폴링에 의한 채널 제어 방식이다. 즉 HCCA는 중앙 제어 방식이기 때문에 자원을 분배하기 위한 스케줄링 알고리즘이 필요하며 IEEE 802.11e 표준에는 Reference 스케줄러가 제시되어 있다. Reference 스케줄러는 폴링 리스트에 있는 모든 스테이션들을 동일한 주기로 폴링하기 때문에 잦은 폴링으로 인해 오버헤드 면에서 비효율적이며, TXOP (Transmission Opportunity)의 활용률 면에서도 낮다. 본 논문에서는 이러한 단점을 극복하고자 스테이션들의 MSI (Maximum Service Interval)에 따라 폴링 주기를 단계별로 나누어서 스케줄링하기 위한 트래픽 스케줄링 및 수락 제어 (admission control) 알고리즘을 제안한다. 제안하는 알고리즘에서는 스테이션들이 자신의 MSI와 가능한 비슷한 주기로 폴링되기 때문에 Reference 스케줄러에 비해 폴링 오버헤드가 감소하게 되며, TXOP 활용률도 증가하게 된다. 시뮬레이션을 통한 Reference 스케줄러와의 성능 비교는 제안된 알고리즘이 전체적인 전송률 면에서 더 높은 성능을 보이고 더 많은 수의 스테이션이 서비스가 가능함을 보여준다.

Abstract

IEEE 802.11e is being proposed to improve QoS by IEEE 802.11 working group. HCCA (HCF Controlled Channel Access), a centralized polling based mechanism of IEEE 802.11e, needs a scheduling algorithm that decides on how the available radio resources are allocated to the polled STAs. In IEEE 802.11e standard Reference Scheduler is presented. Reference Scheduler polls all STAs in a polling list by the same interval that causes ineffectively frequent polling. It increases not only the overhead but it decreases the TXOP (Transmission Opportunity) utilization. In this paper, we propose the scheduling and admission control algorithm that poll stations depending on the MSI (Maximum Service Interval) of stations to solve these shortcomings. In our proposed algorithm a station is polled by an interval close to its MSI, so polling overhead decrease and TXOP utilization increases than Reference Scheduler. Simulation results show that our algorithm outperforms Reference Scheduler. Our algorithm maintains higher aggregate throughput and services more stations than Reference Scheduler

Keywords : HCCA, TXOP, MSI, Reference Scheduler

I. 서 론

최근 무선랜에서는 동영상 전송, IP 전화 등과 같은 다양한 형태의 멀티미디어 데이터에 대한 수요의 증가에 따라 차세대 무선랜의 표준화가 활발하게 진행 중에 있다. 그 중 IEEE 802.11e는 IEEE 802.11a/b/g의 실효

* 정회원, ** 학생회원, 아주대학교 전자공학과,
(Department of Electronic Engineering, Ajou University)

※ 본 연구는 2002학년도 1학기 아주대학교 정착연구비 지원에 의하여 수행되었음.

접수일자: 2007년8월27일, 수정완료일: 2007년10월18일

성능을 높이기 위한 기술로 MAC (Medium Access Control) 계층을 개량한 규격이다. IEEE 802.11e는 단순히 효율을 높이는 것뿐만 아니라 QoS (Quality-of-Service)의 지원을 목적으로 하고 있다^[2].

IEEE 802.11e는 기존 IEEE 802.11의 DCF (Distributed Coordination Function) 및 PCF (Point Coordination Function) 프로토콜^[1]을 기반으로 하는 HCF (Hybrid Coordination Function)를 정의하였다. HCF는 경쟁 기반의 채널 접근 방식인 EDCA (Enhanced Distributed Channel Access)와 폴링 메커니즘을 사용하는 중앙 제어 방식의 HCCA (HCF Controlled Channel Access)로 구성된다. HCF는 CP (Contention Period) 동안에만 동작하는 DCF나 CFP (Contention Free Period)에서만 동작하는 PCF와 달리, 채널이 CP 서비스를 지원하는 동안에도 경쟁기반의 EDCA와 폴링 기반의 HCCA를 모두 지원한다. IEEE 802.11e에서는 legacy MAC과는 달리 특정한 스테이션에게 프레임 전송할 수 있는 시간을 할당하고, 스테이션은 이 시간 내에서만 데이터를 전송할 수 있다. 이를 TXOP (Transmission Opportunities)라고 하며, IEEE 802.11e를 지원하는 스테이션은 TXOP를 통하여 프레임 전송할 수 있는 권한을 얻는다^[2].

HCCA에서는 액세스 포인트에 위치한 HC (Hybrid Coordinator)가 스테이션에게 폴링 함으로써 TXOP를 할당한다. 따라서 여러 스테이션들에게 TXOP를 할당하기 위한, 즉 한정된 무선 자원을 활용하기 위한 트래픽 스케줄링 알고리즘이 필요하다. IEEE 802.11e 표준에서는 Reference 스케줄러라는 기본적인 스케줄링 알고리즘이 제시되어 있다^[2]. 그러나 Reference 스케줄러는 폴링 리스트에 있는 모든 스테이션을 동일한 SI (Service Interval)로 폴링하기 때문에 필요 이상의 잦은 폴링으로 인한 오버헤드가 발생되어 비효율적이며, TXOP의 활용률 면에서도 낮은 성능을 보인다. Reference 스케줄러에서는 SI가 스테이션들의 MSI (Maximum Service Interval) 중 가장 작은 값에 의해 결정되는데, MSI가 큰 스테이션들의 경우는 폴링 주기가 필요이상으로 작아질 수 있다. 이 경우 폴 프레임으로 인한 오버헤드가 증가하고 작은 SI에 맞춰 TXOP도 여러 번으로 나누어서 할당해야 하기 때문에 TXOP의 비효율적 할당이 발생한다. IEEE 802.11e HCCA를 위한 스케줄링 알고리즘에 관한 많은 연구가 이루어졌으나 대부분 QoS에 관한 연구들이다^[3-6]. 또한 폴링 오버헤드를 줄이기 위한 연구들도 이루어졌으나 스케줄링

알고리즘이라기보다는 대부분 폴링 메커니즘에 관한 연구들이라고 할 수 있다^[7-8].

따라서 본 논문에서는 스테이션들의 MSI에 따라 폴링 주기를 단계별로 나누어서 스케줄링하는 알고리즘을 제안한다. 제안하는 알고리즘에서는 스테이션들을 자신의 MSI와 가능한 근접한 주기로 폴링하기 때문에 Reference 스케줄러에 비해 폴링 오버헤드가 감소하며, TXOP 사용 효율도 증가한다. 따라서 전체적인 네트워크 전송 효율이 증가하고, HCCA를 사용하여 서비스 가능한 스테이션의 수도 증가한다. 추가적으로 본 논문에서는 수락 제어 알고리즘을 구현함으로써 스케줄링과 수락 제어가 동시에 이루어진다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. II장에서 IEEE 802.11e HCCA의 기본동작 과정과 Reference 스케줄러에 대해 설명하고 문제점에 대해서 살펴본다. III장에서는 II장에서 설명한 문제점을 해결하기 위한 새로운 알고리즘을 제안하고 분석한다. IV장에서는 제안한 알고리즘과 Reference 스케줄러의 성능을 비교 분석하고, 마지막으로 V장에서는 결론으로 마무리한다.

II. IEEE 802.11e HCCA와 Reference 스케줄러

본 장에서는 IEEE 802.11e HCCA에서 스케줄링 방법을 이해하기 위해 필요한 HCCA의 기본 동작을 알아보고, Reference 스케줄러의 동작 방법과 문제점에 대해서 살펴본다.

1. IEEE 802.11e HCCA

IEEE 802.11e는 QoS를 보장하기 위해 기존 IEEE 802.11 MAC를 개선한 것이다. IEEE 802.11e에서는 기존 802.11 MAC 프로토콜 DCF와 PCF를 기반으로 하는 HCF를 규정하고 있다^[2]. HCF는 EDCA와 HCCA라는 두 개의 동작 모드를 가진다. EDCA는 경쟁 기반의 채널 접근 방식으로 우선순위 기반의 QoS를 제공한다. EDCA는 8가지 종류의 사용자 우선순위를 가지는 프레임에 대해 채널 접근 시간을 차별화한다. 반면, HCCA는 폴링 메커니즘을 이용한 비경쟁 기반의 채널 접근 방식으로 계약 기반의 QoS를 지원한다. HCCA에서는 액세스 포인트에 위치한 HC가 매체를 중앙에서 직접 통제하고, TXOP라고 부르는 매체 접근 시간의 할당을 제어하는 기능을 수행한다. HCCA는 기존 PCF를 개선하여 비경쟁 주기와 경쟁 주기 모두에서 동작할 수 있다. HC는 무선 매체를 중앙에서 통합적으로 관리하기

때문에 스테이션 간 무선 매체에 대한 경쟁을 줄임으로써 네트워크의 효율성을 증가시킨다.

비경쟁 채널 접속 방식인 HCCA는 액세스 포인트와 스테이션간의 계약에 기반을 두고 파라미터화된 (Parameterize) QoS를 지원한다. HCCA에서는 파라미터화된 QoS를 요구하는 프레임 전송을 개시하기 전에 트래픽 스트림 (Traffic Stream)이라고 하는 가상연결을 설정한다. 액세스 포인트와 스테이션 간에 트래픽 스트림을 설정하기 위해서는 프레임 크기, 평균 전송 속도 등의 트래픽 특성(Traffic Specification: TSPEC), 그리고 지연 시간등과 같은 QoS 요구 파라미터들이 상호 협상 과정을 통해 교환된다.

액세스 포인트와 스테이션 간에 TSPEC가 교환이 된 후 HC는 수락 제어 알고리즘을 이용하여 특정한 트래픽 스트림의 수락 여부를 결정하게 된다. 수락된 스테이션은 액세스 포인트가 전송할 QoS CF-Poll (QoS Contention-Free Poll)이라고 하는 폴 프레임을 받을 경우에 매체 접근 권한을 가지게 되며, 할당 받은 TXOP 만큼 매체를 점유할 수 있다^[2].

HC는 채널 상태를 감시하고 있다가 PIFS (PCF Inter Frame Space) 시간 동안 채널이 유향 상태에 있다는 것을 감지하게 되면, 전송할 데이터를 가지고 있는 스테이션에게 QoS CF-Poll 프레임을 전송함으로써 스테이션에게 채널 접근 권한을 부여한다. QoS CF-Poll에는 TXOP 값이 포함되어 있어서 폴링된 스테이션이 전송할 데이터를 가지고 있다면, TXOP 값 안에서 여러 개의 프레임을 전송한다. 또한 HC는 그림 1에서처럼 필요하다면 CP구간에서도 해당 스테이션에 QoS CF-Poll 프레임을 전송하여 스테이션이 데이터를 전송할 수 있도록 허용한다. 그림 1은 슈퍼프레임 내에

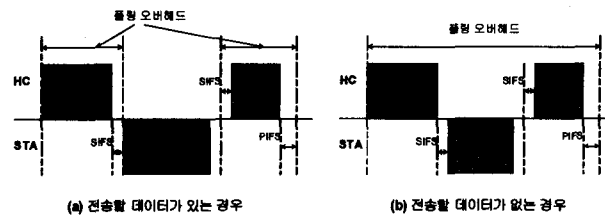


그림 2. 802.11e HCCA에서의 폴링 오버헤드
Fig. 2. Polling overhead in 802.11e HCCA.

서 HCCA를 사용한 프레임 전송 과정을 나타낸다^[2].

HC가 스테이션에게 폴링할 때, 실제 데이터 전송이 이루어지기 전에 QoS CF-Poll 프레임과 선택사항으로 RTS (Ready To Send)/CTS (Clear To Send) 프레임의 전송이 필요하며, 매 프레임의 전송 후에는 ACK 프레임을 전송해야 한다. 이와 같이 데이터 전송 외에 소비되는 시간들이 폴링 오버헤드이다. 그림 2는 전송할 데이터가 존재하는 유무에 따라서 HCCA 사용으로 인한 폴링 오버헤드를 나타낸다.

2. Reference 스케줄러

IEEE 802.11e HCCA는 앞에서 설명한 것처럼 폴링 메커니즘을 사용하는 중앙 제어 방식이기 때문에 폴 프레임의 적절한 전송 및 TXOP의 할당을 스케줄링하기 위한 알고리즘이 필요하다. IEEE 802.11e 표준에는 간단한 스케줄링 알고리즘으로 Reference 스케줄러가 제시되어 있다^[2].

Reference 스케줄러는 TSPEC 파라미터 중 Mean Data Rate, Nominal MSDU (MAC Service Data Unit) Size, MSI를 사용하여 스케줄링한다. Mean Data Rate는 상위 계층에서 MAC 계층으로 도달하는 패킷의 평균 전송 속도이며, Nominal MSDU Size는 트래픽 스트림의 평균적인 MSDU 크기를 나타내며, MSI는 특정 트래픽 스트림의 두 개의 연속적인 전송 사이의 최대 시간 간격을 나타낸다. HC에 의해 수락된 트래픽 스트림은 두 단계의 과정을 거쳐 스케줄링된다. 첫 번째 과정은 SI를 계산하는 과정이고, 두 번째는 트래픽 스트림에 할당되는 TXOP를 계산하는 과정이다.

SI를 계산하는 과정은 다음과 같다. 수락된 트래픽 스트림들의 MSI 값 중에서 가장 작은 값을 선택한다. 그리고 이 값을 넘지 않는 비콘 간격의 약속 중에서 가장 큰 값을 SI로 정한다. 이렇게 결정된 SI는 폴링 리스트에 있는 모든 스테이션을 스케줄링 하는데 사용된다. 예를 들어, 비콘 간격이 100ms이고 MSI가 60ms, 90ms,

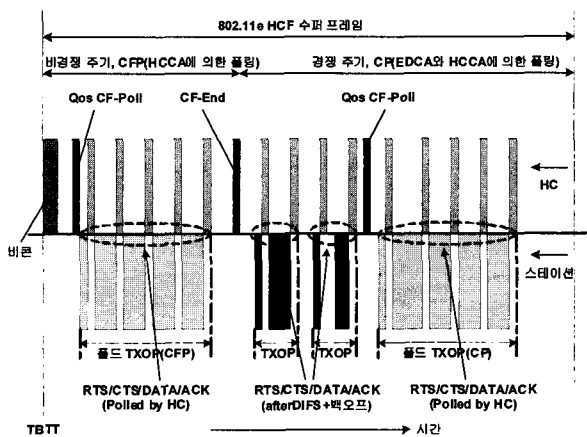


그림 1. IEEE 802.11e HCF 슈퍼프레임 구조
Fig. 1. Structure of IEEE 802.11e HCF Superframe.

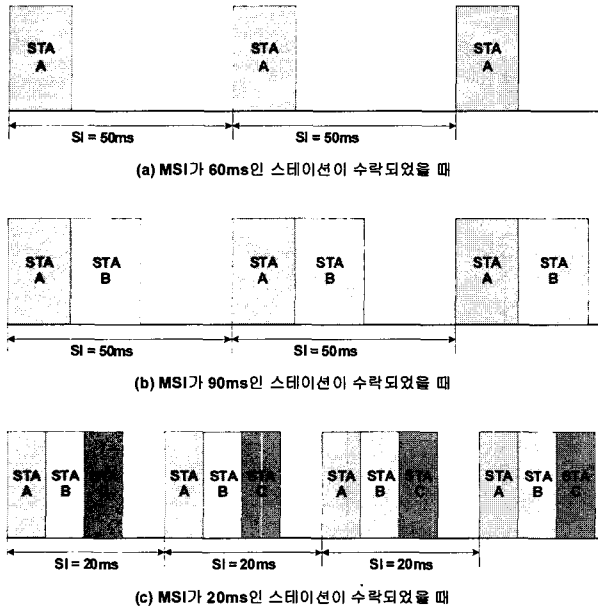


그림 3. Reference 스케줄러에서의 SI
Fig. 3. Service Interval in Reference Scheduler.

20ms인 세 개의 스테이션 A, B, C가 차례대로 수락된다고 하자. 우선 첫 번째로 MSI가 60ms인 스테이션 A가 수락되었을 때는 그림 3(a)처럼 비콘 간격인 100ms의 약수 중 60ms보다 작은 50ms가 SI이 된다. 그 다음으로 스테이션 B가 수락되었을 때는 스테이션 B의 MSI가 90ms로 60ms보다 크기 때문에 그림 3(b)에서처럼 SI는 변하지 않는다. 마지막으로 스테이션 C가 수락이 되면 MSI중 20ms가 가장 작기 때문에 그림 3(c)와 같이 SI가 20ms가 된다.

SI가 정해지면 Mean Data Rate (ρ), Nominal MSDU Size (L), Physical Transmission Rate (R), MSDU의 최대 크기(M : 2304byte)를 이용하여 TXOP를 계산한다. 먼저 스케줄러는 SI동안 Mean Data Rate로 MAC 계층에 도착하는 평균 MSDU의 수를 식 (1)과 같이 계산한다.

$$N_i = \left\lceil \frac{SI \times \rho_i}{L_i} \right\rceil \quad (1)$$

그 다음으로 식 (2)와 같이 Physical Transmission Rate가 R_i 일 때 N_i 개의 평균 크기의 MSDU를 전송하는데 필요한 시간과 최대 크기의 MSDU 한 개를 전송하는데 필요한 시간 중에 큰 값을 i 번째 수락된 트래픽 스트림의 TXOP로 할당한다.

$$TXOP_i = \max \left(\frac{N_i \times L_i}{R_i} + O, \frac{M}{R_i} + O \right) \quad (2)$$

여기서 O 는 폴링 오버헤드로 QoS CF-Poll 프레임 전송하는 시간과 데이터 프레임에 대한 ACK을 수신하는 시간, 그리고 IFS시간을 합친 값이다.

표준문서의 수락 제어 알고리즘은 다음과 같이 이루어진다. 새로운 트래픽 스트림이 수락을 요청했을 때 새로 계산된 SI를 가지고 식 (1)과 같은 방법으로 MSDU의 수를 계산한 다음, 식 (2)와 같이 트래픽 스트림의 TXOP를 계산한다. 그리고 나서 식 (3)의 부등식을 만족할 경우에 그 트래픽 스트림을 수락하게 된다. 여기서 k 는 현재까지 수락된 트래픽 스트림 수이고, $k+1$ 은 현재 수락을 요청하는 트래픽 스트림의 인덱스이며, T 는 비콘 간격, T_{cp} 는 EDCA로 사용되는 시간이다.

$$\frac{TXOP_{k+1}}{SI} + \sum_{i=1}^k \frac{TXOP_i}{SI} \leq \frac{T - T_{cp}}{T} \quad (3)$$

Reference 스케줄러는 위에서 설명한 것처럼 수락된 모든 스테이션들을 동일한 SI로 폴링하기 때문에 폴링 오버헤드 면에서 비효율적이다. Reference 스케줄러에서 SI는 수락된 스테이션들의 MSI 값 중에서 가장 작은 값에 의해 결정되기 때문에 MSI가 SI보다 비교적 큰 스테이션들의 경우에는 폴링 주기가 필요 이상으로 작아질 수 있고 이는 곧 폴링 오버헤드 비율의 증가로 이어진다. 폴링을 사용하는 매커니즘에서는 폴 프레임의 전송과 IFS(Inter Frame Space)로 인한 폴링 오버헤드가 생기는데 폴링 주기가 짧아지면 폴 프레임의 전송이 많아지므로 오버헤드가 증가하기 때문이다.

스테이션의 SI가 필요이상으로 작아지면 스테이션이 폴링 받았을 때 보낼 데이터가 없어서 낭비되는 시간이 많아지는 문제점도 발생하게 된다. Reference 스케줄러에서는 SI당 발생하는 평균 MSDU의 수 (정수값)에 비례해서 TXOP를 할당하며 최소값으로 최대 크기의 MSDU 한 개를 전송할 수 있는 시간을 보장해줘야 한다. 따라서 스테이션의 SI가 작아질 때 TXOP가 SI에 정비례해서 줄어들지 않는데 SI가 필요이상으로 작아지면 평균적인 데이터 발생량에 비해 많은 양의 TXOP를 할당하게 되므로 TXOP의 사용 효율을 감소시키는 원인이 된다.

또 스테이션의 SI가 작아지면 SI당 발생하는 평균 MSDU의 개수가 감소하게 되고, 한 SI당 할당되는 TXOP도 줄어들게 되므로 오버헤드를 감소시킬 수 있는 Block ACK의 사용 빈도를 감소시킨다.

Reference 스케줄러는 위에서 설명한 것처럼 불필요

한 폴링 오버헤드가 크며, TXOP의 사용 효율을 저하시키는 문제점이 있다. 이는 전체적인 전송 효율 및 수락 가능한 스테이션의 수를 감소시키는 결과를 가져온다.

III. 제안한 알고리즘

이번 장에서는 Reference 스케줄러에 비해 전체적인 전송 효율을 높이고, 수락 가능한 스테이션의 수를 증가시킬 수 있는 새로운 스케줄링 알고리즘에 대해서 설명한다. 앞 장에서 살펴본 대로 Reference 스케줄러의 경우는 수락된 모든 스테이션들을 동일한 SI로 폴링함으로써 성능이 저하되는 문제점이 있었다. 이런 문제점을 개선하기 위해 제안하는 알고리즘에서는 스테이션들의 MSI에 따라 폴링 주기를 단계별로 나누어서 스케줄링한다. 따라서 스테이션들을 각각의 MSI에 비교적 근접한 주기로 폴링하기 때문에 Reference 스케줄러에 비해 폴링 오버헤드를 줄이고, 자원 사용 효율을 증가시킨다. 또한 제안하는 스케줄링 알고리즘에서는 스케줄링 뿐만 아니라 스테이션에 대한 수락 제어도 동시에 이루어진다. 이에 대해서 첫째로 제안하는 알고리즘의 기본적인 동작 원리에 대해 설명하고, 둘째로 구체적인 스케줄링 방법으로 TXOP 및 SI 할당 방법과 수락 제어 알고리즘에 대해 설명한다.

1. 제안하는 스케줄러의 기본 동작

제안하는 알고리즘에서는 모든 스테이션의 SI가 동일한 Reference 스케줄러와 달리 스테이션 별로 SI가 다르게 할당된다. 각 스테이션의 SI는 스테이션이 폴링 리스트에 포함되기 전 수락제어 알고리즘을 통해 할당되고 미리 정의된 값들 중에 선택된다. 표 1은 SI로 할당될 수 있는 값들 정의한 SI 테이블의 예이다.

BSI (Basic SI)는 스케줄링 될 수 있는 가장 작은 SI이며 SI 테이블의 값들은 BSI의 배수로 정의된다. SI

표 1. SI 테이블의 예
Table 1. Example of SI Table.

SI 테이블
20ms (Basic SI)
40ms
80ms
160ms

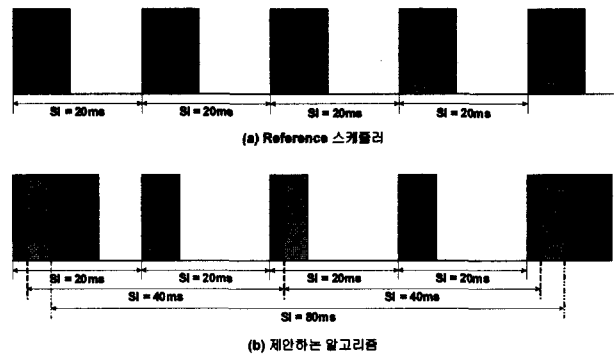


그림 4. Reference Scheduler와 제안하는 알고리즘의 SI
Fig. 4. SI of Reference Scheduler and proposed algorithm.

값들을 BSI의 배수로 정의함으로써 BSI내에서 폴링되는 스테이션들 간의 전송이 버스트하게 이루어지게 되고 스케줄링과 수락제어 알고리즘을 간단히 만들어 준다.

스케줄러는 SI 테이블에서 스테이션의 MSI보다 작은 값들 중 가능한 비슷한 값으로 SI를 할당한다. 간단하게 예를 들어 스테이션 A, B, C, D의 MSI의 각각 25ms, 45ms, 50ms, 90ms 라고 했을 때 할당되는 SI는 20ms, 40ms, 40ms, 80ms가 될 수 있다. SI를 할당하는 자세한 방법은 다음 절에서 설명한다. 그림 4는 Reference 스케줄러와 SI 테이블을 이용한 알고리즘의 SI를 비교해서 보여주고 있다.

그림 4를 통하여 Reference 스케줄러보다 제안하는 알고리즘에서 폴링 횟수가 크게 줄어든 것을 봤을 때 폴링 오버헤드가 감소하게 된 것을 알 수 있다. 또한 SI가 스테이션들의 MSI에 따라 단계별로 다르게 할당된 것을 볼 수 있으며, 한 번에 할당된 TXOP도 커진 것을 볼 수 있다.

개별적인 하나의 스테이션 관점에서 고려할 경우 스테이션의 MSI를 SI로 할당하는 것이 폴링 오버헤드가 가장 작을 것이다. 그러나 이와 같이 서비스 한다면 스케줄링이 복잡해지고 서비스 가능한 스테이션의 수도 줄어들 것이다. 따라서 제안하는 알고리즘에서는 스케줄링 알고리즘을 간단히 하고 서비스 가능한 스테이션 수의 감소를 피하기 위해 SI를 스테이션의 MSI에 따라 단계별로 나누어서 할당한다.

2. 스케줄링 및 수락 제어 방법

제안하는 알고리즘에서 수락을 요청하는 새로운 스테이션을 스케줄링하기 위해서는 우선 스테이션의 SI를 결정해야 하고, 결정된 SI에 따른 폴링 시점을 결정해야 한다. 그 이유는 그림 5와 같이 동일한 SI를 갖더라도

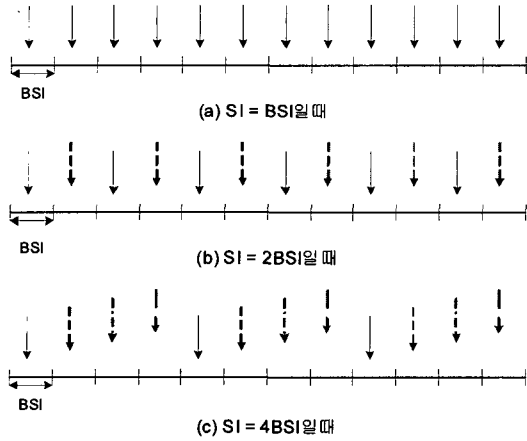


그림 5. SI와 폴링 시점에 따른 스케줄링
Fig. 5. Different Scheduling on SI and Polling points.

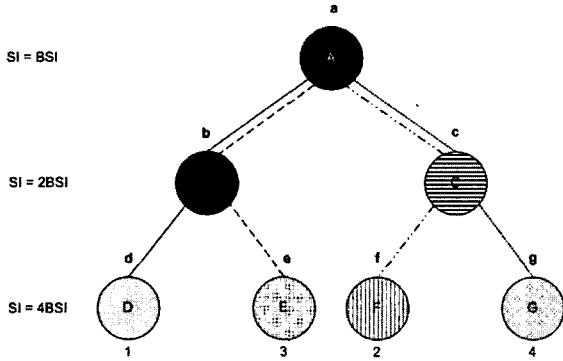


그림 6. 스케줄링 트리의 예
Fig. 6. Example of Scheduling Tree.

도 폴링 시작 시점에 따라 스케줄링이 달라지기 때문이다. 또한 SI와 폴링 시작 시점을 바탕으로 TXOP를 계산하고 스테이션이 수락 가능한지 체크되어야 한다.

제안하는 알고리즘에서는 이런 계산들을 쉽게 수행하기 위해서 그림 6과 같은 스케줄링 트리를 구성하였고 HC는 이 트리를 유지함으로써 스케줄링 및 수락 제어를 수행하게 된다. 그림 6에서 각 노드 위에 소문자 알파벳은 노드 이름이고 내부의 대문자 알파벳은 수락된 스테이션들을 나타낸다. 스케줄링 트리에서 근 노드(Root Node)에 속한 스테이션들의 SI는 BSI이며 레벨이 한 단계씩 높아질수록 그 노드에 속한 스테이션들의 SI는 2배씩 커진다. 즉 그림 6에서 노드 b와 c에 속한 스테이션 B와 C의 SI는 2BSI이고, 노드 d, e, f, g에 속한 스테이션 D, E, F, G의 SI는 4BSI이다. 노드에 포함되는 스테이션이 여러 개 일 수 있으며, BSI 및 트리의 레벨은 네트워크에 알맞게 조절될 수 있다.

스케줄링 트리에서 잎 노드(Leaf Node)와 그것의 조상 노드(Ancessor Node)들에 속한 스테이션들은 항



그림 7. 스케줄링 예제
Fig. 7. Example of Scheduling.

상 같은 BSI내에서 폴링되는 스테이션들이다. 이 스테이션들의 그룹을 폴링 그룹이라고 정의한다. 예를 들어 그림 6에서 A, B, D 스테이션들은 항상 같은 BSI내에서 폴링되는 스테이션들이다. 스케줄링 트리에서 잎 노드들 밑에 표시된 숫자는 각 폴링 그룹들의 번호이며 이는 폴링되는 순서를 나타낸다. 즉 그림 6처럼 스케줄링 트리가 구성되었을 때는 각 BSI마다 (A, B, D), (A, C, F), (A, B, E), (A, C, G), (A, B, D)순으로 폴링이 이루어진다. 그림 7에서 이에 대한 예를 나타내었다.

Reference 스케줄러에서는 새로운 스테이션이 수락되어 폴링 리스트에 추가되거나 기존 스테이션의 트래픽 전송이 끝나 폴링 리스트에서 빠져 나갈 때, SI 및 스테이션들의 TXOP가 변하는 경우가 발생한다. 즉 폴링 리스트에 있는 스테이션들의 MSI 중 가장 작은 MSI가 변하게 될 경우 새로운 SI를 할당해야 하고 이에 따라 모든 스테이션들에게 새로운 TXOP를 할당해야 한다.

그러나 제안하는 알고리즘에서는 새로운 스테이션이 네트워크에 참여하거나 빠져나갈 때 다른 스테이션들의 SI나 TXOP값에 영향을 미치지 않는다.

제안하는 알고리즘에서 수락 제어는 스케줄링 트리에 새로운 스테이션을 추가하는 과정으로 다음과 같은 3단계의 과정을 통해 이루어진다.

STEP 1: 수락을 요청하는 스테이션 i의 SI를 식 (4)와 같이 구한다.

$$SI_i = \max x | x \leq MSI_i, x \in SItable \quad (4)$$

STEP 2: 각 폴링 그룹의 TXOP의 총합(TXOPSUM)을 구하고 수락을 요청하는 스테이션 i의 TXOP를 구한다. 각 폴링그룹의 TXOPSUM은 식 (5)와 같다. 여기서 l은 각 폴링그룹에 포함된 스테이션의 수를 나타낸다.

$$TXOPSUM = \sum_{n=1}^l TXOP_n \quad (5)$$

스테이션 i의 TXOP를 구하는 방법은 SI를 제외하고

는 Reference 스케줄러와 같다. 스테이션 i 에서 SI_i 동안 Mean Data Rate으로 MAC 계층에 도착한 MSDU의 수는 식 (6)과 같이 계산하고 식 (7)로 $TXOP_i$ 를 계산한다.

$$N_i = \left\lceil \frac{SI_i \times \rho_i}{R_i} \right\rceil \quad (6)$$

$$TXOP_i = \max \left(\frac{N_i \times L_i}{R_i} + O, \frac{M}{R_i} + O \right) \quad (7)$$

STEP 3: 마지막으로 스케줄링 트리에서 스테이션 i 가 속할 노드를 결정하는 단계이다. 스테이션 i 가 포함될 수 있는 노드가 존재하면 해당 노드에 수락이 되며 그 조건은 다음과 같다. SI_i 가 BSI 인 노드들 중에서 스테이션 i 를 포함시켰을 때 그 노드가 속한 모든 폴링 그룹이 식 (8)을 만족해야 한다.

$$TXOP_i + TXOP_{SUM} \leq BSI \quad (8)$$

스테이션 i 가 포함될 수 있는 노드가 하나 이상일 경우에는 $TXOP_{SUM}$ 이 최소인 폴링그룹을 포함하는 노드를 선택한다. 스테이션 i 가 참여할 수 있는 폴링그룹이 없고 SI_i 가 BSI 보다 클 경우 SI_i 를 절반으로 줄이고 STEP 2 과정부터 반복한다. SI_i 가 BSI 가 될 때까지 참여할 수 있는 그룹이 없으면 스테이션 i 는 수락이 거부된다.

STEP 3에서 식 (8)의 의미는 다음과 같다. 폴링 그룹의 스테이션들은 한 BSI 내에서 모두 폴링되기 때문에 새로운 스테이션이 특정 폴링 그룹에 포함되려면 새로운 스테이션의 $TXOP$ 와 그 폴링 그룹의 $TXOP$ 총합이 BSI 보다 작거나 같아야 한다.

다음은 수락제어의 예를 보인다. 현재 그림 8처럼 스케줄링 트리가 구성되어 있으며 트리에서 알파벳 대문자 옆에 괄호 안의 숫자는 스테이션에게 할당된 $TXOP$ 를 나타낸다. 이때 MSI 가 각각 85ms, 80ms인 두 스테이션 K 와 L 이 차례대로 수락을 요청한다고 가정하자.

우선 스테이션 K 의 SI 는 식(4)에 의해 80ms가 되고 $TXOP$ 는 식(6), 식(7)에 의해 4ms가 된다. 이때 SI 가 80ms인 노드들은 d, e, f, g 이며 폴링 그룹 1, 2, 3, 4의 $TXOP$ 총합은 각각 17ms, 17ms, 18ms, 13ms이다. 폴링그룹 4의 경우에만 식 (8)을 만족하므로 스테이션 K 가 포함될 수 있는 노드는 g 이다. 그림 9는 스테이션 K 가 수락된 후의 재구성된 스케줄링 트리이다.

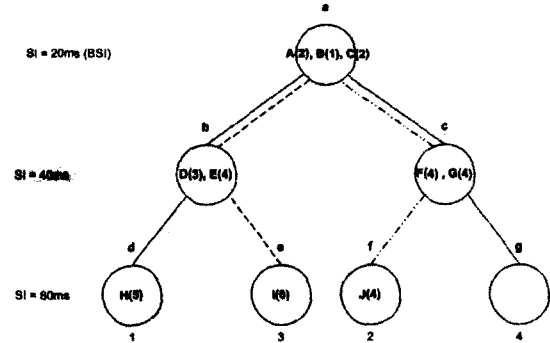


그림 8. 스테이션 K 와 L 이 수락되기 전 스케줄링 트리의 예

Fig. 8. Example of Scheduling Tree before station K and L are admitted.

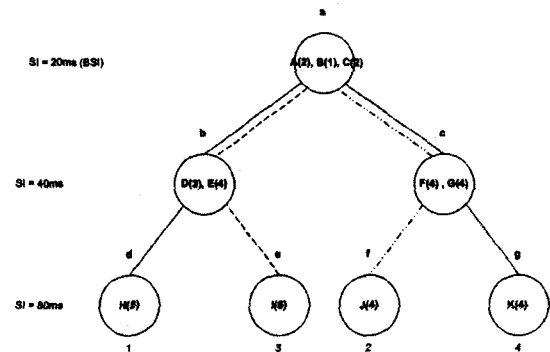


그림 9. 스테이션 K 가 수락된 후 스케줄링 트리의 예

Fig. 9. Example of Scheduling Tree after station K is admitted.

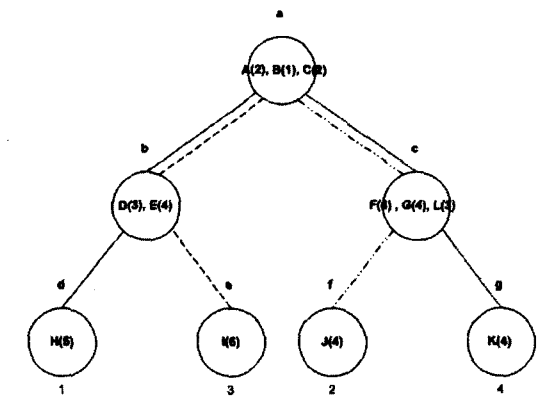


그림 10. 스테이션 L 이 수락된 후 스케줄링 트리의 예

Fig. 10. Example of Scheduling Tree after station L is admitted.

두 번째로 스테이션 L 의 SI 는 식 (5)에 의해 80ms가 되고 $TXOP$ 는 5ms가 된다. 이때 SI 가 80ms인 노드들은 d, e, f, g 이며 폴링 그룹 1, 2, 3, 4의 $TXOP$ 총합은 각각 17ms, 17ms, 18ms, 17ms이다. 모든 폴링그룹이 식 (8)을 만족하지 않으므로 스테이션 L 이 포함될 수 있는 노드가 없다. 따라서 스테이션 L 의 SI 를 40ms로

줄이고 위의 과정을 반복한다.

SI를 40ms 했을 때 스테이션 L의 TXOP는 3ms가 된다. 이때 SI가 40ms인 노드는 b와 c인데 노드 c가 속하는 폴링그룹 2와 4가 모두 식 (8)을 만족하므로 스테이션 L은 수락이 되고 노드 c에 포함되게 된다. 그림 10은 스테이션 L이 수락된 후의 스케줄링 트리이다.

제안하는 알고리즘에서는 수락제어를 통해 새로운 스테이션이 수락이 되면 동시에 스케줄링도 완료가 된다. 왜냐하면 새로운 스테이션이 수락제어를 통하여 스케줄링 트리에 삽입됨으로써 스케줄링 트리가 구성되고 곧 스테이션의 스케줄링이 이루어지기 때문이다.

IV. 제안한 알고리즘의 성능 평가

이번 장에서는 네트워크에서 MSI가 서로 다른 트래픽 스트림들이 동시에 서비스되는 상황에서 제안하는 알고리즘과 Reference 스케줄러의 성능을 비교 분석한다. 시뮬레이션은 NS-2^[10]를 사용하여 수행하였으며 네트워크의 총 전송률, HCCA 채널 점유 비율, 지연으로 인한 패킷 손실률을 통해 성능을 분석한다.

1. 시뮬레이션 가정

시뮬레이션에 사용한 물리 계층은 IEEE 802.11b를 사용하였고, 이에 관련된 파라미터는 표 2와 같다. MAC 계층은 이탈리아 PISA 대학교에서 개발한 IEEE 802.11e HCCA 모듈^[11]을 사용하였으며, 채널의 상태는 이상적인 것으로 가정하였다. RTS/CTS 프레임은 사용하지 않았으며 블록 ACK가 사용되었다. 각 스테이션은 액세스 포인트로 전송할 업 링크 트래픽 스트림을 하나씩 가지고 있다.

표 3의 트래픽을 사용하는 시나리오 1과 표 4의 트래픽을 사용하는 시나리오 2에서 각각 시뮬레이션이 수행

표 2. 시뮬레이션 파라미터
Table 2. Parameter of simulation.

Slot Time	20µs
SIFS	10µs
PIFS	30µs
Preamble Length	144 bits
PLCP Header Length	48 bits
PLCP Tx Rate	1 Mbps
MAC Header Length	60 Bytes
Basic Tx Rate	1 Mbps
Data Rate	11 Mbps

표 3. 시나리오 1의 트래픽 형태 및 특성

Table 3. Traffic types and characteristics of scenario 1.

Type	Frame Interval (ms)	Mean Frame Size (byte)	Mean Data Rate (Kbps)	MSI (ms)	Delay Bound (ms)
Voice 1	20	120	48	20	40
Video 1	40	1280	256	40	80
Voice 2	40	120	24	40	80
Video 2	80	1280	128	80	160

표 4. 시나리오 2의 트래픽 형태 및 특성

Table 4. Traffic types and characteristics of scenario 2.

Type	Frame Interval (ms)	Mean Frame Size (byte)	Mean Data Rate(Kbps)	MSI (ms)	Delay Bound (ms)
Voice 1	20	60	48	20	40
Video 1	20	1280	512	40	80
Voice 2	20	60	48	40	80
Video 2	20	1280	512	80	160

되었다. 시나리오 1에서는 MSI와 프레임 간격이 같은 즉 MSI마다 하나의 프레임이 생성되는 트래픽들이 사용되었다. 반면 시나리오 2에서는 MSI마다 여러 개의 패킷들이 생성되는 트래픽들이 사용되었다.

시뮬레이션에 사용된 VBR 트래픽은 h.261 비디오 파일 (The Firm)^[12]의 프레임 간격을 변형하여 사용하였다. 시뮬레이션은 모두 100분 동안 이루어졌으며 표 3과 표 4의 트래픽을 가진 스테이션을 한 개씩 증가시키면서 네트워크의 총 전송률, HCCA 채널 점유 시간 비율, 지연으로 인한 패킷 손실률을 측정하였다.

2. 시뮬레이션 결과 분석

이번 절에서는 Reference 스케줄러와 제안하는 스케줄링 알고리즘의 전송률, HCCA 채널 점유 비율, 지연으로 인한 패킷 손실률을 비교 분석한다.

그림 11에서는 시나리오 1에서 스테이션의 수가 증가함에 따라 제안하는 알고리즘과 Reference 스케줄러의 총 전송률을 비교하였다. 스테이션의 수가 10개일 때까지는 제안하는 알고리즘과 Reference 스케줄러의 총 전송률이 동일하게 증가하고 있다. 이때 두 알고리즘 모두에서 전송 지연으로 인한 패킷 손실은 없었다. 따라서 총 전송률은 동일하다. 하지만 스테이션이 11개 이상일 때 Reference 스케줄러는 전송률이 더 이상 증가하지 않고 제안하는 알고리즘 경우에만 스테이션이 20개가 될 때까지 계속 증가하고 있다. 이는 Reference

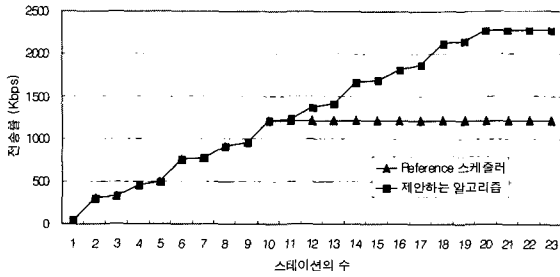


그림 11. 시나리오 1에서 전송률 비교
Fig. 11. Comparison of throughput in scenario 1.

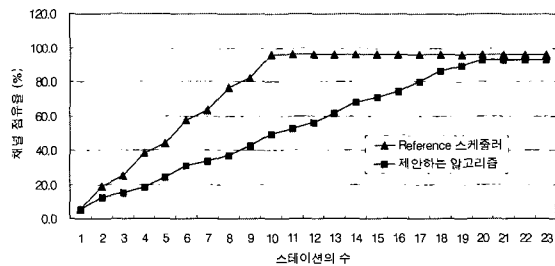


그림 12. 시나리오 1에서 HCCA 채널 점유율 비교
Fig. 12. Comparison of HCCA channel occupancy in scenario 1

스케줄러는 10개의 스테이션까지만 수락이 가능하고 제안하는 알고리즘은 20개까지 수락 가능하기 때문이다.

시나리오 1에서 제안하는 알고리즘이 Reference 스케줄러보다 2배 더 많은 스테이션이 수락되는 이유는 다음과 같다. 첫째로 시나리오 1의 트래픽들은 프레임 간격이 20ms, 40ms, 80ms인데 Reference 스케줄러에서는 20ms마다 모든 스테이션에게 TXOP를 할당하며 최소 값으로 최대 크기의 MSDU 한 개를 보낼 수 있는 시간을 보장해준다. 따라서 제안하는 알고리즘에 비해 불필요한 TXOP의 할당이 이루어진다. 둘째로 제안하는 알고리즘은 Reference 스케줄러보다 폴링 횟수가 줄어들기 때문에 폴링으로 인한 오버헤드가 감소한다.

그림 12는 시나리오 1에서 제안하는 알고리즘과 Reference 스케줄러의 HCCA 채널 점유율을 보여주고 있다.

스테이션이 증가함에 따라 제안하는 알고리즘의 증가율이 더 완만하게 증가하고 있다. 스테이션이 10개일 때 Reference 스케줄러는 95.8%이고 제안하는 알고리즘에서는 49.5%로 거의 1/2 수준을 보이고 있다. HCCA로 사용되지 않고 남은 시간은 경쟁구간으로 사용가능하기 때문에 제안하는 알고리즘에서 전송효율을 더 높일 수 있다.

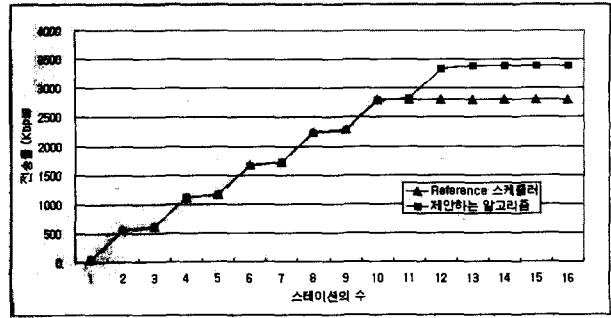


그림 13. 시나리오 2에서 전송률 비교
Fig. 13. Comparison of throughput in scenario 2.

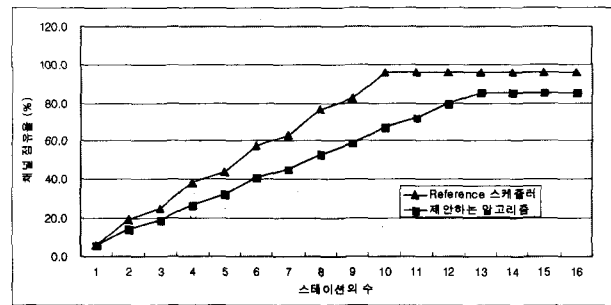


그림 14. 시나리오 2에서 HCCA 채널 점유율 비교
Fig. 14. Comparison of HCCA channel occupancy in scenario 2.

그림 13과 14는 시나리오 2에서 스테이션의 수가 증가함에 따라 제안하는 알고리즘과 Reference 스케줄러의 총 전송률과 HCCA 채널 점유율을 보여주고 있다.

시나리오 2에서는 두 알고리즘의 수락 가능한 스테이션 수와 HCCA 채널 점유율의 차이가 줄어들었다. 이유는 시나리오 2에서는 트래픽의 프레임 간격이 모두 20ms이기 때문에 시나리오 1과는 다르게 Reference 스케줄러의 과도한 TXOP 할당으로 인한 낭비가 줄어들었기 때문이다. 그림 14에서 제안하는 알고리즘을 사용했을 때 스테이션의 채널 점유율이 약 85%에 머무른다. 그 이유는 시나리오 2에서 20ms 혹은 40ms의 SI마다 할당할 수 있는 TXOP의 크기가 14번째 video 1 트래픽 스트림이 요구하는 TXOP보다 작기 때문이다. 결과적으로 13번째 트래픽 스트림까지 수락된다. 하지만 여전히 제안하는 알고리즘에서 더 많은 수의 스테이션을 서비스 하고 있으며 HCCA 채널 점유율 또한 작다.

그림 15는 시나리오 2에서 제안하는 알고리즘의 지연으로 인한 패킷 손실률을 보여주고 있다. Reference 스케줄러에서는 모든 트래픽에서 지연으로 인한 패킷 손실은 일어나지 않았다. 제안하는 알고리즘에서는 VBR 트래픽 Video 1에서 전송지연으로 인한 패킷손실이 생겼으나 평균 1%미만으로 작은 편이었다. Video 2

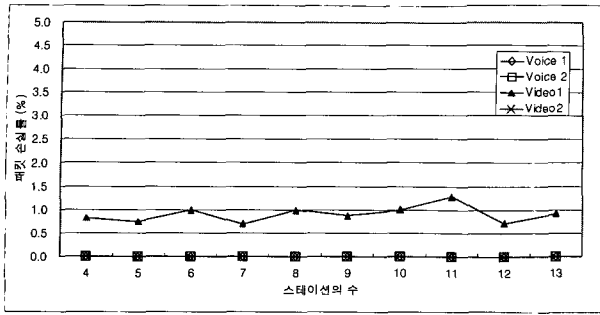


그림 15. 시나리오 2에서 제안하는 알고리즘의 패킷 손실률
Fig. 15. packet drop rate of proposed algorithm in scenario 2.

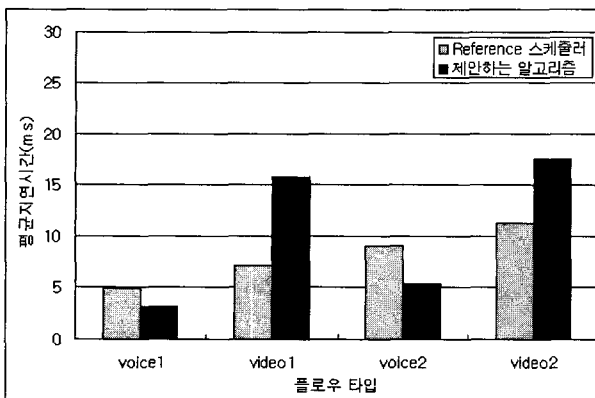


그림 16. 시나리오 1의 플로우별 평균지연시간 (8개 스테이션)
Fig. 16. Mean delay time of scenario 1 according to flows (8 stations).

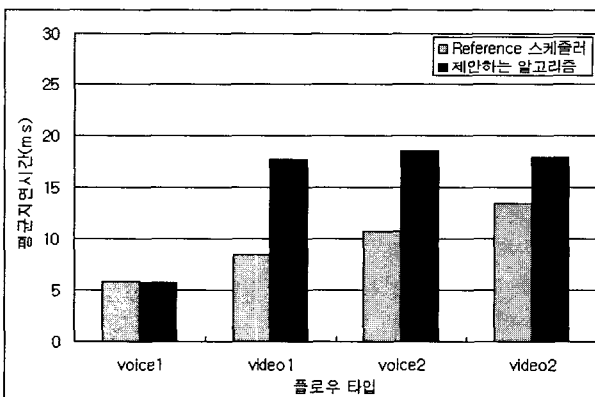


그림 17. 시나리오 2의 플로우별 평균지연시간 (8개 스테이션)
Fig. 17. Mean delay time of scenario 2 according to flows (8 stations).

는 VBR 트래픽임에도 불구하고 블록 ACK의 사용으로 폴링 오버헤드가 감소하여서 패킷 손실은 일어나지 않았다.

그림 16과 17은 시나리오 1과 시나리오 2의 각 플로우별 평균지연시간을 나타낸다. 총 8 스테이션이 전송하는 각 플로우들의 평균을 구하여 Reference 스케줄러

와 제안하는 알고리즘의 평균지연시간을 비교하였다.

그림 16에 나타난 시나리오 1의 플로우별 평균지연시간은 단계별 스케줄링을 사용하는 제안하는 알고리즘이 voice 플로우 면에서는 Reference 스케줄러보다 더 작은 지연시간을 가진다. 그에 비하여 video 플로우 면에서는 제안하는 알고리즘의 SI는 Reference 스케줄러보다 더 큰 SI로 서비스되기 때문에 보다 큰 지연을 보이고 있다.

그림 17에 나타난 시나리오 2의 플로우별 평균지연시간 또한 시나리오 1에서와 같이 대체적으로 유사한 값을 나타낸다. 하지만 시나리오 2의 voice2 플로우는 Reference 스케줄러에 비해 2배의 SI로 동작되는 제안하는 알고리즘에서 평균지연시간이 다소 높게 나타났다. 그러나 제안한 알고리즘의 지연은 TSPEC의 요구 사항인 delay bound 안에 모두 들어 있을 뿐만 아니라 한개의 SI보다 작은 크기를 가지고 있어 지연성능에서 품질에 영향을 미치지 않는다.

V. 결론

IEEE 802.11e 표준에는 폴링 기반의 중앙 제어 방식인 HCCA를 위해 Reference 스케줄러가 제시되어 있다. 그러나 Reference 스케줄러는 모든 스테이션을 동일한 SI로 폴링하기 때문에 SI보다 MSI가 큰 스테이션들의 경우 폴링 오버헤드 면에서 비효율적이며, TXOP의 활용률 면에서도 낮다. 본 논문에서는 이와 같은 Reference 스케줄러의 문제점을 해결하기 위해서 스테이션들의 MSI에 따라 폴링 주기를 단계별로 나누어서 서비스하기 위한 스케줄링 알고리즘 및 수락 제어 알고리즘을 제안하였다.

제안하는 알고리즘에서는 스테이션들을 자신의 MSI에 근접한 주기로 폴링하도록 하여 MSI가 큰 스테이션들의 폴링 오버헤드를 줄이고 불필요한 TXOP의 할당을 감소시켰다. MSI가 큰 스테이션들의 경우 한번에 할당받는 TXOP도 커질 수 있기 때문에 블록 ACK의 활용률도 증가할 수 있도록 하였다. 따라서 SI가 다양한 스테이션들이 동시에 서비스 되는 환경에서 전체적인 전송 효율이 증가하고 HCCA로 서비스 가능한 스테이션의 수도 증가한다. 또한 시뮬레이션을 통하여 성능 분석을 한 결과 우수한 성능을 보이는 것을 확인할 수 있었다.

제안하는 알고리즘은 전송효율의 증가에 초점이 맞춰졌기 때문에 전송 지연 면에서는 뛰어난 성능을 보이

지는 않는다. 앞으로 QoS면에서도 보완되어 효율적인 스케줄링이 연구되어야 할 것이다.

참 고 문 헌

[1] IEEE Std, "IEEE standard for wireless LAN medium access control (MAC) and physical (PHY) specifications," 1999.

[2] IEEE Std 802.11e/D13.0, "Draft supplement to standard for telecommunications and information exchange between systems-LAN/MAN specific requirements. Part 11: Wireless medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: Medium access control (MAC) enhancements for quality of service (QoS)," Apr. 2005.

[3] P. Ansel, Q. Ni, and T. Turletti, "An Efficient Scheduling Scheme for IEEE 802.11e," Proc. Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks, 2004.

[4] A. Grilo, M. Macedo, and M. Nunes, "A Scheduling Algorithm for QoS Support in IEEE 802.11E Networks," IEEE Wireless Communications, pp. 36-43, June 2003.

[5] D. Skyrianoglou, N. Passas, A.K. Salkintzis, "ARROW : An Efficient Traffic Scheduling Algorithm for IEEE 802.11e HCCA," Wireless Communications, IEEE Transactions on Volume 5, Issue 12, pp. 3558-3567, Dec. 2006.

[6] S. Choi, "Emerging IEEE 802.11e WLAN for Quality-of-Service(QoS) Provisioning" SK Telecom Telecommunications Review Vol. 12, No.6, pp. 894-906, Dec. 2002.

[7] J. Chen, C. A.Lin, "HMM: hybrid multipolling mechanism with pre-allocation admission control for real-time transmissions in WLANs", VTC2004-Fall, Vol.4, pp.3040 - 3044, Sept. 2004

[8] J. B. Son, H. S. Choi and S. C. Park, "An Effective Polling MAC Scheme for IEEE 802.11e", ISCIT 2004, Sapporo, Japan, Oct. 2004

[9] <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.

[10] <http://info.iet.unipi.it/~cng/ns2hcca/>.

[11] <http://www.tkn.tu-berlin.de/research/trace/trace.html>.

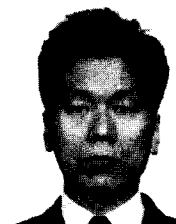
저 자 소 개



양 근 혁(정회원)
 2005년 아주대학교 전자공학과
 학사 졸업.
 2007년 아주대학교 전자공학과
 석사 졸업.
 <주관심분야: WLAN scheduling,
 Ad-Hoc networking>



옥 치 영(학생회원)
 2006년 아주대학교 전자공학과
 학사 졸업.
 2006년 3월~ 현재 아주대학교
 전자공학과 석사 과정.
 <주관심분야 : WSN, RFID,
 Traffic Engineering>



이 채 우(정회원)
 1985년 서울대학교 제어계측
 학사 졸업.
 1988년 한국과학기술원
 전자공학과 석사 졸업.
 1995년 University of Iowa 박사
 졸업.
 1985년 11월~1985년 12월 (주)금성통신 연구원.
 1988년 9월~1999년 3월 한국통신 선임연구원.
 1999년 3월~2001년 9월 Lucent Technologies
 Korea 이사.
 2001년 9월~2002년 2월 한양대학교 겸임교수
 2002년 3월~현재 아주대학교 전자공학과
 부교수.
 <주관심분야 : 광대역 통신망, Ubiquitous
 networking, Traffic Engineering>