

# IEEE 802.11e WLAN 위한 이중 리키 버킷 기반 HCCA 스케줄러

준회원 이 동 열\*, 정회원 이 채 우\*

## Dual Token Bucket based HCCA Scheduler for IEEE 802.11e

Dong-yul Lee\* Associate Member, Chae-woo Lee\* Regular Member

### 요 약

무선 랜에서 다양한 QoS를 제공하기 위해 제안된 IEEE 802.11e는 경쟁기반의 EDCA와 비경쟁 기반인 HCCA 모드를 가진다. 802.11e의 중앙제어 방식인 HCCA는 효율적인 자원분배를 하는 스케줄링 알고리즘을 필요로 한다. 그러나 기존의 HCCA 스케줄러 알고리즘들은 VBR 트래픽 제공하는 실시간 서비스에 QoS를 보장하는데 있어 어려움이 있다. 본 논문에서는 VBR 트래픽에 대하여 QoS를 보장하는 효율적인 자원분배를 위해 평균자원 할당과 최대 자원 할당방법을 동시에 사용하는 이중 리키 버킷을 사용하였다. QoS 보장 된 스테이션의 개수를 최대화하기 위하여 statistical 접근법을 사용하여 각 스테이션의 필요한 TXOP의 최소값을 구하였다. 시뮬레이션 결과는 제안한 알고리즘의 성능이 참조 스케줄러와 비교하여 전송률과 전송 지연 측면에서 성능이 좋음을 보여준다.

**Key Words** : HCCA, IEEE 802.11e, TXOP, Token Bucket, Dual Leaky Bucket, Statistical Approach

### ABSTRACT

IEEE 802.11e proposed by IEEE 802.11 working group to guarantee QoS has contention based EDCA and contention free based HCCA. HCCA, a centralized polling based mechanism of 802.11e, needs a scheduling algorithm to allocate the network resource efficiently. The existing standard scheduler, however, is inefficient to support for QoS guarantee for real-time service having VBR traffic. To efficiently assign resource for VBR traffic, in this paper, we propose TXOP algorithm based on dual leaky bucket using average resource allocation and peak resource allocation. The minimum TXOP of each station is obtained by using statistical approach to maximize number of stations of which performance satisfy QoS target. Simulation results show that the proposed algorithm has much higher performance compared with reference scheduler in terms of throughput and delay.

### 1. 서 론

지연에 민감한 VoIP(Voice over IP)나 동영상 같은 실시간 서비스에 대한 수요가 증가함에 따라 VBR 트래픽에 QoS를 보장하는 기술이 요구되고 있다. IEEE 802.11 working group은 WLAN에서 QoS를 제공하기 위해 중앙제어 방식 기반 한

HCCA (HCF Controlled Channel Access)를 제안하였다<sup>1)</sup>. HCCA는 CP(Contention Period)에서도 지원되며, 비콘 프레임간의 간격을 항상 일정하게 유지하기 위해 TXOP(Transmission Opportunities)를 할당함으로써 스테이션의 채널 점유시간을 제어한다.

HCCA는 기본적으로 AP에 위치한 HC(Hybrid

\* "This research was supported by the MKE(Ministry of Knowledge Economy), Korea, under the ITRC(Information Technology Research Center) support program supervised by the IITA(Institute of Technology Advancement)" IITA-2009-C1090-0902-0014

\* 아주대학교 전자공학과 멀티미디어 네트워크 연구실(dreamhunting@ajou.ac.kr, cwlee@ajou.ac.kr)

논문번호 : KICS2009-08-374, 접수일자 : 2009년 8월 27일, 최종논문접수일자 : 2009년 11월 4일

Coordinator)가 폴링을 통해 전송을 원하는 스테이션에게 TXOP를 할당한다. 이때 TXOP의 크기는 스테이션의 TSPEC(Traffic Specifications)에 근거하여 결정된다. TXOP크기와 순서를 효율적으로 스케줄링하기 위해 HCCA 스케줄러가 필요하다.

기본적으로 자원할당 방법에는 각 스테이션의 평균 데이터 전송속도를 사용하여 각 스테이션의 자원을 할당하는 평균 자원 할당 방식과 최대 데이터 전송속도를 사용하여 자원을 할당하는 최대 자원할당 방식이 있다. 이 방법들은 다음과 같은 trade-off가 존재한다. 평균자원 할당 방식은 승인될 수 있는 스테이션의 수를 최대로 할 수 있지만, 각 스테이션에 QoS를 보장하는 제어방법이 없다. 반면에 최대 자원 할당 방식은 승인될 수 있는 스테이션의 수는 상대적으로 적지만, 승인된 스테이션들에게 QoS를 완전히 보장할 수 있다. 즉, 두 자원할당방식에는 승인 가능한 스테이션의 수와 QoS 보장을 평가하는 패킷 손실간의 trade-off가 존재한다. 이에 HCCA에 두 자원방식의 적절한 적용이 요구된다.

현재 IEEE 802.11e 표준에서는 참조 스케줄러(Reference scheduler)가 있다<sup>[2]</sup>. 참조 스케줄러는 서비스 주기 SI 동안 평균적으로 도착하는 패킷에 대한 전송만을 보장해주는 평균 자원 할당 방식으로 승인 가능한 스테이션의 수는 높지만 MPEG-4 비디오 트래픽과 같은 VBR 트래픽에 대해서는 지연 및 패킷손실률이 상당히 높아 QoS를 보장하는데 어려움이 있다<sup>[6]</sup>. VBR 트래픽에 QoS를 보장하기 위한연구는 계속되어 왔으며<sup>[7]-[19]</sup>, 그 중 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷 알고리즘이 가장 많이 사용되고 있다<sup>[9], [16], [19]</sup>. 이러한 알고리즘은 실시간 트래픽을 포함한 다양한 트래픽 형태에 대하여 QoS를 보장할 수 있는 좋은 알고리즘으로 알려져 있다<sup>[2]</sup>. HCCA에서도 단일 토큰 버킷은 상당 수 적용되었으며 정확한 분석이 이루어 졌다. 하지만 HCCA에서 이중 리키 버킷의 적용은 트래픽을 좀 더 정밀하게 조절 할 수 있음에도 불구하고 아직 정확한 분석이 부족한 편이다.

HCCA에서는 TXOP기간 동안에만 서비스가 이루어지기 때문에 지연 서버(latency server)를 추가적으로 고려하여 분석되어야한다. 그러나 이러한 분석은 실제 트래픽 모델은 확률적인데 반해 트래픽의 특성을 결정적인 모델에 근거하고 있기 때문에, 분석된 결과가 실제 얼마나 만족시켜주는지 판단하는데 어려움이 있다. 본 논문에서는 확률적 모델에 근거한 분석 모델을 사용하여 우리가 원하는 패킷

손실율을 보장 하는 안에서 승인 될 수 있는 스테이션의 수를 최대화하는 이중리키 버킷 기반 TXOP 할당 알고리즘을 제안한다. 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷을 사용하기 위해 필요한 최소 용량을 계산하기 위해 확률적 접근방식<sup>[20]-[22]</sup>이 사용되었었다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 먼저 IEEE 802.11e HCCA 참조 스케줄러에 대해서 설명한다. 3장에서는 토큰 버킷과 이중토큰 버킷을 소개하고, 4장에서는 확률적 접근에 근거하여 얻은 버킷의 최소 채널 용량을 사용한 TXOP 결정 스케줄러를 제안한다. 5장에서는 시뮬레이션을 통해서 기존의 스케줄러들과 비교하고 실험결과를 분석한다. 마지막으로 논문의 내용을 정리한다.

## II. 배경지식

### 2.1 IEEE 802.11e HCCA

HCCA모드에서는 QAP(QoS AP)에 위치하는 HC가 스테이션으로부터 트래픽 특성을 받아들이고 분석하여 각 스테이션의 특성에 맞는 TXOP와 SI를 할당한다<sup>[2]</sup>. 따라서 HCCA에서는 네트워크상의 트래픽이 증가해도 전송 프레임 간 충돌 가능성은 거의 없다.

HCCA의 동작은 다음과 같다. 먼저 HCCA에서는 프레임의 전송을 개시하기 전에 QAP와 스테이션 간에 트래픽 스트림이라고 하는 가상의 연결을 우선 설정하여 트래픽 특성(Traffic Specification: TSPEC)을 교환한다. 표 1은 트래픽 특성을 나타낸다.

TSPEC이 교환 되면 HC는 승인 제어 알고리즘을 통해 특정 트래픽 스트림을 받아들일 것인지에 대한 여부를 결정하게 된다. 특정 트래픽 스트림이 승인이 되면, 승인된 스테이션은 QAP가 전송한 QoS CF-Poll을 통해서 매체 접근 권한을 가진다. 이때 승인된 스테이션은 프레임의 QoS Control field에 표기된 TXOP 값만큼 매체를 점유한다. HC는 채널 상태를 감시하고 있다가 PIFS시간 동안 채널이 유희(Idle) 상태에 있는 것을 감지하게 되면, QoS CF-Poll 프레임을 다음 스테이션에게 전송함으로써 다음 스테이션이 채널 접근 권한을 가지게 한다. 또한 필요하다면 HCCA에서는 CP구간에서도 해당 스테이션에 QoS CF-Poll 프레임을 전송하여 데이터를 전송할 수 있게 한다.

HC는 제한된 자원 내에서 QoS 요구사항을 만족시키기 위해 스테이션들을 스케줄링 해야 하며, 스테이션에 할당될 TXOP와 SI의 크기 또한 스케줄링

표 1. TSPEC 파라미터  
Table 1. TSPEC parameter

Traffic Specification parameter	설명
Nominal MSDU Size (L)	트래픽 스트림의 평균 MSDU 크기 (byte)
Maximum MSDU Size (M)	트래픽 스트림의 최대 MSDU 크기
Minimum service interval (mSI)	성공적인 서비스 주기의 최소 시간 간격
Maximum service interval (MSI)	성공적인 서비스 주기의 최대 시간 간격
Mean Data Rate ( $\rho$ )	상위 계층에서 MAC 계층으로 도달하는 패킷의 평균 전송 속도
Peak Data Rate (PR)	상위 계층에서 MAC 계층으로 도달하는 패킷의 최대 전송 속도
Maximum Burst Size (MBS)	Peak Data Rate로 MAC 계층으로 도달하는 트래픽 스트림의 최대 크기
Delay Bound (D)	Packet 전송 시 허용된 최대 전송 지연 시간
Minimum PHY Rate (R)	스케줄러 및 승인 제어 알고리즘에서 전송시간을 결정하기 위한 전송률
Minimum TXOP duration (mTD)	스테이션에게 할당된 최소 TXOP 크기이며, 최대 패킷을 전송하는데 걸리는 시간 $mTD = \max\left(\frac{M}{R}\right)$
Maximum TXOP duration (MTD)	스테이션에게 할당된 최대 TXOP 크기이며, 주어진 SI 동안 들어온 MBS를 전송하는데 걸리는 시간

해야 한다. 본 논문에서는 HCCA에서 트래픽의 특성에 따라 요구하는 QoS를 만족시킬 수 있는 스케줄링 알고리즘을 제안하고자 한다. 다음 절에서는 제안하는 스케줄링 알고리즘을 설명하기 이전에 기존에 연구된 HCCA 스케줄링 알고리즘들에 대하여 설명한다.

2.2 IEEE 802.11e HCCA 참조 스케줄러

IEEE 802.11e 표준에는 참조 스케줄러라고 하는 HCCA 스케줄러가 제안 되어 있다<sup>[2],[4]</sup>. 이 스케줄러는 평균적인 전송과 최소 한번 이상의 전송을 보장하기 위하여 3개의 TSPEC 파라미터 (Mean Data Rate, Nominal MSDU, MSI)를 사용하여 TXOP와 SI를 계산한다<sup>[2],[4]</sup>. 참조 스케줄러는 다음과 같은 3 단계를 통하여 TXOP를 할당한다.

1 단계 : SI 할당

먼저 SI는 다음의 과정을 통해 계산 된다. 모든 스테이션들을 적어도 한번 이상 폴링하기 위해 승

인이 된 스테이션의 MSI 값 중에서 가장 작은 값을 선택한 후에 이 값을 넘지 않는 비론 인터벌의 최대 공약수 값을 모든 트래픽의 동일한 SI로 정한다.

2 단계 : TXOP 할당

SI가 정해 진 후, SI기간 동안 들어올 평균 데이터를 전송할 수 있을 시간만큼의 값을 TXOP로 할당 한다. 이 때 스테이션의 TXOP는 다음과 같이 계산된다<sup>[1],[5]</sup>.

$$TXOP_i = \max\left(\frac{N_i \times L_i}{R_i} + O, \frac{M_i}{R_i} + O\right) \quad (1)$$

여기서  $L_i$ 는 스테이션  $i$ 의 Nominal MSDU size를  $R_i$ 는 Physical Transmission Rate를 이며,  $M_i$ 는 승인된 스테이션  $i$ 의 Maximum MSDU Size를 의미한다.  $O$ 는 IFS(Inter Frame Space)와 QoS-ACK 프레임 등을 전송하는데 소요되는 오버헤드 시간을 나타낸다. 또한  $N_i$ 는 한 SI기간 동안에 들어오는 스테이션  $i$ 에 패킷의 수를 나타내며, 다음과 같이 계산된다<sup>[1],[5]</sup>.

$$N_i = \frac{SI \times \rho_i}{L_i} \quad (2)$$

여기서  $\rho_i$ 는 스테이션  $i$ 의 Mean Data Rate를 의미한다.

3 단계 : 승인 제어 검사

이렇게 계산된 TXOP는 승인제어 알고리즘 (Admission Control Unit)에 의해서 스테이션이 식 (3)을 만족할 경우에 승인을 허용한다<sup>[1],[5]</sup>.

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

여기서  $K$ 는 현재 승인된 스테이션의 수이며,  $K+1$ 은 새롭게 승인을 요청한 스테이션을 의미한다. TCP는 하나의 슈퍼 프레임 동안 EDCA에 할당된 시간을 의미한다. 이 승인 제어 단위는 승인이 요구된 TXOP 값이 현재 남아있는 시간보다 작을 경우에만 새로운 스테이션을 승인함을 의미한다.

참조 스케줄러는 최소 성능 요구사항을 만족하고<sup>[5]</sup>, <sup>[15]</sup>

CBR에서는 만족할 만한 성능을 보인다. 그러나 각 스테이션의 특성을 고려하지 않고 단순한 라운드로빈 방식의 폴링 방식을 사용하고, 동일한 SI와 평균적인 데이터 전송만을 보장하기 때문에 VBR 트래픽의 경우에 만족할 만한 성능을 보이지 않는다<sup>[9]-[11]</sup>. 이로 인해 현재 트래픽 특성에 따라 차별화된 QoS를 제공하기 위해 많은 스케줄러가 제안되고 있다<sup>[9]-[11]</sup>.

### III. 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷

단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷은 트래픽을 제어하기 위해 IP 네트워크 및 ATM에서 많이 사용된 알고리즘이다. 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷은 그림 1과 2와 같으며 단일 토큰 버킷은 파라미터  $r, b$  그리고 이중 리키 버킷은 파라미터  $r, p, b$  에 의해서 제어된다.  $r$ 은 평균 속도,  $p$ 는 최대 속도로서 각각 평균속도로 또는 피크속도로 채워지는 토큰 생성속도로써 데이터의 전송 속도 한도를 제공한다.  $b$ 는 버킷 크기로 버스트 트래픽을 허용한다. 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷은 다음과 같이 임의의 기간  $t$  동안 스테이션에 들어오는 트래픽의 양을 단일 토큰 버킷 상한선  $b_s(t)$ 와 이중 토큰 버킷 상한선  $b_d(t)$ 로 제한한다.

$$b_s(t) = b + rt \quad (4)$$

$$b_d(t) = \begin{cases} pt & t \leq \frac{b}{p-r} \\ b + rt & t > \frac{b}{p-r} \end{cases} \quad (5)$$

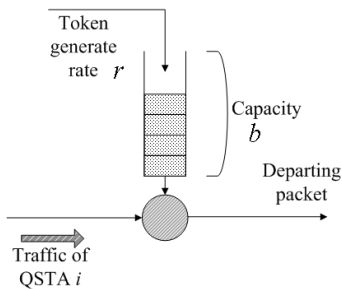


그림 1. 단일 토큰 버킷

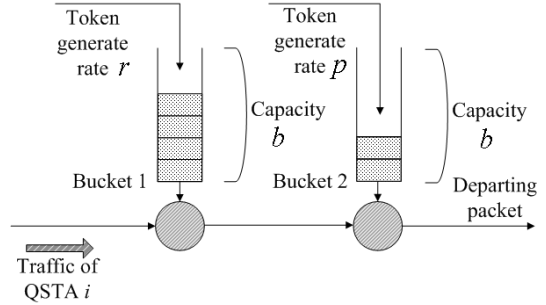


그림 2. 이중 리키 버킷

(1)과 (2)에서 알 수 있듯이, 이중 리키 버킷은 단일 토큰 버킷보다 좀 더 복잡하지만 제한된 범위 안에서 최대속도로 트래픽을 정밀하게 조절할 수 있다. 본 논문에서는 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷을 확률적 접근에 근거하여 분석하고 이를 TXOP 크기를 결정하는데 사용하고자 한다.

### IV. 확률적 접근

본 논문은 <sup>[20]-[22]</sup>에서 연구된 “서비스 곡선” 이론에 근거한다. 이 이론은 다음과 같이 입력 트래픽과 서비스 트래픽을 다음과 같이 나타내는 것을 시작으로 한다. 먼저 확률적 트래픽 곡선  $B(t)$ 는 입력 트래픽  $A(t)$ 를 주어진 기간  $t$ 에 대하여 다음과 같이 제안한다.

$$A(t) \leq_{st} B(t) \quad (6)$$

여기서  $\leq_{st}$ 는 확률적 부등호로서 (6)은 다음을 의미한다.

$$P[A(t) > z] \leq P[B(t) > z] \quad \forall z \quad (7)$$

확률적 서비스 곡선  $S(t)$ 와 실제 서비스 된 양을 의미하는 서비스 가능한  $Y(t)$ 는 다음의 관계를 갖는다.  $Y(t)$ 는 지연 한도를 넘지 않게 서비스 된양을 의미한다.

$$Y(t) \geq_{st} S(t) \quad (8)$$

이때 트래픽이 지연한도를 넘어서 손실하게 될 확률을  $P$ 이라하면,  $P$ 는 다음과 같이 제한된다.

$$P \leq P \left[ \max_{t \geq 0} \{B(t) - S(t+d)\} > 0 \right] \quad (9)$$

여기서  $d$ 는 전송, 전파 및 큐잉 지연을 합한 것이다. 위 식을 정확하게 푸는 상당히 어렵다고 알려져 있으며<sup>[20]-[22]</sup>, 이로 인해 최대 분산 근사법이 공통적으로 사용되고 있다. 이 방법은  $B(t)$ 와  $S(t)$ 가 모두 가우시안 랜덤 프로세스라는 가정 하에서 이루어진다<sup>[20]-[22]</sup>. 최대 분산 근사법은 다음의 결과들을 얻을 수 있다.

$$\alpha(t) = \frac{0 - E[B(t) - S(t+d)]}{\sigma(t)} \quad (10)$$

$$\sigma^2(t) = Var[B(t) - S(t+d)] \quad (11)$$

이로부터 다음의 결과를 얻을 수 있다.

$$Pr\{D > d\} \leq Pr\{\max_{t \geq 0} [B(t) - S(t+d)] > 0\} \leq e^{-\frac{\alpha^2}{2}} \quad (12)$$

여기서  $\alpha$ 는 다음과 같이 정의된다.

$$\alpha = \inf_t \alpha(t) \quad (13)$$

또한 (9)과 (12)로부터 다음을 얻을 수 있다.

$$P \leq e^{-\frac{\alpha^2}{2}} \quad (14)$$

본 논문에서는 위의 식들을 사용하여 IEEE 802.11e HCCA에서 스테이션의 TXOP 결정 알고리즘에 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷을 적용해 분석하고자 한다.

### V. Analytical Models

본 장에서는 스테이션별로 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷을 사용하여 입력 트래픽을 제어할 경우에 지연한도를 만족시키기 위해 필요한 TXOP 크기를 확률적 접근에 근거하여 구하였다. 지연한도를 만족하는 내에서 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷 알고리즘의 적용은 IP network와 GPS에서 이미 연

구되었다<sup>[20]-[22]</sup>. 이들 연구에서는 하나의 서버로 들어오는 다수의 플로우에 대해 다루었기 때문에 임의의 기간에 대하여 입력 트래픽 곡선과 서비스 곡선을 가우시안 프로세스로 가정하여 풀어 낼 수 있었다. 그러나 HCCA에서는 이와는 다르게 입력 트래픽은 각 스테이션 별로 TXOP를 사용하여 제한하고 서비스되기 때문에 하나의 서버가 아닌 스테이션 별로 분석되어야 한다. 이로 인해 직접적인 모델을 푸는 것은 간단하지가 않다. 이에 본장에서는 패킷 손실을 의미하는 (9)을 항상 보장할 수 있는 채널용량을 구하는 문제로 바꾸어 이를 풀어내었다.

다음 절에서는 먼저 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷 모두에게 공통으로 적용되는 HCCA에서의  $S(t)$ 를 유도한 후, 이어서 그 다음 절에는 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷에서의 확률적 접근의 사용 결과를 보인다. 마지막 절에서는 얻어진 결과를 사용하여 TXOP 할당 알고리즘을 제안한다.

#### 5.1 Statistical service envelop

최대 분산 근사법을 사용한 확률적 분석은  $B(t)$ 와  $S(t)$ 가 가우시안 프로세스라는 가정 하에서 이루어진다. 기존의 최대 분산 근사법을 적용한 연구<sup>[20]-[22]</sup>들은 AP나 스위치 같은 한 서버에 여러 플로우가 입력으로 들어오는 경우에 적용하였다. 그렇기 때문에 임의의 기간  $t$ 에 대하여 결정적  $s(t)$ 는 그림 3과 같으며 또한  $S(t)$ 는 가우시안 프로세스로 가정할 수 있다. 그러나 본 논문에서는 하나의 플로우 인 한 스테이션에서 입력트래픽을 제한하고 서비스하기 때문에  $S(t)$ 를 가우시안 프로세스라고 가정할 수 있는 하지만 서비스가 시작되는 순간부터 기간  $t'$ 에 대하여 HCCA에서 스테이션의  $s(t')$ 는 그림 4의 실선과 같다. 그러나 임의의 기간  $t$ 에 대하여 HCCA에서의  $s(t)$ 의 형태는 관측되는 시점에 따라 일정하지 않다. 이로 인해 최대 분산 근사법을 사용하여 확률적 접근법으로 HCCA를 분석하는 것은 복잡하다. 그러나 그림 4와 같이 HCCA에서의  $s(t')$ 의 최대하한을 제공하는 그림 4에서의 점선과 같은 최대 기울기를 새로운 서비스 곡선  $s(t)$ 로 가정하였다. 이는 중요한 조건인 (6)을 만족하면서 동시에, 임의의 기간  $t$ 에 대하여 동일한 형태를 가진  $s(t)$ 를 얻기 위함이다. 이로 인해 최대분산 근사법의 적용은 간단하게 되었다. 즉, 이는  $s(t')$ 의 최대 하한을 만족하기 때문에, 기존 보다는 덜 엄격하지만 이를 통해 얻을 수 있는 채널용량은 항상 최소값을 보장한다.

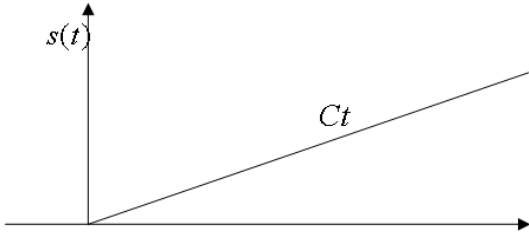


그림 3. 결정되는 서비스 곡선 s(t)

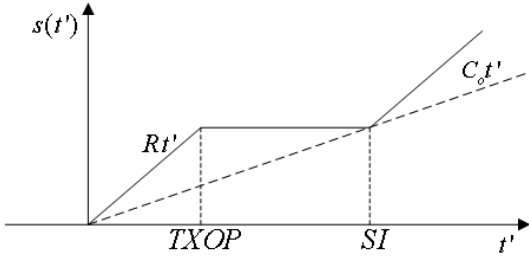


그림 4. 결정되는 서비스 곡선 s(t')

**Lemma 1 :** 임의의 기간 t에 대해 HCCA의 s(t) 보다 항상 같거나 작은 선형 기울기의 최대값을 가진 서비스 곡선 s<sub>a</sub>(t)는 다음과 같다.

$$s_a(t) = \frac{TXOP \cdot R}{SI} t \quad (15)$$

**Proof :** 그림 4로부터 s<sub>a</sub>(t')가 s(t')와 SI에서 접할 때 s(t')와 s(t')의 최대 하한인 s<sub>a</sub>(t')는 다음의 관계를 만족한다.

$$s(t') \geq s_a(t') = C_0 t' \quad (16)$$

이를 만족하는 s<sub>a</sub>(t')의 기울기 C<sub>0</sub>의 최대값은 그림 4로부터 폴링된 시점 이후로 SI까지 서비스 량에 의해 다음과 같이 결정된다.

$$C_0 \cdot SI = R \cdot TXOP \quad (17)$$

이로부터 HCCA에서 폴링된 시점 이후로 기간 t'에 대하여 C의 기울기를 가진 s<sub>a</sub>(t')는 다음과 같다.

$$s_a(t') = C t' = \frac{TXOP \cdot R}{SI} t' \quad (18)$$

이는 항상 (12)을 만족하며, 선형의 기울기를 가지기 때문에 임의의 시간 t에 대한 s<sub>a</sub>(t)는 다음과 같다.

$$s_a(t) = \frac{TXOP \cdot R}{SI} t$$

**Theorem 1 :** s<sub>a</sub>(t)가 (9)와 (15)를 만족한다면 임의의 기간 t에 대하여 HCCA의 s(t)는 항상 (9)을 만족시킨다.

**Proof :** (12)를 만족시키는 s<sub>a</sub>(t)에 대하여 s<sub>a</sub>(t)와 s(t)는 (9)으로부터 다음의 관계를 갖는다.

$$P \left[ \max_{t \geq 0} \{B(t) - S(t+d)\} > 0 \right] \leq P \left[ \max_{t \geq 0} \{B(t) - S_a(t+d)\} > 0 \right] \quad (19)$$

앞으로 확률적 접근법을 사용하여 단일 토큰 버킷과 이중 토큰 버킷을 분석하기 위하여, S(t)의 최대하한을 보장하는 채널 용량을 가진 S<sub>a</sub>(t)를 S(t)로 가정하여 분석하고자 한다. 이때의 채널 용량은 패킷손실률을 보장할 수 있다. 다음절에서는 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷을 사용하였을 때에 (9)와 (12)를 항상 만족시키는 C의 값을 버킷 파라미터 r, p, b를 사용하여 구하고, 이어서 이를 사용한 TXOP 할당알고리즘을 설명하고자 한다.

### 5.2 단일 토큰 버킷

먼저 단일 토큰 버킷을 사용할 때 스테이션에 할당된 용량을 C라고 하면 이는 (9), (10), (11), (12), (13)를 재정리 하는 것으로 부터 다음과 같다.

$$E\{B(t)\} = rt \quad (20)$$

$$VAR\{B(t)\} = rbt \quad (21)$$

$$E\{s(t)\} = \frac{TXOP \cdot R}{SI} t \quad (22)$$

여기서 r은 버킷의 평균 속도를, b는 버킷 크기를 의미한다. 여기서 r과 b는 mean data rate를 보장할 수 있도록 어플리케이션에서부터 제공된 TSPEC에 의하여 설계되어야만 한다.

이로부터 (12)에서 상한선을 제공하는  $\alpha$  구하기 위해 먼저  $\alpha(t)$  은 다음과 같이 구해야한다.

$$\alpha(t) = \frac{-rt + C(t+d)}{\sqrt{rbt}} \quad (23)$$

이로부터  $\alpha$  는 다음과 같이 구해진다.

$$\alpha = 2\sqrt{\frac{Cd(C-r)}{rb}} \quad (24)$$

(14)으로부터 지연한도를 지키기 위하여 필요한 최소용량은 다음과 같다.

$$C \geq \frac{r}{2} + \sqrt{\left(\frac{r}{2}\right)^2 - \frac{rb \ln P}{2d}} \quad (25)$$

### 5. 3 이중 리키 버킷

먼저 이중 리키 버킷을 사용할 때 스테이션에 할당된 용량을 C라고 하면 이는 (9), (10), (11), (12), (13)를 재정리 하는 것으로 부터 다음과 같다.

$$VAR\{B(t)\} = \begin{cases} r(p-r)t^2 & 0 \leq t \leq \frac{b}{p-r} \\ rbt & t \geq \frac{b}{p-r} \end{cases} \quad (26)$$

여기서 p는 버킷의 최대 속도를 의미한다. p는 r 과 b와 같이 peak data rate를 보장할 수 있도록 어플리케이션에서부터 제공된 TSPEC에 의하여 설계되어야만 한다.

이로부터 (12)에서 상한선을 제공하는  $\alpha$  은 구하기 위해 먼저  $\alpha(t)$  은 다음과 같이 구해야한다.

$$\alpha(t) = \begin{cases} \frac{(C-r)t + Cd}{\sqrt{r(p-r)t^2}} & 0 \leq t \leq \frac{b}{p-r} \\ \frac{-rt + C(t+d)}{\sqrt{rbt}} & t > \frac{b}{p-r} \end{cases} \quad (27)$$

이로부터  $\alpha$  는 다음과 같이 구해진다.

$$\alpha = \begin{cases} \frac{b(C-r) + Cd(p-r)}{b\sqrt{r(p-r)}} & d \leq \frac{b(C-r)}{C(p-r)} \\ 2\sqrt{\frac{Cd(C-r)}{rb}} & d > \frac{b(C-r)}{C(p-r)} \end{cases} \quad (28)$$

(9)와 (28)으로부터 지연한도를 지키기 위하여 필요한 최소용량은 다음과 같다.

$$C \geq \begin{cases} \frac{rb + \sqrt{-2rb^2(p-r) \ln P}}{b+d(p-r)} & d \leq \frac{b(C-r)}{C(p-r)} \\ \frac{r}{2} + \sqrt{\left(\frac{r}{2}\right)^2 - \frac{rb \ln P}{2d}} & d > \frac{b(C-r)}{C(p-r)} \end{cases} \quad (29)$$

### 5.4 제안하는 TXOP 할당 알고리즘

앞선 절에서 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷 사용 시에 필요한 최소의 채널용량을 구하였다. 본 절에서는 이를 사용한 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷의 TXOP 할당 알고리즘을 제안한다.

(15)로부터 스테이션 i의 평균 TXOP<sub>i</sub>의 크기는 다음과 같다. 이는 스테이션이 처음 승인할 때 요구하는 TXOP의 크기이며 승인제어 알고리즘은 이를 사용하여 (3)을 통해 스테이션의 승인여부를 결정하게 된다.

$$TXOP_i = \frac{C_i}{R_i} SI \quad (30)$$

여기서 C<sub>i</sub>와 R<sub>i</sub>는 스테이션 i의 채널 용량과 minimum physical rate를 의미한다. (30)은 스테이션의 승인이 요청될 때 TSPEC에 근거하여 버킷 할당 알고리즘의 패킷 손실률이 P보다 작아지기 위해 필요한 채널 용량을 구한 후, 이로부터 TXOP 크기는 결정됨을 의미한다. (30)은 long-term 관점에서의 평균적으로 할당되어야하는 TXOP 크기를 의미한다. 그러나 버스트 트래픽으로 인하여 순간의 서비스 되어진 량은 예측할 수 없기 때문에 이후 스테이션 i의 TXOP TXOP<sub>i</sub><sup>new</sup>는 실제 큐에 남아있는 양과 앞으로 버킷에 의해서 할당되어야 하는 양의 미하는 다음의 값에 의해 계산 된다.

$$TXOP_i^{new} = \frac{B_i(t) - S_i(t)}{R} \quad (31)$$

여기서  $B_i(t)$ 와  $S_i(t)$ 는 각각  $t$ 까지 스테이션  $i$ 에 도착하고 서비스된 비트 수를 의미한다. 이는 현재까지 스테이션  $i$ 에서 서비스된 패킷 수를 의미하는  $S_i(t)$ 에 대하여 패킷 손실률  $P$ 를 보장하기 위해 필요한 TXOP 크기를 의미한다.

제안하는 알고리즘에서는 어플리케이션으로부터 주어진 TSPEC에 근거하여 QoS가 보장 가능한 스테이션의 개수를 최대로 하기 위해 최소 크기의 TXOP를 구하였다. 즉, 승인된 세션에 대하여 지연 한도 내에서 지연을 제공하여 승인 가능한 스테이션을 최대로 하기 위하여<sup>[20]-[21]</sup>에서 알려진 확률적 접근방식을 사용하여 이중 리키 버킷을 분석한 결과<sup>[22]</sup>에 기반을 두어 802.11e HCCA에 적합한 스케줄러를 제안하였다. [22]와는 달리 HCCA에서는 모든 스테이션의 입력 트래픽을 묶어서 제한하는 것이 아닌 각각의 스테이션 별로 입력트래픽을 TXOP를 통하여 제한하기 때문에, 각 스테이션은 하나의 서버가 되며, SI마다 TXOP동안 채널이 바쁘게 된다. 이에 확률적 접근 방식을 사용하기 위해서 새롭게 확률적 서비스 곡선을 정의하였고, 승인될 수 있는 스테이션의 수를 최대화하기 위하여 각 스테이션이 지연한도를 만족하기 위해 필요한 최소 용량을 구하였다.

## VI. 제안한 알고리즘의 성능 평가

이번 장에서는 VBR 트래픽을 사용해서 단일 토 큰 버킷 및 이중 리키 버킷 알고리즘을 참조 스케줄러와 성능을 비교 분석한다. 시뮬레이션은 NS-2<sup>[23]</sup>를 사용하여 수행하였다. 시뮬레이션은 분석은 먼저 실제 승인된 스테이션의 개수와 QoS 목표치를 만족하는 스테이션의 개수 비교를 통해 성능을 분석하였다. 여기서 QoS 목표치는 패킷이 지연한도를 넘어서 손실되는 확률을 의미한다. 이어서 지연과 패킷 손실율을 비교하였다.

### 6.1 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<sup>[24]</sup>을 사용하였으며, 채널의 상태는 이상적인 것으로 가정하였다. RTS/CTS 프레임은 사용하지 않았으며 블록 ACK가 사용되었다. 각 스테이션은 액세스 포인트로 전

송할 업 링크 트래픽 스트림을 하나씩 가지고 있다.

총 5개의 시나리오를 통해 알고리즘의 성능을 평가하였다. 먼저 시나리오 1에서는 VBR H.261 비디오 파일(Troopers 256kbps)을 사용하였다<sup>[25]</sup>. 간편하게 구분하기 위해 이를 video 1 트래픽이라 하기로 한다. 시나리오 2에서는 사용된 video 1 트래픽의 프레임 주기를 2배로 늘려서 평균 데이터 생성 속도를 반으로 감소시킨 video 2 트래픽을 입력으로 사용하였다. 시나리오 3에서는 VBR H.261 비디오 파일(Troopers unknown specified rate)을 입력으로 사용하였고<sup>[25]</sup>, 이를 video 3 트래픽이라 하기로 한다. 시나리오 4에서는 video 3 트래픽의 프레임 주기를 2배로 늘려서 평균 데이터 속도를 반으로 감소시킨 video 4 트래픽을 입력으로 사용하였다. 마지막으로 시나리오 5에서는 사용된 트래픽들을 차례대로 혼합하여 사용하였다. 표 3은 사용된 트래픽들의 특성을 보여준다.

지연한도는 각각의 시나리오에 대하여 총 3개의 값이 사용되었으며 표 4에 이를 나타내었다, 각 시

표 2. 시뮬레이션 파라미터

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. 트래픽 형태 및 특성

Type	Video 1	Video 2	Video 3	Video 4
Frame Interval (ms)	40	80	40	80
Mean Frame Size (byte)	1280	1280	1666	1666
Maximum Burst Size (byte)	4927	4927	10227	10227
Mean Data Rate (Kbps)	260	130	440	2200
Peak Data Rate (Kbps)	990	495	2000	1000
Delay Bound (ms)	Variable	Variable	Variable	Variable



표 4. 서비스 주기

	시나리오1	시나리오2	시나리오3	시나리오4	시나리오5
SI(ms)	40	80	40	80	40

나리오에서 SI의 1, 1.5, 2배수로 설정하였다. 간편함을 위하여 3개의 지연한도를 각각 delaybound 1, 1.5, 2이라 부르기로 한다. QoS 목표치인 패킷이 지연한도를 넘어서는 확률은 1%로 설정하였다.

6.2 시뮬레이션 결과 분석

이번 절에서는 참조 스케줄러와 단일 토큰 버킷 및 이중 리키 버킷 알고리즘을 지연한도의 크기에 따라 승인 가능한 스테이션의 수, QoS 보장 가능한 스테이션의 수, 그리고 지연 및 패킷 손실률 측면에서 성능을 비교 분석한다.

그림 6은 5개의 시나리오에서 지연한도가 SI의 1, 1.5, 2 배수 일 때, 단일 토큰 버킷 및 이중 리키 버킷 알고리즘과 참조스케줄러의 승인 가능한 스테이션의 수를 보여준다. 그래프의 각각의 색은 앞에서부터 차례대로 참조, 단일 토큰 버킷 그리고 이중 리키 버킷을 의미한다. 또한 같은 색에서 각 막대는 순서대로 지연한도가 SI의 1, 1.5, 2배수 일 때의 결과를 나타낸다. 간편함을 위하여 스케줄러 이름과 지연한도의 크기를 사용하여 각 막대의 이름을 그래프의 상단에 표기하였다. 제안하는 알고리즘은 참조스케줄러와 동일한 승인 제어 알고리즘을 사용하기 때문에 상대적으로 많은 채널용량을 요구하는 단일 토큰 버킷 알고리즘과 이중 리키 버킷 알고리즘은 참조스케줄러보다 SI내에서 승인 될 수 있는 스테이션의 수가 모든 시나리오에서 적다.

그림 7은 그림 6과 같은 시나리오와 조건에서 QoS 목표치를 만족하는 즉, 수신된 패킷이 지연한도를 넘어서 패킷손실이 일어날 확률을 넘지 않는 스테이션의 수를 보여준다. 그림 7에서 단일 토큰 버킷과 이중 리키 버킷 알고리즘은 승인된 스테이션 모두 QoS 보장이 가능함을 보여준다. 그러나 참조 스케줄러의 경우 패킷의 버스트 특성이 상대적으로 낮은 트래픽을 입력으로 사용하는 시나리오 1과 2에서는 QoS 보장된 스테이션의 수가 상당히 좋지만 버스트 특성이 강한 트래픽을 입력으로 사용하는 시나리오 3, 4, 5에서는 QoS 목표치를 거의 만족시키지 못하고 있다. 그러나 단일 토큰 버킷과 이중 토큰 버킷 알고리즘이 QoS 목표치를 만족하는 한에서 승인 가능한 스테이션의 수를 최대로 하도

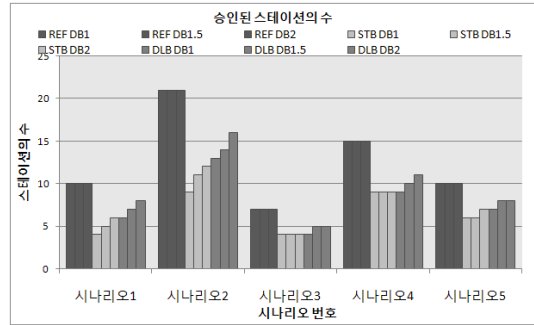


그림 6. 승인된 스테이션의 수

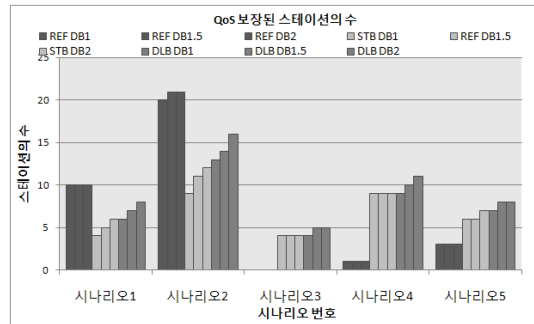


그림 7. QoS 보장된 스테이션의 수

록 제안되었음에도 시나리오 1과 2에서 참조스케줄러보다 QoS 보장 가능한 스테이션의 수가 작은 것은 문제로 지적된다. 이는 제안하는 알고리즘은 최대 버스트 사이즈와 최대 데이터 속도를 사용하여 트래픽을 제어하지만 이것만으로는 트래픽의 버스트 특성의 고려가 부족하기 때문으로, 향후 이에 대한 연구가 요구될 필요가 있다.

그림 8과 9는 video 1과 2를 사용하는 시나리오 1과 2에서의 평균 지연을 보여준다. 그림으로부터 참조 스케줄러가 가장 좋은 모습을 보이는데 이는 트래픽의 버스트 특성이 적어 CBR 트래픽에 가까워 평균 자원 할당 알고리즘만으로도 QoS 보장이 충분하기 때문이다. 그림 10과 11의 시나리오 3과 4에서 두 버킷 알고리즘은 지연이 매우 작는데 비해 참조알고리즘은 지연이 매우 큰 것을 볼 수 있다. 이는 video 3과 4의 버스트 트래픽으로 인해 큐에 패킷이 자주 축적되어 큐잉 지연이 증가하기 때문이다. 그림 12는 시나리오 5에서 참조스케줄러와 두 버킷 알고리즘의 평균 지연을 보여준다. 시나리오 5에서는 앞서 사용되었던 video 트래픽 1, 2, 3, 4가 차례대로 사용되었다. 이에 4번째 스테이션마다 지연의 크기는 큰 값을 보이는데 이는 4번째

트래픽은 버스트 트래픽 사이즈가 사용된 트래픽 중에서 가장 크고 프레임 생성 주기도 가장 크기 때문이다.

시나리오 1과 2를 보여주는 그림 13과 14에서는

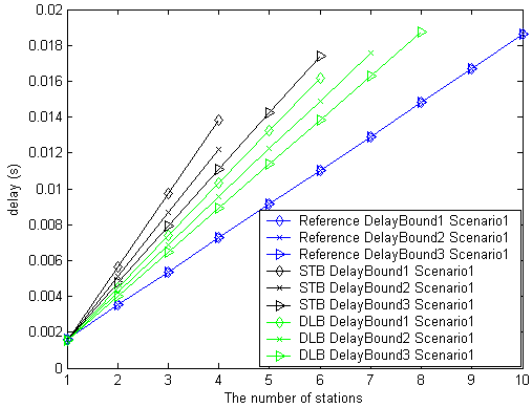


그림 8. 시나리오 1에서 지연 (video 1)

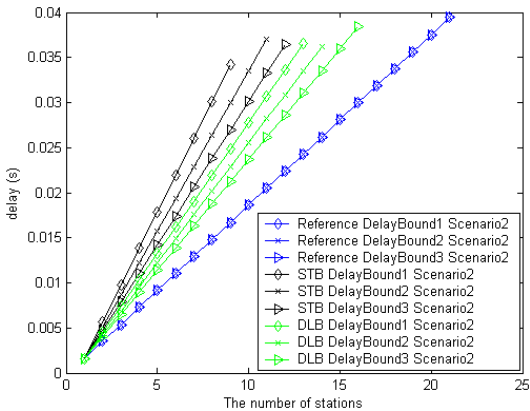


그림 9. 시나리오 2에서 지연 (video 2)

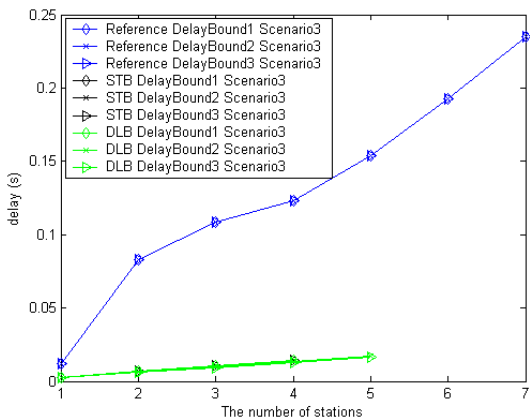


그림 10. 시나리오 3에서 지연 (video 3)

참조 스케줄러가 패킷 손실률이 높지만 QoS 목표치인 패킷 손실률이 1%보다 작기 때문에 QoS 보장된 스테이션의 수는 높다. 그러나 실제 MPEG-4 트래픽에서는 0.1%의 패킷 손실률도 QoS 보장에

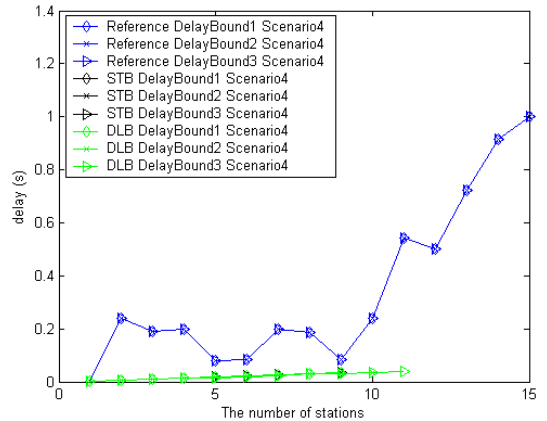


그림 11. 시나리오 4에서 지연 (video 4)

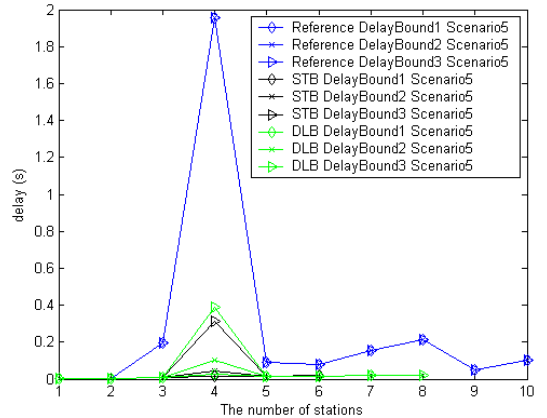


그림 12. 시나리오 5에서 지연 (혼합)

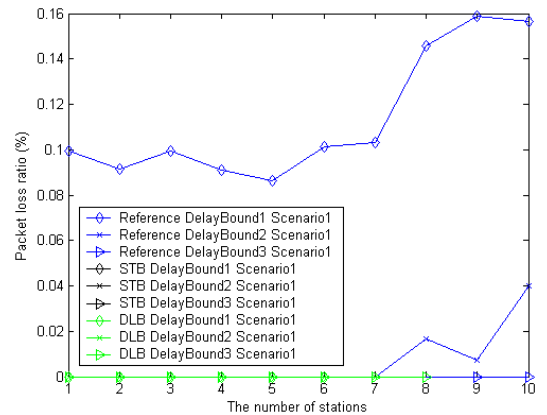


그림 13. 시나리오 1에서 패킷 손실률 (video 1)

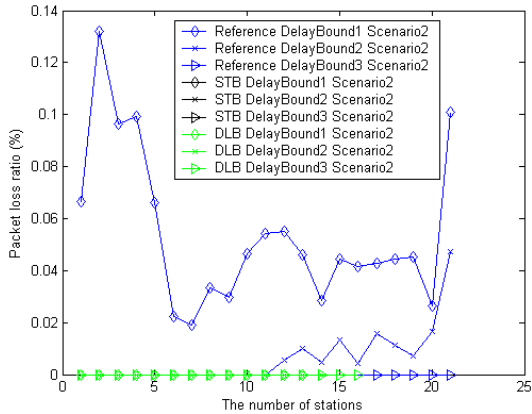


그림 14. 시나리오 2에서 패킷 손실률 (video 2)

있어 문제가 되기 때문에 시나리오 1과 2에서도 사실 참조스케줄러의 성능은 좋지 않다. 시나리오 3과 4를 보여주는 그림 15와 16에서는 트래픽의 버스트

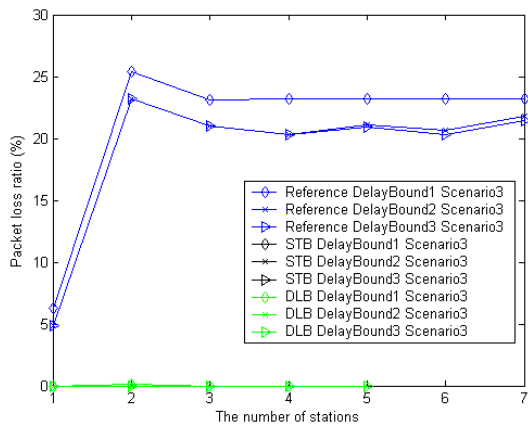


그림 15. 시나리오 3에서 패킷 손실률 (video 3)

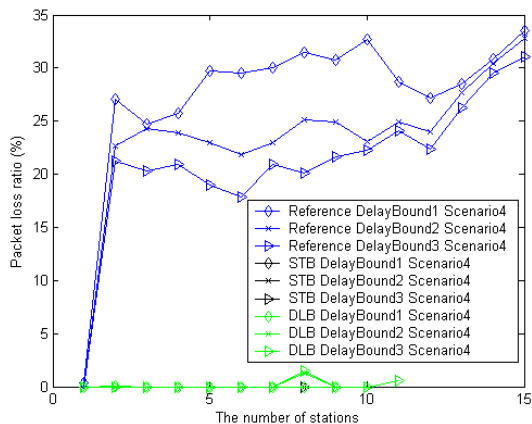


그림 16. 시나리오 4에서 패킷 손실률 (video 4)

특성이 상당히 높기 때문에 참조 스케줄러의 패킷손실률은 최대 25%와 35%에 이를 정도로 매우 높은 값을 보인다. 그러나 두 버킷알고리즘들은 패킷 손실률이 0이거나 매우 낮은 값을 보인다. 두 버킷알고리즘 모두 QoS 목표치를 항상 만족하지만, 이중 리키 버킷알고리즘은 단일 토큰 버킷 알고리즘보다 더 많은 스테이션을 승인한다. 그림 17은 시나리오 5에서 패킷 손실률을 보여준다. 시나리오 5에서는 시나리오 5의 지연 그래프와 비슷한 모습을 보이는데 이는 마찬가지로 video 트래픽 3과 4의 버스트 특성이 높기 때문이다.

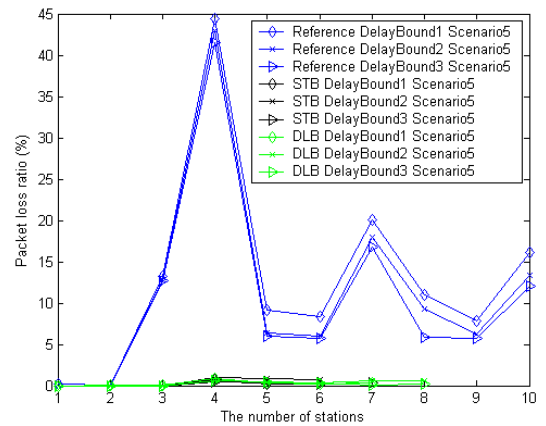


그림 17. 시나리오 5에서 패킷 손실률 (혼합)

#### IV. 결론

QoS를 보장하기 위해 제안된 802.11e HCCA는 폴링할 스테이션을 선정한 후 서비스주기에 따라서 필요한 TXOP를 할당한다. IEEE 802.11e 참조에서는 스케줄러가 제안 돼 있지만 평균 자원 할당방식에 기반을 두기 때문에 승인되는 스테이션의 수는 많지만 VBR트래픽에 대해서는 패킷 손실이 많이 일어나 실제 QoS가 보장되는 스테이션의 수는 상당히 적은 문제가 존재한다. 본 논문에서는 VBR 트래픽을 좀 더 정밀히 조절할 수 있는 이중 리키 버킷알고리즘을 statistical 접근을 통하여 자세히 분석하고, QoS 보장하는 TXOP의 최소값을 구함으로써 서비스 가능한 스테이션의 개수를 늘렸다. 시뮬레이션 결과는 제안한 알고리즘이 버스트 특성이 낮은 시나리오에서는 QoS보장 가능한 스테이션의 수가 참조 스케줄러 보다 오히려 감소하지만, 버스트 특성이 높은 시나리오에서는 훨씬 우수함을 보

인다. 앞으로 버스트 특성이 낮은 시나리오에서도 참조스케줄러 만큼 스테이션을 승인 할 수 있는 알고리즘이 연구될 필요가 있다.

### 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] J. del Prado, A. Soomro and S. Shankar, "Normative Text for TGe Consensus Proposal," IEEE 802.11-02/612r0, Sept. 2002.
- [4] J. Prado, "Mandatory TSPEC Parameters and Reference Design of a Simple Scheduler," IEEE 802.11-02/705ar0, Nov. 2002.
- [5] J. del Prado, A. Soomro and S. Shankar, "TGe Scheduler - Minimum Performance Requirements," IEEE 802.11-02/ 709r0, Nov. 2002.
- [6] Rashid, M.M., Hossain, E, and Bhargava, V.K. "Queueing Analysis of 802.11e HCCA with Variable Bit Rate Traffic," In Proc. of IEEE ICC, Vol. 10, pp. 4792-4798, Jun. 2006.
- [7] J. Stankovic et al., Deadline Scheduling for Real-Time Systems: EDF and Related Algorithms, Kluwer, 1998.
- [8] D. Ferrari and D. Verma, "A Scheme for Real-Time Channel Establishment in Wide-Area Networks," IEEE JSAC, vol. 8, no. 3, pp. 368 - 79, Apr. 1990.
- [9] A. Grilo, M. Macedo, and M. Nunes, "A Scheduling Algorithm for QoS Support in IEEE 802.11e Networks," IEEE Wireless Comm. vol. 10, pp. 36-43, Jun. 2003.
- [10] P. Ansel, Q. Ni, and T. Turletti, "An Efficient Scheduling Scheme for IEEE 802.11e," In Proc. of Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks, 2004.
- [11] I. Inan, F. Keceli, E. Ayanoglu, "An Adaptive Multimedia QoS Scheduler for 802.11e Wireless LANs," In Proc. of IEEE ICC, Vol. 11, pp. 5263-5270, Jun. 2006.
- [12] D. Skyrianoglou, N. Passas, A.K. Salkintzis, "ARROW : An Efficient Traffic Scheduling Algorithm for IEEE 802.11e HCCA," Wireless Commun., IEEE Transactions on Volume 5, pp. 3558-3567, Dec. 2006.
- [13] N. Ramos, D. Panigrahi, and S. Dey, "Quality of Service Provisioning in 802.11e Networks: Challenges, Approaches, and Future Directions," IEEE Networks, vol. 19, no. 4, pp. 14-20, Jul/Aug. 2005.
- [14] D. Skyrianoglou and A. Salkintzis "Traffic Scheduling for Multimedia QoS over Wireless LANs," In Proc. of IEEE ICC, pp. 1266 - 1270, May 2005.
- [15] 양근혁, 옥치영, 이채우 "IEEE 802.11e 무선랜에서 MSI를 이용한 개선된 스케줄링 및 수락제어 알고리즘", 전자공학회 논문지, 제 44권, TC편, 10호, 99-109쪽, 2007년 10월.
- [16] D. Xue, Y. Qin, and C. K. Siew, "A Service Curve Based Scheduling Algorithm for QoS Support in 802.11e Wireless LANs" IEEE GLOBECOM, pp. 1 - 6, 2006.
- [17] J. Joung, J. Kim "Adaptive Wireless Schedulers based on IEEE 802.11e HCCA", 한국통신학회논문지 제33권 제9호(네트워크 및 서비스), 2008. 9, pp. 775 ~ 785, 2008년 9월.
- [18] 김영환, 석정봉 "IEEE 802.11e HCCA MAC의 다중 전송률을 이용한 멀티미디어 트래픽의 효율적 전송", 한국통신학회논문지 제33권 제4호(네트워크 및 서비스), 2008. 4, pp. 192 ~ 198, 2008년 4월.
- [19] Y. Higuchi, A. Foronda, C. Ohta, M. Yoshimoto, and Y. Okada, "Delay Guarantee and Service Interval Optimization for HCCA in IEEE 802.11e WLANs" In Proc. of IEEE WCNC, pp. 2082 - 2087, 2005.
- [20] E. W. Knightly, "Enforceable Quality of Service Guarantees for Bursty Traffic Streams," IEEE INFOCOM, pp. 635-642, 1998.
- [21] J. Y. Qiu and E. W. Knightly, "Inter-Class Resource Sharing using Statistical Service Envelopes," IEEE INFOCOM, pp. 1404-1411, 1999.
- [22] P. Giacomazzi, L. Musumeci, G. Saddemi, and G.

Verticale, "Analytical Methods for Resource Allocation and Admission Control with Dual-Leaky-Bucket Regulated Traffic," IEEE ICC, pp. 499-505, 1986.

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

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

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

이 동 열 (Dong-yul Lee)

준회원



2008년 2월 아주대학교 전자 공학과

2008년 3월~현재 아주대학교 전자 공학과 석사과정

<관심분야> 게임 이론, 무선 랜, 자원 할당, QoS, MAC

이 채 우 (Chae-woo Lee)

정회원



1985년 2월 서울대학교 제어 계측 학사

1988년 2월 한국과학기술원 전자 공학과 석사

1995년 2월 University of Iowa 박사

1985년 2월~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

<관심분야> 광대역 통신망, Ubiquitous networking, Traffic Engineering>