

IEEE 802.11x Wireless LAN에서 불균형한 트래픽 부하에 적응적인 폴링 기법

신 수 영[†] · 박 수 현^{††}

요 약

IEEE 802.11e를 포함한 IEEE 802.11x의 모든 매체접속제어 부계층은 형태는 다르지만 공통적으로 CP(Contention Period)와 CFP(Contention Free Period) 서비스 기능을 정의하고 있다. 본 논문에서는 현재 여러 IEEE 802.11x PCF나 IEEE 802.11e HCCA 상에서 서비스되고 있는 기존 라운드로빈 방식의 폴링 기법을 수정하여 트래픽의 부하가 큰 채널을 선택하여 가중치를 주어 서비스할 수 있는 New-CF 방식을 제안하였다. NS-2로 기존 기법과의 비교를 수행한 시뮬레이션 결과 전체적인 통과율이 상승한 것을 검증하였다.

키워드 : 무선랜, MAC 스케줄링, 폴링, GPS 알고리즘

Polling Scheme Adapted to Unbalanced Traffic Load in IEEE 802.11x Wireless LAN

Soo-Young Shin[†] · Soo-Hyun Park^{††}

ABSTRACT

Every MAC (Medium Access Control) sub-layers of IEEE 802.11x, including IEEE 802.11e, defines Connection-based and CF (Contention Free)-based service functions in common. In this paper, a New-CF method is proposed. In the proposed method, conventional Round Robin method, which is used as a polling method by IEEE 802.11x PCF (Point Coordination Function) or IEEE 802.11e HCCA, is modified to give weights to channels with heavier traffic load and to provide those weighted channels with more services. Based on NS-2 simulations, it is verified the proposed method shows better throughput in general, particularly under unbalanced traffic load conditions.

Key Words : Wlan, Mac Scheduling, Polling, GPS Algorithm

1. 서 론

IEEE 802.11x 무선랜(Wireless LAN) 상에서 적용 다양한 서비스영역이 증가하면서 사용자들은 점점 더 새로운 기능과 서비스영역을 요구하게 되었다. 서비스의 품질 (QoS: Quality of Service)의 만족은 요구사항의 핵심 주제가 되었는데 비디오, 오디오, 혹은 IP 위에서의 실시간 음성 서비스인 VoIP (Voice over IP)와 무선랜 환경에서 멀티미디어 서비스가 품질에 대한 요구를 만족시킬 수 있도록 하는 것은 앞으로 무선랜을 기반으로 한 멀티미디어 홈 네트워킹과 차세대 무선통신의 문제를 해결하는 열쇠라 할 수 있다[1, 4]. 무선랜 장비의 성능과 직결되는 핵심 문제는 전송속도의 향상이다. 이러한 점에서 접속의 문제를 담당하는 MAC 부계층의 역할이 중요시 되고 있다. IEEE 802.11a, IEEE 802.11b,

IEEE 802.11g등 IEEE 802.11e를 제외한 모든 IEEE 802.11x에서 기본적인 MAC 기능을 공통적으로 사용하고 있으며 IEEE 802.11e 또한 기존의 IEEE 802.11기반의 서비스와의 호환성을 제공한다는 점을 감안할 때 무선랜에서는 현재 MAC기능의 개선 없이 장치가 가진 물리계층에서의 전송가능 대역폭이 향상되거나 효율적인 라우팅 기법의 발전이 이루어 진다 하더라도 전체적인 시스템의 성능은 제한적인 향상을 가져올 뿐이다[6]. 따라서 무선랜에서 충돌 발생률의 감소와 충돌한 패킷에 대한 신속한 예러 복구뿐 아니라 효과적인 패킷 스케줄링 기법은 전체 시스템 성능향상에 주요한 변수이다.

본 논문에서는 버퍼의 상태를 참조한 값을 적용한 스케줄링 기법을 제안하였는데 이는 Parekh와 Gallager에 의해 1993년 제안된 GPS(Generalized Processor Sharing) 알고리즘을 기반으로 하였다[11, 12]. GPS 알고리즘은 최근 다양한 기법의 수정과 발표가 계속되고 있으며 이 논문에서는 무선상의 패킷 전송과 관련된 WGPS(Wireless Generalized

[†] 준 회원 : 국민대학교 강사
^{††} 정 회원 : 국민대학교 비즈니스IT학부 교수
논문접수 : 2004년 10월 5일, 심사완료 : 2005년 4월 18일

Processor Sharing)을 무선랜의 성격과 처리절차에 맞게 수정하였다[3, 7, 9, 11, 12]. 단순한 라운드로빈 방식의 폴링 기능을 새롭게 변경하여 멀티미디어 데이터의 전송이 점점 일반적인 트래픽의 모델이 되고 있는 불균형하고 변동이 많은 트래픽 로드에서 적용할 수 있는 새로운 알고리즘을 제시하고자 한다. 2장에서 시뮬레이션 비교의 대상인 기존 802.11 MAC 기능 영역인 CP(DCF)와 CFP(PCF), 그리고 IEEE 802.11 기본적인 표준과의 호환성을 고려한 QoS MAC인 IEEE 802.11e 무경쟁 기법에 대한 내용에 대해서 간략히 살펴본다. 3장에서는 WGPS 알고리즘을 적용, 수정하여 버퍼에 쌓여있는 처리할 데이터의 용량 정보를 참조하여 수정한 새로운 폴링 기법을 제시 하였으며, 4장에서는 이 기법의 성능 향상을 NS-2 시뮬레이터를 사용한 모의 실험을 통해 증명하였다. 끝으로 5장에서 결론을 맺는다

2. 무선랜의 MAC

무선랜에서 매체에 접근은 랜(이더넷)과 유사하나 무선에 적용되는 CSMA/CA(Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance) 방식인 DCF(Distributed Coordination Function)에 의해서 제공되며 이는 경쟁 서비스(Contention Services)이다. DCF의 한계를 극복하여 QoS를 만족시키기 위해 무경쟁서비스(Contention-free services) 즉, PCF(Point Coordination Function)가 사용되며 이때 스케줄링은 하위구조화 된 네트워크에서 AP(Access Point)의 주도하에 이루어지게 되고 폴링 기법을 사용한다. QoS를 보장하기 위한 MAC을 연구하는 IEEE 802.11e를 채용하는 경우를 제외할 모든 무선랜에서는 DCF과 PCF기능을 사용하고 있다[6, 8].

2.1 DCF 경쟁 기법

데이터를 전송하기 전에 무선 링크의 상태를 검사하고 숨겨진 노드 문제(Hidden Node Problem)를 해결하기 위해 매체 접근 연기(NAV)를 사용하며 충돌을 피하기 위해 프레임의 종료 시점에서 백오프(Backoff)를 사용한다[8].

(그림 1)은 DCF의 CSMA/CA 기법의 예이다. DCF 방식은 무선랜의 MAC 에서 기본 접속 방법이며 이 방식은 경쟁 기반의 서비스를 제공하게 되는데 접속 방법으로 백오프

알고리즘을 사용한다. 백오프 알고리즘에서 슬롯 선택과정이 진행된다면 경쟁창 후반에 위치하는 슬롯들은 상대적으로 선택 확률이 낮아지게 된다. 이로 인해 전체적인 통과율의 저하와 패킷의 전송지연이 늘어나게 되는 단점이 있다.

2.2 PCF 무경쟁 기법

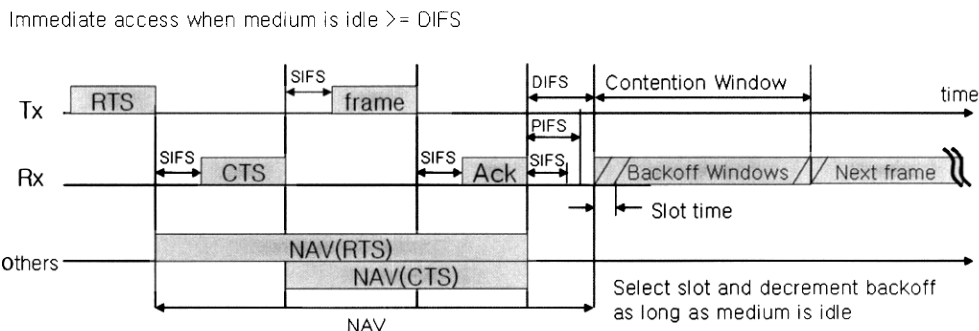
PCF 무경쟁 기법은 타임 슬롯을 예약해서 보낼 수 있도록 하는 서비스를 제공하며 실시간 전송을 위해 제안되었다. 그러나 형평성의 보장이 확실적으로 이루어져 트래픽의 크기나 양이 변동할 때 적응적인 서비스를 할 수 없다는 약점이 있다. 예를 들면 실시간 트래픽인 음성과 동영상의 경우 요구되는 현저히 다른 트래픽의 양과는 상관없이 동일한 만큼의 서비스만을 제공하게 되는 것이다[4]. 매체에 공정한 접근을 하도록 지원하며 경쟁 기능과 교대로 서비스되어 이런 무경쟁 기간에는 동시성을 요구하는 서비스를 제공하도록 되어 있다. 포인트 조정자(PC:Point Coordinator)에 의해 폴링이 이루어 지고 모든 전송은 확인과 응답절차가 요구된다. 무경쟁 기간이 시작될 때, AP는 비콘 프레임을 전송한다. 비콘 프레임 내부에는 CFP_Max_Duration 값인 최대 지속시간이 포함되어 있고 이 정보를 수신한 모든 스테이션은 NAV를 설정하게 된다. 폴링의 리스트에 포함되어 있는 스테이션 중에서 동작상태에 있는 대상에게 CF-Poll로 전송을 허락하고 스테이션에서 AP로의 전송이 일어날 수 있게 되는 것이다. (그림 2)는 무경쟁 기법인 PCF 사용 예를 보여 준다[8].

기존의 PCF의 폴링은 모든 스테이션에게 동일한 우선순위를 부여하는 방식을 채택하고 있어 서로 다른 트래픽의 양에 적응적이지 못하다.

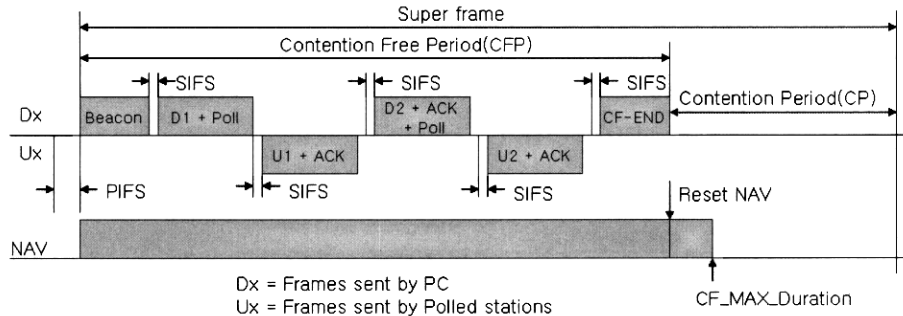
2.3 EDCA 와 HCCA

EDCA와 HCCA는 IEEE 802.11e 에서 사용되는 MAC 기법으로 기존의 DCF와 PCF를 기반으로 채널 예약을 포함한 QoS MAC 스케줄링을 위한 여러 기능을 포함하고 있다[1, 2, 4, 6].

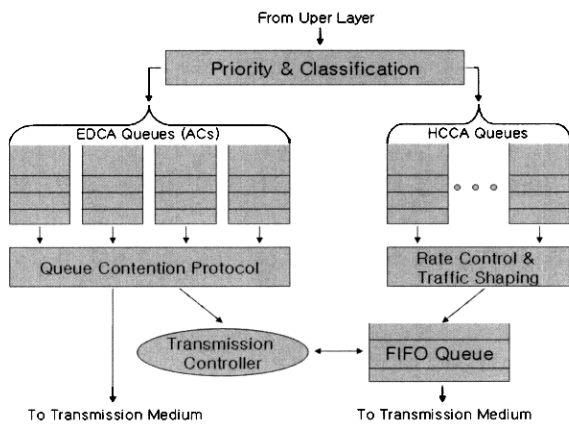
(그림 3)은 IEEE 802.11e 드래프트에서 정의된 QoS 채널 접속 기술인 MAC의 시스템 구조를 그림으로 나타낸 것이다. 상위 계층으로부터 MAC 계층에 도착한 데이터는 정의



(그림 1) DCF 경쟁 기법의 동작 예



(그림 2) PCF 무경쟁 기법의 동작 예



(그림 3) IEEE 802.11e MAC 구조

된 우선순위 지정에 따라 EDCA 혹은 HCCA를 거쳐 QoS를 고려한 접속 제어를 받게 된다. EDCA를 통과하는 데이터는 접속 범주(Access categories)를 기준으로 나누어진 4개의 큐 중 하나에 할당되어 자신의 우선순위에 해당하는 서비스의 품질을 보장 받게 된다.[6] 각각의 큐는 미리 설정된 값에 근거해서 서로 다른 서비스 품질을 제공하게 된다. HCCA의 경우 MAC 구현의 요구사항이 훨씬 복잡해진다. 이미 설명한 일련의 QoS 우선순위에 의한 서비스 과정이 완료된 후에 AP는 지속적인 서비스 요구자인 해당 스테이션들에 한해서 폴링을 수행하게 된다. 이 폴링에 응답하는 해당 스테이션들은 규정된 시간 동안의 TXOPs(Transmission Opportunities)를 얻게 되고 각자 채널을 점유하여 전송할 수 있는 기회를 부여 받는다. 폴링이나 TXOPs의 부여는 개개의 데이터 프레임이 아니라 스테이션에 대해 실행되며 설정된 기간 동안 스테이션은 형평성을 보장 받으면서 다른 스테이션의 방해 없이 서비스를 수행하게 된다. 그림에서 이러한 과정은 Rate Control과 Traffic Shaping block라고 명명된 제어 박스 안에서 이루어진다[1, 6]. IEEE 802.11e에서 사용하는 매체 접속 기술은 CSMA/CA와 폴링이다.

3. 제안된 New-CF 알고리즘

기존 폴링 기법의 단점을 보완하기 위해서 현재 무경쟁

기법에서 일반적으로 적용하고 있는 라운드로빈 방식 외에 트래픽의 발생 빈도와 크기에 따라 변동되는 기법의 연구가 요구된다. 이미 발표된 바 있는 GPS 알고리즘은 서비스의 형평성을 보장하는 이상적인 개념으로 알려져 있다. 특히 무선의 환경에 맞도록 설계된 WGPS 알고리즘은 무선 스케줄링을 주도하는 시스템의 현재 상태와 서비스의 형평성을 고려하여 설계되었다. 그러나 WGPS 알고리즘은 스케줄러 자신이 가지고 있는 정보만을 참조하였기 때문에 송신측의 데이터의 흐름을 예측할 수 없고 대량의 데이터 트래픽 발생시 빠른 시간 내에 적응적으로 대처하는데 문제를 가지고 있다. 그래서 본 논문에서는 송신측의 버퍼정보를 전송받아 스케줄러의 폴링리스트를 적응적으로 수정하는 기법을 제시하였다.

3.1 WGPS 알고리즘

WGPS는 각 플로우의 채널상태와 가중치를 이용하여 동적으로 서비스를 분배하여 확실적인 형평성이 아닌 차별화된 형평성을 제공한다[11, 12]. WGPS서버는 전체 서비스 가능량인 R 과 보장값을 결정하는 요인 $\Delta(0 < \Delta < 1)$ 를 가진다. 또한 다음과 같은 속성값들을 가지며 트래픽의 경우 플루이드-흐름(fluid-flow)의 성향을 따르고 있다[9].

$$\phi_i(t) = \begin{cases} \phi_i \cdot (1 + \Delta) & \text{if } i \in S(t) \text{ and } i \in C(t) \\ \phi_i & \text{if } i \in S(t) \text{ and } i \notin C(t) \\ 0 & \text{if } i \notin S(t) \end{cases} \quad (1)$$

식 (1)은 보장값의 요구에 의한 가중치를 산출하는 식이다. 서비스($S(t)$)와 보장치($C(t)$)가 모두 제공되는 경우 높은 가중치를 얻게 되는 것을 알 수 있다.

$$\frac{\partial V}{\partial t} = \begin{cases} \frac{R}{\sum_i \phi_i(t)} & \text{if } \sum_i \phi_i(t) \neq 0 \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (2)$$

전체서비스 가능량을 현재 모든 플로우가 가지고 있는 가중치의 합산으로 나누게 되면 각각의 플로우에 요구량에 상응하는 비율의 서비스 기회를 부여한다. 수식 (2)는 시간에

〈표 1〉 용어 정의

ϕ_i	각 플로우 i 에 할당되는 서비스 가중치
$S(t)$	시간 t 에 백로그드되어 있거나 좋은 채널상태를 유지하고 있는 모든 플로우의 집합
$C(t)$	시간 t 에 서비스의 추가 보장 값을 요구하는 모든 플로우의 집합
$\phi_i(t)$	임의의 시간 t 에 각각 채널에 해당하는 i 번째 플로우로 보장값의 요구에 의해 설정된 실시간 가중치
$V(t)$	WGPS서버가 관리하는 가상 시간. $V(0)$ 는 임의의 값으로 설정됨
$W_i^C(t)$	각각의 플로우 i 에 설정된 누적된 보상치
$B(t)$	시간 t 에 백로그드된 모든 플로우의 집합으로 보상치 $W_i^C(t)$ 는 플로우 i 가 백로그드된 시점에서 0으로 설정됨
$W_i(\tau, t)$	플로우 i 에서 시간 간격 (τ, t) 동안 서비스되는 트래픽의 총량
$Q_i(t)$	송신측에서 시간 t 에 i 번째 플로우 큐에 백로그드 되어 있는 패킷의 수
$I_i(t)$	시간 t 에 플로우 i 의 큐에 백로그드 되어 있는 패킷의 1비트 상태 정보
pri	$I_i(t)$ 로부터 산출된 우선순위 가중치 값(보통 1보다 크다)
P_i	다음 시간간격 동안에 플로우 i 에 서비스 될 폴링 횟수로 정수 값
$int()$	정수화 함수

따른 $V(t)$ 의 값을 산출하는 식으로 트래픽이 발생하지 않고 보상값의 요구량이 전무 할 때 $V(t)$ 는 0이다.

각각의 플로우 i 는 보상 계산 값이 설정되어 있고 $W_i^C(t)$ 로 나타내며 요구된 값들이 누적된다.

$$\frac{\partial W_i^C}{\partial t} = \begin{cases} \phi_i \cdot \frac{\partial V}{\partial t} & \text{if } i \in B(t) \text{ and } i \in S(t) \\ -\phi_i \cdot \Delta \frac{\partial V}{\partial t} & \text{if } i \in S(t) \text{ and } i \in C(t) \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3)$$

요구에 따른 보상치는 플로우 i 가 어떤 상태에 있는가에 따라 달라진다. 수식 (3)에서 알 수 있듯이 이미 서비스집합과 보상치 요구 집합에 속해 있는 경우에는 기존의 보상치는 감소하게 되고 백로그드 되어 있고 서비스 상태에 속해 있지 않았을 경우 보상치는 증가하게 된다. 그 이유는 서비스 집합의 플로우 집합이 증가할수록 Δ 에서 보상할 수 있는 서비스의 양은 줄어들기 때문이다. 다음 수식 (4)는 단위 시간 간격 동안에 시간의 흐름에 따른 트래픽의 변화를 보여주고 있다[9].

$$\frac{\partial W_i(\tau, t)}{\partial t} = \phi_i(t) \cdot \frac{\partial V}{\partial t} \quad (4)$$

3.2 수정한 WGPS 알고리즘

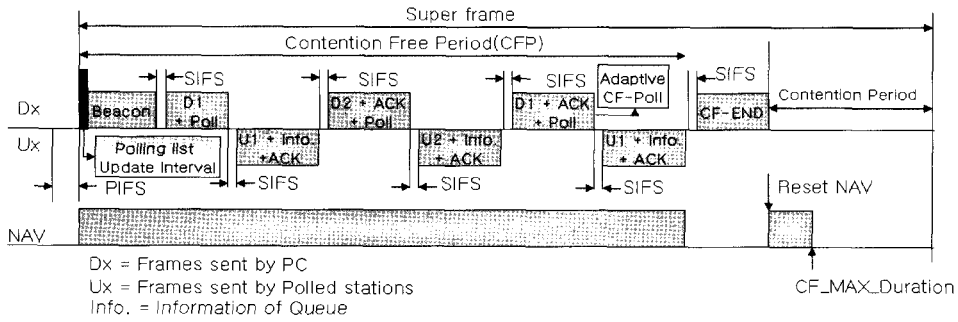
위에서 언급한 WGPS의 한계를 극복하고 효율적인 스케줄링이 가능하게 하기 위해 기존의WGPS 알고리즘을 크게 네 가지 측면에서 수정하였다. 먼저 송신자는 송신측 버퍼

에 쌓여있는 데이터의 양을 측정하여 데이터프레임 내부의 1비트 저장공간에 값을 저장하였다. 이 프레임은 수신한 스케줄러는 그 정보를 저장하여 폴링리스트 새롭게 만들 때에 우선순위를 부여하는 정보로 쓰게 된다. 둘째로 서버는 별도의 폴링 리스트 수정주기의 시간차를 두고 그 사이에 수집한 데이터를 일괄 적용하여 새로운 폴링리스트를 만들어 내는 일을 계속 해 주었다. 임의의 가상시간은 이분적인 시점에서 산정된 값을 일정기간 지속하게 되고 가중치는 플로우에 패킷이 전송되는 기간 동안은 변화 할 수 없으므로 각각의 플로우는 시간의 변화에 따른 보장치의 변화와 폴링리스트의 수정을 관리해 주어야 하는 필요가 생기게 되는 것이다. 그 이유는 폴링 리스트의 수정은 실시간으로 끊임 없이 이루어 질 수 없으며 서비스가 수행중인 동안은 변할 수 없기 때문이다. 셋째, 전체 서비스 가능 총량인 R 을 비율로 나누어 정수화(반올림)하였다. 왜냐하면 폴링의 횟수는 실수일 수 없기 때문이다. 네번째는 폴링이 가능한 대상으로 규정된 모든 스테이션에게 최소한의 서비스 보장차원에서 1번의 폴링을 받을 수 있도록 하는 일이다. 이는 수정된 폴링리스트는 바로 직전 시간 간격 동안에 수집된 정보이므로 현재 스테이션의 상태를 완전히 예측할 수는 없기 때문이다. 기존의 스케줄러 에서는 모든 경우에 폴링이 가능한 모든 스테이션에 1번씩의 기회를 부여하여 동일한 가중치를 적용하고 있다. 보상치에 영향을 끼칠 수 있는 요인으로는 채널의 상태나 버퍼의 상태등 여러 다양한 것들이 작용할 수 있다. 본 논문에서는 그 주요 요인을 버퍼 즉 큐에 적재되어 있는 패킷의 수에 두었다. 각 플로우에 해당하는 송신측 버퍼에 쌓여있는 패킷이 존재 할 때는 1, 없을 때는 0으로 설정된 정보 1비트를 데이터 프레임 전송시에 첨부하여 전송하고 수신 후 스케줄러인 WGPS 기능을 가진 조정자(서버 혹은 스케줄러)가 그 값을 참조하여 우선순위를 적용한 서비스를 하게 된다. 다음 수식 (5)는 큐에 적재되어 있는 패킷의 수 ($Q_i(t)$)를 이용하여 1비트 정보 ($I_i(t)$)를 산출하는 식이다.

$$I_i(t) = \begin{cases} 1 & \text{if } Q_i(t) > 0 \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (5)$$

무선랜에서의 폴링리스트 수정 주기는 비콘 프레임 내부에 CFP_Max_Duration 값인 최대 지속시간이 포함되어 있어 그 범위 안에서는 임의의 수치를 적용할 수 있다. 서비스의 최대 가능량을 R 이라고 할 때 식은 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$\phi_i(t) = \begin{cases} \phi_i \cdot pri \cdot (1 + \Delta) & \text{if } I_i(t) = 1 \text{ and } i \in S(t) \text{ and } i \in C(t) \\ \phi_i \cdot (1 + \Delta) & \text{if } I_i(t) = 0 \text{ and } i \in S(t) \text{ and } i \in C(t) \\ \phi_i & \text{if } i \in S(t) \text{ and } i \notin C(t) \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (6)$$



(그림 4) New-CF 기법의 동작 예

$$\frac{\partial V}{\partial t} = \begin{cases} \frac{R}{\sum_i \phi_i(t)} & \text{if } \sum \phi_i(t) \neq 0 \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (7)$$

p_i 는 데이터의 중요성이나 시급성에 기인한 값으로 1보다 크다. 본 논문에서는 수식 (6)에서 알 수 있듯이 버퍼의 상태정보인 $I_i(t)$ 에 의한 가중치 적용과 함께 플로우 i 에 적용된 보상치 또한 고려되었다. 새롭게 산출된 값을 이용하여 전체 서비스 가능 총량을 재 분배할 수 있는 수식이 만들어 졌고 이제 서비스 총량을 분배함에 있어 정수화의 단계가 남아 있다. 반올림으로 폴링의 횟수를 구하였고 수식에서 합산된 정수 1의 값은 최소한 한번의 폴링을 받게 하여 폴링 가능한 모든 스테이션의 기본적인 형평성을 제공하기 위한 절차이다.

$$P_i = 1 + \text{int} \left(\frac{\partial V}{\partial t} + 1/2 \right) \quad (8)$$

이렇게 서비스 기간 동안 수집된 P_i 의 집합을 이용하여 정해진 폴링 리스트 수정 주기에 도달하면 스케줄러는 수정된 WGPS 알고리즘을 이용하여 폴링 리스트를 계속적으로 수정하게 된다.

3.3 무선랜을 위한 New - CF 기법

본 절에서는 IEEE 802.11x WLAN에 적용할 New-CF 기법을 설명할 것이다. 먼저 버퍼의 부분적인 정보 1비트를 패킷에 실어 보내기 위해 전송 패킷의 여분의 사용 가능한 비트를 찾아야 한다. IEEE 802.11x MAC 규격에는 정해진 패킷의 프레임에는 정의된 구역 중에 여분의 비트가 존재하지 않는다[6, 8].

프레임의 구조상 사용하지 않는 비트를 전용해서 쓰는 방법이 실제로 표준규격을 수정하지 않고 쓸 수 있는 방법이나 추가 1비트를 패킷의 페이로드의 앞이나 뒤 부분에 붙여 보내는 방법을 쓸 수도 있다. 그러나 이런 경우 패킷 당 1비트의 오버헤드(Overhead)가 발생하게 되어 시스템의 성능에 다소간의 영향을 주게 된다. 수신된 패킷에 포함된 정보를 참조한 AP(스케줄러)는 실시간으로 스테이션(송신측)

의 요구에 적응적인 폴링을 수행하게 된다. (그림 4)는 적응적인 CF-Poll을 수행하는 New-CF의 실행 예이다.

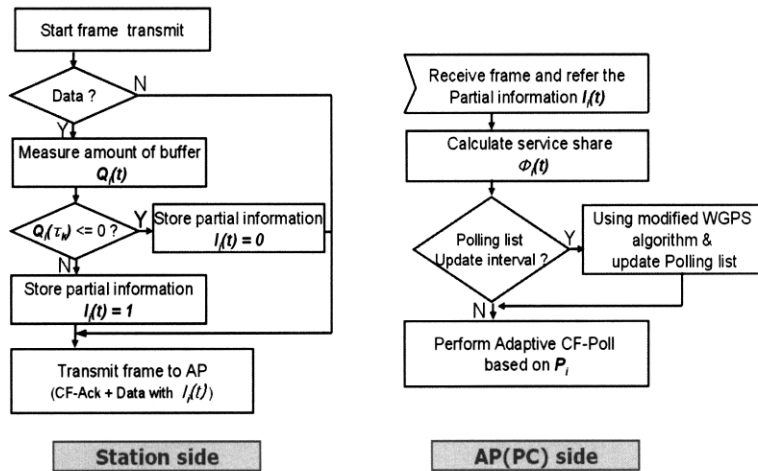
적절한 폴링 리스트 수정 간격을 결정하는 것도 중요한 부분이다. 본 논문에서는 비콘의 생성주기와 동일하게 폴링 수정 주기를 책정하였다. IEEE 802.11x에서 슈퍼 프레임의 사이즈는 유동적이고 데이터 프레임의 크기도 변화할 수 있으므로 비콘의 생성주기 또한 유동적이라 할 수 있다. 이때 실시간으로 심하게 변동하는 데이터 트래픽 부하가 발생한 트래픽 환경이라면 최적의 간격을 유지하는 것이 성능에 영향을 미치게 된다. 수정된 WGPS 알고리즘을 포함하고 있는 AP는 적응적인 CF-Poll을 수행할 수 있다. 먼저 슈퍼 프레임 시작 시점에서 PC(Point Coordinator-AP)에서는 폴링 리스트 수정 시간에 도달하여 채널의 버퍼 정보를 이용한 폴링리스트의 수정이 일어나고 비콘 신호 발생 이후 각 U_x (Users)에 폴링을 시도하게 되며 버퍼에 많은 양의 데이터를 가진 U_1 (User #1)에게 정보를 적용한 또 한번의 적응적인 폴링이 이루어지고 있는 모습을 보이고 있다.

<표 2>와 (그림 5)는 스테이션과 AP가 새롭게 제안한 New-CF 알고리즘에 의해 동작하는 절차를 흐름도와 의사코드로 나타낸 것이다. AP 주도의 하위구조 기반 모드에서 동작하게 되는 New-CF는 스테이션 즉, User 측에서는 현재 송신 버퍼에 쌓여있는 패킷의 양을 측정하고, 일정한 기준에 의해 계산된 부분정보(1비트)를 프레임의 내부에 포함시켜 전송하는 역할을 한다. PC 측에서는 받은 데이터 프레임의 내부 정보를 참조하여 폴링 리스트의 수정 시간이 도달할 때까지 저장하고 있다가 도달하면 수정된 WGPS 알고리즘에 따라 각각의 채널이 요구하는 가중치를 적용하여 리스트를 수정하고 폴링을 할 때는 최근에 수정된 리스트에 의거하여 가중치가 적용된 적응적인 폴링 기법을 수행하게 된다.

제안된 New-CF 기법은 트래픽 양의 변동률이 급격한 경우와 특정 채널에 지속적으로 불균형하게 부하가 집중된 경우에 특히 좋은 성능을 낼 수 있다. 최근 인터넷을 통해 전송되는 데이터는 급격히 증가하고 있으며 동영상이나 음성 등 시간에 민감한 대용량의 데이터가 증가하는 경향이 두드러진다. 즉, 변동률이 심하거나 불균형한 트래픽의 부하가 일반적이라는 것이다. 송신측의 버퍼에 적재되어 있는 패킷의 수는 실시간 변화하지만 기존의 스케줄러(AP)측에서는

〈표 2〉 스테이션과 AP의 수행절차

스테이션측	AP측
<pre> /* Upload case from STA to AP */ if (transfer.procedure = NEW) then if (packet.type = DATA) then measure(NUMBER_OF_packetS); /* the number of stacked packets in buffers are transformed into information of 1 bit */ if (NUMBER_OF_packetS = 0) then set INFO = 0; endif if (NUMBER_OF_packetS > 0) then set INFO = 1; endif data_frame.info = INFO; /* transmit upload traffic which contains 1bit of information and CF Ack to piggyback */ transmit(data_frame); endif else transmit(frame); endif </pre>	<pre> /* polling list information is stored in case of data receiving */ if (receive.procedure = NEW) then if (packet.type = DATA) then /*Refers to buffer information which is included in the received frames and Stores the information into an array */ POLL_FLAG[] = data_frame.info; endif endif /* Update polling list at the time of polling list modification */ if (poll_list_update_time(timer)) then poll_list = modified_WGPS(POLL_FLAG[]); /* set weights using modified WGPS algorithm and update polling lists */ endif /* transmit CF Poll packet */ if (transfer.procedure = YES) then if (packet.type = POLL) then transmit(poll_frame, poll_list(poll_index)); poll_index ++; endif endif </pre>



(그림 5) 수정된 WGPS 알고리즘을 이용한 New-CF 기법

이것을 알 수가 없다. 충돌이나 혼잡현상으로 패킷의 전송 실패가 잦아진 후에야 이에 혼잡제어(congestion control)를 할 수 있지만 재전송등의 이유로 병목이 될 가능성이 높다. 본 논문에서는 이러한 현재 시스템의 단점을 극복하기 위해 MAC에서 스케줄러가 실시간으로 송신측의 정보를 수집하여 적응적으로 대처할 수 있는 새로운 기법을 제안하였고 차세대 인터넷 환경에 적합한 알고리즘이라 보여진다.

4. 시뮬레이션 결과

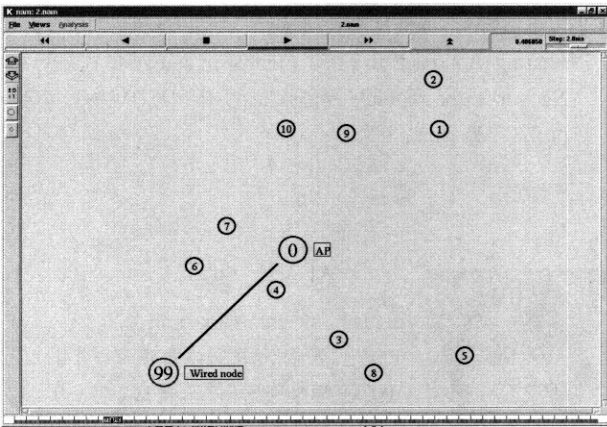
시뮬레이션을 위해 NS-2 (Network Simulator 2)를 사용하였으며 비교의 대상으로 기존의 DCF과 PCF, 그리고 제

안한 기법을 선정하여 각각 CBR(Costant Bit Rate) 트래픽을 발생시켜 13단계로 나누어 트래픽의 부하량을 조정하였다. 또한 특정한 한 개의 채널에 대량의 트래픽(음성 데이터의 5배)을 발생시켜 비디오 데이터가 포함된 불균형한 채널 환경을 형성하여 그렇지 않은 경우와의 비교를 수행하였다. UDP 프로토콜 위에서 동작하기 때문에 전송 실패(Drop)한 패킷의 수를 측정하여 통과율과 성능의 향상을 검증하였다. 시뮬레이션 모델은 1개의 AP에 10개의 스테이션이 하위 구조로 연결되었고 AP는 유선 호스트와 연결되어 있으나 유선상의 트래픽은 통과율 계산에서 제외 시켰다. DCF인 경우 모두가 CSMA/CA를 사용하는 MAC이 구성되고 PCF인 경우 7개의 스테이션은 PCF모드로, 3개의 스테이션은 DCF으

<표 3> 시뮬레이션 변수

변수	값	변수	값
Time	50 sec	CBR interval	0.001~3 sec
스테이션	10	CBR size	210, 510
AP	1	Super Frame size	300 TU
Wired Node	1	Limits	500*500 units
Bandwidth	11Mbps	DSSS_CWMin	31
Buffer size	100	DSSS_CWMax	1,023
Slot size	20µs	ShortRetryLimit	7
MRLT	512 TU	RTSThreshold	3,000 bytes

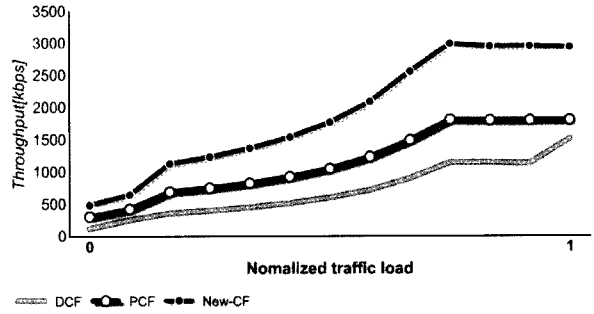
TU : Time Units (1 TU = 1024µs)



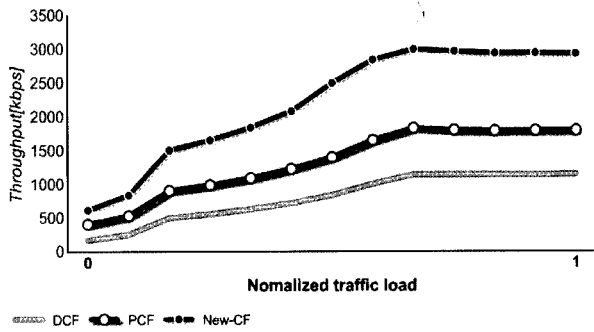
(그림 6) 토폴로지 그래프

로 동작하여 반복적으로 동작하는 슈퍼 프레임을 이루도록 하였으며 New-CF의 경우 PCF과 동일한 환경과 변수에 수정된 폴링 기법을 적용 하였다. 다음 <표 3>은 시뮬레이션 시 설정된 변수 값 들이고 (그림 6)은 토폴로지 그래프이다.

(그림 7)과 (그림 8)은 각 기법의 처리율을 보여주고 있다. 제안한 New-CF 기법은 균형한 경우와 불균형한 경우 모두에서 처리율 상승을 가지고 왔으며 특히 불균형한 경우 기존의 DCF, PCF 보다 향상된 처리율을 보였다. 특히 PCF와 비교하여 균형한 경우 최대 28%, 불균형한 경우 최대 34%정도 더 높은 처리율을 보였다.



(그림 7) 트래픽 부하가 균형한 경우 처리율



(그림 8) 트래픽 부하가 불균형한 경우 처리율

<표 4>는 시뮬레이션 시나리오 상 네트워크 전체 전송로에 부하가 가장 심각한 상태에 이르러 최대가 되는 순간의 전송 성공과 실패, 실패율을 비트단위와 프레임단위로 환산하여 비교한 것이다. 전송 실패율은 트래픽의 부하가 커질수록 늘어나 급격하게 증가하는 양상을 보였으며 처리율과의 상대적인 비교에서는 반비례하는 양상을 보였다. 제안된 기법의 경우 DCF와의 비교에서는 최고 48% 이상, PCF와의 비교에서는 최고 31% 가량의 전송실패율 우위를 점하였다. 특히 트래픽의 부하가 불균형한 경우 QoS를 위해 제안된 PCF와의 비교에서도 확실히 향상된 결과를 보임으로 제안된 기법의 성능을 검증하였다.

5. 결 론

IEEE 802.11x는 매체접속제어 부계층으로 경쟁기반의

<표 4> 전송실패율 비교

트래픽 유형		DCF	PCF	New-CF
트래픽의 부하가 균형한 경우	전송성공(bit)	1,142 Kb/sec	1,807 Kb/sec	2,983 Kb/sec
	전송실패(bit)	2,858 Kb/sec	2,193 Kb/sec	1,017 Kb/sec
	전송실패(frame)	1,743 Frame/sec	1,337 Frame/sec	620 Frame/sec
	전송실패율	71.45 %	54.82 %	25.67 %
트래픽의 부하가 불균형한 경우	전송성공(bit)	1,145 Kb/sec	2,035 Kb/sec	3,299 Kb/sec
	전송실패(bit)	3,355 Kb/sec	2,465 Kb/sec	1,201 Kb/sec
	전송실패(frame)	2,045 Frame/sec	1,502 Frame/sec	732 Frame/sec
	전송실패율	74.55 %	57 %	26.29 %

DCF과 QoS를 만족시키기 위한 PCF를 사용한다. 본 논문에서는 PCF가 현재 단순 라운드 로빈 방식으로 실시간으로 변하는 데이터의 흐름에 적응적으로 서비스 할 수 없는 부분을 개선하여 트래픽의 부하가 큰 채널을 선택, 가중치를 주어 폴링 리스트를 수정한 New-CF 방식을 제안하였다. 트래픽의 부하에 따른 실시간 보장 기법인 WGPS 알고리즘을 수정, 보완하여 무선랜의 규격과 패킷 흐름에 맞는 기법을 제시하였으며 수정된 기법을 DCF, PCF와 비교하여 시뮬레이션 결과를 통해 처리율과 전송실패율 측면에서 성능향상을 검증했고 이는 실시간 변동이 심하고 멀티미디어 데이터와 같은 대량의 불균형한 트래픽이 혼재하는 현재 대부분의 인터넷 환경에서 보다 높은 성능의 시스템을 구축할 수 있는 방법이다. 또한 제안된 기법은 IEEE 802.11, IEEE 802.11b 뿐 아니라 DCF과 PCF를 공용으로 사용하고 있는 802.11x 여러 모델의 MAC, 그리고 QoS MAC을 지향하고 있는 IEEE 802.11e에서 큰 변수 없이 적용하여 성능의 향상을 이끌어 낼 수 있을 것이다.

참 고 문 헌

[1] L. W. Lim, R. Malik, P. Y. Tan, C. Apichaicha-lermwongse, K. Ando, and Y. Harada, "A QoS scheduler for IEEE 802.11e WLANs," CCNC 2004, pp.199-204, Jan., 2004

[2] S. Rajesh, M. Sethuraman, R. Jayaparvathy, and S. Srikanth, "QoS algorithms for IEEE 802.11e implementation," APCC 2003, Vol. 1, pp. 213-217, Sept., 2003

[3] S. Borst, M. Mandjes, and M. van Vitert, "Generalized processor sharing with light-tailed and heavy-tailed input," IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol.11, pp.821-834, Oct., 2003

[4] D. Gu and J. Zhang, "QoS enhancement in IEEE 802.11 wireless local area networks," Communications Magazine (IEEE), Vol.41, pp.120-124, June, 2003.

[5] Z.Chen, and A. Khokhar, "Improved MAC protocols for DCF and PCF modes over fading channels in wireless LANs," IEEE Wireless Communications and Networking, Vol.2, pp. 1297-1302, Mar. 2003

[6] IEEE. "IEEE standard. 802.11e/D6.0 Medium Access Control (MAC) Enhancements for Quality of Service(QoS)," Institute of Electrical and Electronics Engineers, Nov., 2003

[7] T. W. Kuo, W. R. Yang, and K. j. Lin, "A class of rate-based real-time scheduling algorithms," IEEE Transactions on Computers, Vol.51, pp.708-720, June, 2002.

[8] IEEE. "IEEE standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications,"

Institute of Electrical and Electronics Engineers, November 1999.

[9] M. R. Jeong, H. Morikawa, and T. Aoyama, "Wireless packet scheduler for fair service allocation," APCC/OECC '99. Fifth Asia-Pacific Conference on Communications, Vol.1, pp.794-797, 18-22 Oct., 1999.

[10] D. C. Stephens, J. C. R. Bennett, and H. Zhang, "Implementing scheduling algorithms in high-speed networks," IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol.17, pp.1145-1158, June, 1999.

[11] A. K. Parekh, and R. G. Gallager, "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Single-Node Case," IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol.1, pp.344-357, Jun., 1993

[12] A. K. Parekh, and R. G. Gallager, "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks-the multiple Node Case," INFOCOM '93., Vol.2, pp.521-530, Apr., 1993



신수영

e-mail : sy-shin@kookmin.ac.kr

1998년 한국방송통신대학교(교육학사)

2002년 덕성여자대학교 정보통신공학
(석사)

2004년~현재 국민대학교 BIT 대학원 박사과정

2001년~현재 신홍대학교 강사

2003년~현재 덕성여자대학교 강사

2004년~현재 국민대학교 강사

관심분야 : MAC scheduling, WLAN, WPAN, USN



박수현

e-mail : shpark21@kookmin.ac.kr

1988년 고려대학교 컴퓨터학과(이학사)

1990년 고려대학교 전산학(이학석사)

1998년 고려대학교 컴퓨터학과(이학박사)

1990년~1999년 (주)LG전자 중앙연구소
선임연구원

1999년~2001년 동의대학교 공과대학 소프트웨어공학과 교수

2002년~현재 국민대학교 비즈니스IT학부 교수

관심분야 : 이동통신 시스템, Active Network, 유비쿼터스 네트워크