논문 2005-42TC-6-6

고속 무선 개인화 네트워크를 위한 MAC 스케줄링 알고리즘

(MAC Scheduling Algorithm in IEEE 802.15.3 HR-WPAN)

주 성 돈*, 이 채 우**

(Sung-Don Joo and Chae-Woo Lee)

요 약

무선 환경에서는 유선과 달리 다중 경로 페이딩, 간섭, 신호의 감쇠 등으로 발생되는 에러가 존재하고 있으며, 이러한 무선 채널 에러는 네트워크의 성능을 감소시킨다. 특히, ISM 대역에서 동작하는 IEEE 802.15.3은 무선 채널에러에 많이 노출되어 있다. 본 논문은 네트워크의 성능을 감소시키는 채널에러 환경에서 효율적인 비동기 트래픽의 스케줄링 알고리즘을 제안한다. 제안한 알고리즘은 디바이스가 요구하는 시간에 비례하여 채널시간(Channel Time Allocation, CTA)를 할당한다. 또한 디바이스간의 채널에러 상황을 인식하여 에러 상황인 디바이스에게 할당되는 CTA를 회수하여 에러를 겪지 않는 다른 디바이스들에게 CTA를 할당함으로써 네트워크의 전송효율을 높인다. 채널에러 상황에서 복구된 디바이스는 디바이스들 간의 공평성을 유지하기 위해 완전보상 또는 점진적 보상을 통해 CTA를 보상 받는다. 시뮬레이션 결과 제안한 알고리즘은 무선 채널에러 환경에서 기존의 SRPT(Shortest Remain Processing Time) 나 RR(Round Robin)방식에서 제공할 수 없었던 디바이스들의 비례적 공평성을 제공할 수 있으며, 네트워크의 높은 전송 효율을 유지한다.

Abstract

In wireless networks there are various errors, caused by multi-path fading and interference between devices which lower the network performance. Especially, performance of IEEE 802.15.3 High-Rate WPAN (Wireless Personal Area Network) which is operated in ISM unlicensed frequency band is easily affected by channel errors. In this paper, we propose a schedulingalgorithm which takes channel errors into consideration in scheduling asynchronous data traffic. The proposed scheduling algorithm can allocate CTA(Channel Time Allocation) proportionally in accordance with the requested channel time of each device. It also prevents waste of channel time by allocating CTA of the channel-error devices to other channel-error free devices. After recovering from the channel error, the devices are compensated as much as they conceded during channel error status. Simulation results show that the proposed scheduling algorithm is superior to the existing SRPT(Shortest Remain Processing Time) and RR(Round Robin) in throughput and fairness aspects.

Keywords: HR-WPAN, wireless scheduling, channel-error, fair scheduling

I. 서 론

최근 무선 통신 기술을 사용하는 인터넷 사용자들이 빠르게 증가하고 있다. 또한 멀티미디어 산업이 발달하면서 무선 환경에서 멀티미디어 트래픽의 사용이 점차 늘어나고 있다. 그러나 현재의 무선 기술로는 전송률의 한계로 멀티미디어 스트림의 QoS(Quality of Service) 제공이 어렵다[1]. 최근 발표된 IEEE 802.15.3 HR-WPAN(High Rate Wireless Personal Area Network)은 이러한 멀티미디어 스트림의 QoS 요구를 만족시켜줄 수 있는 WPAN 기술로써 55Mbps의 데이터 전송률을 제공하고, 10m 이내의 컴퓨터, 이동 단말기, 가전제품을 연결할 수 있는 에드 혹 무선 통신 기술이다. 또한 저전력의 이동 단말기를 지원하기 위한 전력 관리(power management) 기능을 제공하고 있어 전력 소비를 최소화할 수 있다[2].

무선 네트워크 환경에서 발생되는 채널에러는 무선 신호의 상호간섭, 다중 경로 페이딩, 도플러 효과, 신호

* 학생회원, (주)LG전자 MC사업본부 네트워크 연구소
(Network Laboratory Architecture 1Gr. Mobile Company, LG Electronics)
** 정회원, 아주대학교 전자공학과
(Dept. of Electronics Engineering, Ajou Uiversity)
※ 본 논문은 한국과학재단에서 지원하는 연구지원사업(R01-2003-000-10724-0)의 연구 결과입니다.
접수일자: 2004년11월15일, 수정완료일: 2005년6월14일

세기의 감소 등으로 인해 버스트(burst)하며, 위치-종속적인 특성을 갖는다[3]. 특히, HR-WPAN은 2.4GHz의 ISM(Industrial, Scientific and Medical) 대역을 사용하고 있어, 무선랜(WLAN), 블루투스(Bluetooth)와 같은 다른 무선기술 간의 간섭이 쉽게 발생할 수 있다. 이러한 무선 채널에러는 패킷의 손실, 수율(throughput)의 감소 등으로 네트워크의 성능을 떨어뜨린다. 따라서 무선 네트워크의 스케줄링 알고리즘은 유선과 달리 채널에러 상황을 고려해야 한다. 현재까지 발표된 대부분의 무선 스케줄링 알고리즘들은 패킷 단위로 스케줄링이 이루어진다[4-8]. 그러나 HR-WPAN에서 스케줄링 기능을 담당하는 PNC(Piconet Coordinator)는 각 디바이스에서 발생시키는 데이터의 양을 직접 알 수 없기 때문에 기존의 패킷 단위 스케줄링 방법을 HR-WPAN에 적용하기는 힘들다.

멀티미디어 트래픽은 지연에 매우 민감한 특징을 갖고 있으나 비동기 데이터는 채널에러 등으로 인한 서비스 지연에 민감하지 않은 편이다. 따라서 본 논문의 스케줄링은 채널에러 복구 후 서비스 보상의 의미가 있는 비동기 데이터의 스케줄링으로 제한한다. HR-WPAN에서 이용될 수 있는 비동기 데이터의 스케줄링 알고리즘은 SRPT(Shortest Remain Processing Time)와 RR(Round Robin) 등이 있다[9]. SRPT는 요청한 시간이 작은 디바이스에게 우선적으로 채널시간(Channel Time Allocation, CTA)을 할당하는 방법이다. 이 알고리즘은 디바이스가 채널을 액세스하기 위한 평균 대기시간이 가장 짧다는 장점이 있지만, 최대 대기시간은 가장 크다는 단점이 있다. RR 방식은 각 디바이스 별로 돌아가면서 CTA를 할당하는 방법으로 비교적 구현이 간단한 알고리즘이다. 그러나 이런 스케줄링 방법들은 채널에러가 발생하여도 에러 상황을 전혀 고려하지 않고 스케줄링 하기 때문에 네트워크의 수율을 감소시킨다. 또한 디바이스의 전송할 양에 비례하여 CTA가 할당되지 않아 디바이스간의 공평성이 제공되지 못한다. 따라서 본 논문에서는 이러한 문제를 해결할 수 있는 비동기 데이터 스케줄링 알고리즘을 제안한다. 제안된 알고리즘은 디바이스가 요구하는 시간에 비례하여 CTA를 할당함으로써 디바이스간의 공평성을 보장한다. 또한 스케줄링을 담당하는 PNC는 어떤 디바이스에게 채널에러가 발생하면 채널에러 상황이 아닌 다른 디바이스들에게 채널에러 상황인 디바이스의 CTA를 할당함으로써 높은 전송효율을 유지한다. PNC는 해당 디바이스의 채널에러 상황이 복구되면, 채널에러 상황 동안 할당되지 못한 양만큼 CTA 구간을 보상함으로써 채널에러가 발생되더라도 디바이스간의 공평성을 유지할 수 있도록 한다. 만약, 한 디바이스가 동시에 다른 여러 디바이스와 통신을 하게 된다면 각 디바이스별로 위와 동일한 방법으로 채널상황을 확인하고, 채널시간 회수 및 보상이 이루어지게 된다. 따라서 본 논문의 스케줄링은 하나의 디바이스는 다른 하나의 디바이스와 통신하는 상황으로 제한한다.

본 논문은 다음과 같이 구성된다. Ⅱ장에서 HR-WPAN에서의 스케줄링의 이해를 돕기 위해 기본 동작과정과 채널 액세스 방법에 대해 설명한다. Ⅲ장은 제안한 스케줄링 방법에 대해서 설명한다. 그리고 Ⅳ장에서는 제안된 알고리즘의 성능을 평가하고, 마지막 Ⅴ장에서는 논문의 결론을 기술한다.

Ⅱ. HR-WPAN의 기본 동작

본 절에서는 HR-WPAN에서 스케줄링 방법을 이해하기 위해 필요한 기본 동작을 설명한다. HR-WPAN은 기존의 블루투스와 유사하게 중앙 통제형 애드혹(centralized ad-hoc) 네트워크 구조인 피코넷(Piconet)을 형성한다. 그러나 블루투스와 달리 각 디바이스들의 통신은 P2P(Peer to Peer)로 이루어진다.

그림 1과 같이 PNC는 비콘 신호를 이용하여 각 디바이스들에게 피코넷의 기본 시간 정보를 제공한다. 또한 PNC는 스케줄링 기능을 담당하고 있어, 디바이스의 채널 액세스를 관리한다. PNC는 비콘 신호를 이용하여 각 디바이스에게 할당된 채널 액세스 시간을 명시한다. 디바이스는 수신한 비콘 신호를 이용하여 피코넷에 동기화하며, PNC로부터 할당 받은 CTA를 이용하여 데이

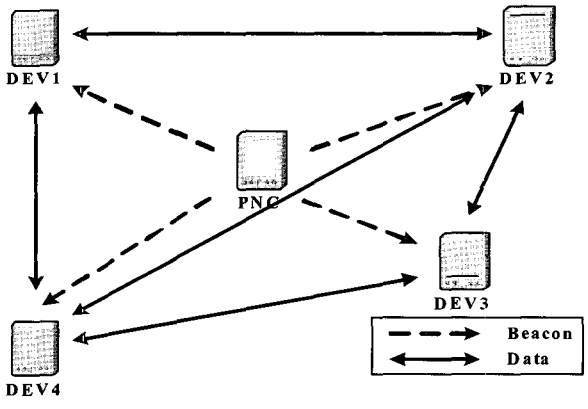

그림 1. IEEE 802.15.3 네트워크 구조와 P2P 통신
Fig. 1. Network architecture and P2P communication in IEEE 802.15.3.

터를 전송한다[2].

HR-WPAN의 채널 시간은 그림 2와 같이 슈퍼프레임 단위로 이루어져 있다[2]. 이 슈퍼프레임은 최대 64ms의 크기를 가지며, 비콘 전송구간, CAP (Contention Access Period) 그리고 CTAP(Channel Time Allocation Period)구간으로 이루어져 있다. CAP 구간은 PNC에 의해 선택적으로 사용되며, 기존의 CSMA/CA 방식을 이용한 채널 액세스 방식으로 크기가 작은 데이터, 네트워크 유지 또는 CTA의 요구등과 같은 명령 프레임이 전송될 수 있다. CTAP 구간은 MCTA(Management CTA)와 CTA 구간들로 구성된다. MCTA 구간은 디바이스의 피코넷 등록이나 네트워크 유지 및 CTA의 요구등과 같은 명령 프레임을 전송하기 위한 구간으로 사용되며, CTA 구간들은 PNC에 의해 각 디바이스들에게 할당되어 데이터 전송을 위해 사용된다.

피코넷 내의 디바이스는 채널 액세스를 위해 CTRq(Channel Time Request) 메시지를 이용하여 PNC에게 CTA를 요구한다. 이 CTRq 메시지는 CAP 구간이나 MCTA 구간을 통해 PNC에게 전달된다. PNC는 디바이스가 요구한 시간을 바탕으로 스케줄링하여 각 디바이스에게 CTA를 할당한다.

트래픽 종류에 따라 디바이스의 CTA 요구방법은 등시성 채널시간 요구와 비동기 채널시간 요구로 나뉜다. 만약, 멀티미디어 트래픽 전송을 위해 디바이스가 규칙적인 채널 액세스를 요구한다면, 디바이스는 PNC에게 등시성 채널시간을 요구한다. 이 방법은 디바이스가 CTRq 메시지를 이용하여 QoS를 만족시킬 수 있는 최소 CTA와 디바이스가 원하는 CTA를 PNC에게 전달하는 것이다. 그러나 디바이스가 비동기 데이터를 전송할 경우, 현재 데이터를 모두 전송하기 위해 필요한 시간을 요구한다. PNC는 CTRq 메시지를 수신하면, 해당 디바이스에게 CTA를 할당하며, 현재 슈퍼프레임에서 할당되지 못한 양은 다음 슈퍼프레임에서 할당한다. 새로운 비동기 데이터가 발생한 디바이스는 CTRq 메시지를 이용하여 PNC에게 현재 데이터를 모두 전송하기 위해 필요한 시간을 요구한다. PNC는 새로운 CTRq 메시지를 수신하면, 해당 디바이스에게 할당해야 할 CTA 값을 새롭게 받은 CTRq 메시지의 요구량으로 갱신한다.

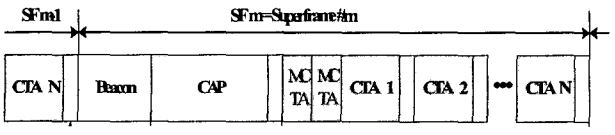

그림 2. IEEE 802.15.3의 슈퍼 프레임
Fig. 2. Superframe of IEEE 802.15.3.

III. 제안한 알고리즘

공평성이 고려된 스케줄링 알고리즘은 FFQ(Fluid Fair Queueing) 모델을 바탕으로 하고 있다. FFQ 모델은 일정시간 동안 각 플로우의 가중치에 비례하여 서비스 받도록 보장하는 이상적인 모델이다[10].

$$\frac{W_i(t_1,t_2)}{\phi_i} = \frac{W_j(t_1,t_2)}{\phi_j} \quad (1)$$

여기서 Wi(t1,t2)는 시간 t1에서 t2 동안 받은 플로우 i의 서비스 양을 나타내며, ϕ_i는 플로우 i의 가중치를 나타내고 있다. 식(1)의 오차를 최소화하는 알고리즘으로 WFQ, WF2Q, SCFQ 등 다양한 방법들이 제시되었다[11-13]. 그러나 이러한 알고리즘은 무선 채널에러 상황을 고려하지 않고 있기 때문에 무선 환경에 바로 적용할 수 없다. 즉, 채널에러가 발생하면 전송을 하지 못해 공평성이 유지되지 못하기 때문이다. 따라서 무선 채널에러 상황에서도 공평성을 유지하기 위해 IWFQ, W2F2Q, CIF-Q, WFS 등이 제안되었다[4-8]. 그러나 제안된 알고리즘들은 패킷 단위로 스케줄링을 하기 때문에 채널시간을 스케줄링하는 HR-WPAN에 바로 적용하기 힘들다. 본 논문에서는 IEEE 802.15.3 HR-WPAN에서 동작 가능하고, 공평성과 채널 상황을 고려한 비동기 데이터의 효율적인 스케줄링을 위한 알고리즘을 소개한다. 1절에서는 스케줄링 구조와 채널인식 방법을 설명하고, 2절에서 구체적인 스케줄링 방법을 설명한다.

1. 제안한 스케줄링 알고리즘의 구조

제안한 스케줄링 알고리즘을 설명하기 위해 1항에서는 스케줄링 구조를 설명한다. 그리고 2 항에서는 PNC가 디바이스의 P2P 통신으로 디바이스간의 채널에러를 직접 인식할 수 없기 때문에 PNC의 채널에러 인식을 위한 간단한 방법을 소개한다.

1.1 제안한 스케줄링 구조

본 논문에서 제안하는 PNC의 비동기 데이터 스케줄링 구조는 그림 3와 같이 스케줄러, 채널상황 플래그(flag), 래그 카운터, CTA 카운터로 이루어져 있다.

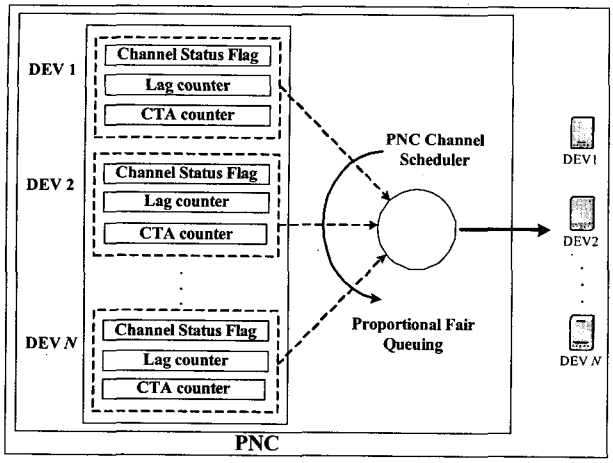

그림 3. 제안한 알고리즘에서 PNC의 스케줄링 구조
Fig. 3. The scheduling architecture of PNC in proposed algorithm.

PNC의 스케줄러는 디바이스가 요구하는 시간에 비례하여 CTA를 할당하는 기능을 한다. 또한 PNC는 각 디바이스가 알려주는 채널에러 정보를 바탕으로 디바이스간의 채널상황을 기록하는 플래그를 갖고 있어 채널에러 발생을 알 수 있다. PNC에 있는 각 디바이스 별 래그 카운터는 해당 디바이스의 서비스 정도를 표시한다. 양수 값을 가지면 래깅(lagging)이라 하여 원래 받아야 할 양보다 더 적게 서비스 받는 것을 의미한다. 그리고 음수 값을 가지면 리딩(leading)이라 하여 원래 받아야 할 양보다 더 많은 서비스를 받은 것을 의미한다[4]. CTA 카운터는 PNC가 각 디바이스에게 할당해야 할 CTA 값을 저장하고 있다.

1.2 PNC의 채널 상황 인식 방법

HR-WPAN은 각 디바이스들이 P2P로 통신하기 때문에 PNC가 디바이스들 사이에서 발생하는 채널에러를 알 수 없다[2],[13]. 따라서 PNC가 각 디바이스의 채널에러 상황을 고려하여 효율적으로 스케줄링 하기 위해 채널에러 상황을 알 수 있는 방법이 필요하다. 본 알고리즘에서는 채널에러가 발생하면, 디바이스가 PNC에게 CTRq 메시지를 이용하여 채널에러 상황을 알려준다. 이때, 디바이스는 CTRq 메시지의 사용되지 않는 필드를 이용하여 채널에러 상황을 표시한다.

PNC의 채널 상황 인식 과정을 설명하기 위해 디바이스 i는 채널에러 때문에 목적지 디바이스와통신을 할 수 없는 상황이라 가정한다. 디바이스 i는 PNC로부터 n번째 슈퍼프레임에서 할당 받은 CTA 구간을 이용하여 패킷 전송을 시도한다. 그러나 디바이스 i는 채널에러 상황이기 때문에 전송을 성공할 수 없어 재전송을 시도한다. 디바이스 i는 7번의 재전송 후에도 전송한 패킷의 수신이 성공적이었음을 알리는 Imm-ACK 메시지를 목적지 디바이스로부터 수신하지 못하면, 목적지 디바이스 사이의 채널에러로 판단하고 전송을 중지한다. 디바이스 i는 자신에게 할당된 $(n+1)$번째 슈퍼프레임의 CTA 구간에서 표준문서에 정의된 채널상태요구/응답(Channel Status Request/Response) 메시지를 이용하여 채널에러를 다시 한번 검사한다. 이렇게 채널상황을 다시 검사하는 것은 채널에러 상황이 일시적인지 판단하기 위해서이다. 디바이스 i는 채널상태 응답 메시지를 수신하지 못하면, 자신에게 할당된 CTA 구간을 이용하여 통해 PNC에게 채널에러 상황을 알리는 CTRq 메시지를 전송한다.

PNC는 채널에러 상황을 알리는 CTRq 메시지를 수신한 후 $(n+2)$번째 슈퍼프레임부터 디바이스 i에게 데이터 전송을 위한 CTA를 더 이상 할당하지 않는다. 대신 PNC는 디바이스 i에게 채널상태 요구/응답 메시지를 이용하여 목적지 디바이스의 채널 상태를 검사하고, CTRq 메시지를 이용하여 채널 상태를 알리기 위한 CTA 구간을 할당한다. 본 논문에서는 채널 상황을 검사하는 구간을 CTA_test로 표시한다. 채널 상태를 검사하기 위한 CTA_test 구간의 길이는 위 세 개의 메시지를 전송하기 위한 시간으로 preamble 신호를 제외하면 90us이하이며, 1500 bytes 패킷을 전송하기 위해 필요한 시간의 1/4정도이다.

디바이스는 CTA_test 구간을 이용하여 $(n+k+k)$번째 슈퍼프레임에서 채널상태 응답 메시지를 올바르게 수신을 하면, CTRq 메시지를 이용하여 PNC에게 채널상황이 양호함을 알리고 $(n+k+1+k+1)$번째 슈퍼프레임에서 데이터 전송을 위한 CTA 구간을 할당 받는다. 그림 4는 앞서 설명한 PNC의 채널인식 과정을 나타내

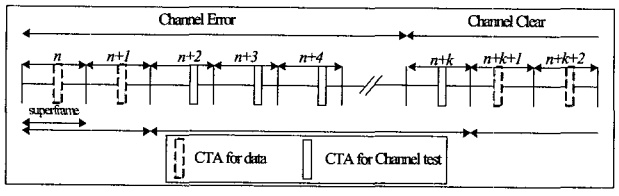

그림 4. 제안된 알고리즘에서 PNC의 디바이스간 채널 인식 과정
Fig. 4. The process of channel status awareness in proposed algorithm.

고 있다.

이렇게 PNC가 채널오류 상황을 인식하여 에러 상황인 디바이스에게 데이터 전송을 위한 CTA를 할당하지 않음으로써 채널의 낭비를 막을 수 있고, 이 구간을 다른 디바이스들에게 할당함으로써 네트워크의 수율이 떨어지는 것을 방지할 수 있다. 다음 절에서는 이렇게 인식한 채널 상황을 이용한 스케줄링의 동작을 설명한다.

2. 제안한 스케줄링 알고리즘의 동작

다음은 제안한 알고리즘의 비례 공평 스케줄링 방법과 채널에러 상황에서 공평성을 보장할 수 있는 CTA 보상 방법을 소개한다. 비례 공평성 스케줄링은 각 디바이스의 가중치에 비례하여 서비스 시간을 할당하는 것이다. 본 논문에서 PNC는 매 슈퍼프레임마다 각 디바이스의 가중치를 결정하고, 그 가중치에 비례하여 CTA를 할당한다. 그리고 해당 디바이스의 가중치는 전송해야 할 트래픽 양에 따라 결정될 수 있도록 한다.

제안하는 알고리즘은 그림 5의 플로우와 같이 동작한다. 가장 먼저 비례 공평스케줄링이 이루어지고, 채널에러 상황을 보고 받으면, 해당 디바이스에게 할당된 CTA를 회수한다. 회수된 CTA는 래깅 디바이스의 CTA 보상이 필요 없으면, 채널에러 상황이 아닌 디바이스들에게 분배된다. 채널에러에서 복구된 래깅 디바이스가 존재하면, CTA 보상이 이루어진다. CTA 보상

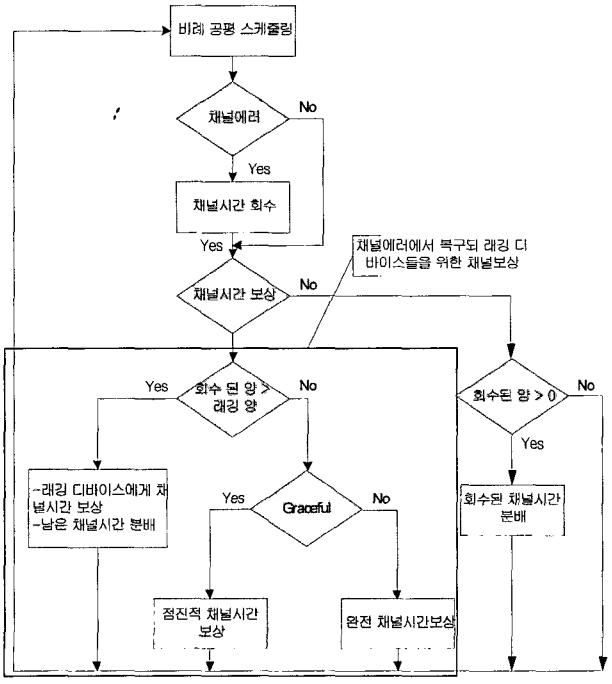

그림 5. 제안한 알고리즘의 동작 플로우
Fig. 5. Flow chart of proposed algorithm.

은 채널에러 때문에 회수된 CTA 구간을 우선적으로 사용하며, 보상해야 할 양이 회수된 CTA 구간보다 크면, 완전보상 또는 점진적 보상을 이용하여 래깅 디바이스에게 CTA를 보상한다. 제안한 알고리즘의 자세한 내용은 다음 단락에서 설명한다.

2.1. 비례공평 스케줄링

디바이스는 버퍼에 있는 모든 데이터를 전송하는데 필요한 시간을 CTRq 메시지를 이용하여 PNC에게 요구한다. PNC는 디바이스로부터 CTRq 메시지를 수신하면, 해당 디바이스에게 할당해야 할 시간(CTA_RQ_i)을 다음과 같이 결정한다.

$$CTA_RQ_i = CTRq_i \tag{2}$$

PNC는 현재 슈퍼프레임에서 할당되지 못한 시간을 다음 슈퍼프레임에서 할당한다. 따라서 현재 슈퍼프레임 이후, PNC가 디바이스 i에게 할당해야 할 CTA는 다음과 같이 결정된다.

$$CTA_RQ_i = CTA_RQ_i - CTA_i \tag{3}$$

각 디바이스가 전송해야할 양에 비례하여 CTA를 할당 받기 위해, 각 디바이스의 가중치(ϕ_i)는 PNC가 해당 디바이스에게 할당해야 할 CTA 값에 비례하여 식 (4)과 같이 결정되어야 한다.

$$\phi_i = \frac{CTA_RQ_i}{\sum_{k=1}^{N} CTA_RQ_k},\ N = \text{number of devices} \tag{4}$$

PNC는 디바이스의 가중치를 매 슈퍼프레임마다 결정하며, 새로운 CTRq 메시지를 수신하면, 해당 디바이스에게 할당해야 할 CTA를 새로운 CTA 요구량으로 갱신하게 된다.

PNC는 비동기 트래픽의 공평 스케줄링을 위해 할당 가능한 채널시간($CTAP_{async}$)을 각 디바이스의 가중치에 비례하여 다음과 같이 해당 디바이스에게 CTA 구간을 할당한다.

$$CTA_i = \phi_i \times CTAP_{async} \tag{5}$$

2.2 채널에러 상황에서 PNC의 CTA 회수

만약 PNC가 어떤 디바이스로부터 채널에러 상황을 통보 받으면, PNC는 그 디바이스에게 할당할 CTA 구

간을 회수하게 된다. 따라서 채널에러 상황인 디바이스들로부터 회수하는 CTA의 총합(CTA^{error})은 다음과 같다.

$$CTA^{error} = \sum_{k} CTA_k \quad (6)$$
$$k \in \{\text{channel error devices}\}$$

그리고 PNC는 채널에러 상황인 디바이스 i의 래그 카운터 값을 식(5)에 의해 할당된 양만큼 증가시킨다.

$$Lag_i = Lag_i + CTA_i \quad (7)$$
$$i \in \{\text{channel error devices}\}$$

회수된 CTA 구간은 채널상태가 양호한 래깅 디바이스에게 CTA 보상을 위해 할당되며, CTA 보상을 하고 남은 CTA 구간은 채널 상황이 양호한 모든 디바이스들에게 각각의 가중치에 비례하여 할당된다. 이 과정은 다음 절에서 설명한다.

2.3 채널상황이 양호한 래깅 디바이스를 위한 CTA 보상

채널상태가 양호한 래깅 디바이스들은 채널에러 상황 동안 다른 디바이스들에게 양보했었던 CTA 양만큼 되돌려 받아야 한다. 이를 위해 PNC는 매 슈퍼프레임마다 추가적으로 CTA 구간을 할당하여 해당 래깅 디바이스에게 CTA를 보상한다. 제안한 알고리즘의 CTA 보상 방법은 래깅 디바이스에게 절대적 우선권을 갖게 하여 CTA 구간을 우선적으로 할당해주는 완전보상과 래깅 디바이스에게 CTA 구간을 점진적으로 보상하여, 리딩 디바이스가 CTA를 할당 받을 수 있도록 하는 점진적 보상이 있다.

PNC가 채널에러 상황에서 복구된 래깅 디바이스들에게 보상해주어야 할 양은 해당 래깅 디바이스들의 래그 카운터의 총합($Lag^{lagging}$)이며, 식(8)와 같이 결정된다.

$$Lag^{lagging} = \sum_{k} Lag_k \quad (8)$$
$$k \in \{\text{lagging and channel error free devices}\}$$

PNC는 리딩 디바이스가 매 슈퍼프레임마다 식(5)에서 할당 받은 CTA 구간의 범위에서 리딩 양을 래깅 디바이스에게 양보 할 수 있도록 한다. 즉, 할당된 CTA 구간이 래그 카운터의 절대값보다 크면, 래그 카운터 값만을 양보하고, 그렇지 않은 경우 할당된 CTA 구간 모두를 양보한다. 이렇게 함으로써 리딩 디바이스는 래깅 디바이스의 CTA 보상을 위해 양보한 CTA 구간 때문에 래깅 상태로 빠지는 것을 방지할 수 있다. 그러므로 각각의 리딩 디바이스가 한 슈퍼프레임에서 래깅 디바이스를 위해 양보할 수 있는 CTA 구간의 총합($CTA^{avilable}$)은 다음과 같다.

$$CTA^{available} = \sum_{j} \min\{Lag_j, CTA_j\} \quad (9)$$
$$j \in \{\text{leading devices}\}$$

따라서 PNC가 래깅 디바이스에게 보상할 수 있는 채널시간($\triangle CTA$)은 채널에러 때문에 회수된 CTA^{error}와 리딩 디바이스들이 양보한 $CTA^{available}$의 합으로 다음 식 (10)과 같다.

$$\triangle CTA = CTA^{error} + CTA^{available} \quad (10)$$

2.3.1. 완전 보상

PNC는 채널상태가 양호한 래깅 디바이스들의 CTA 보상을 위해 CTA의 일부 또는 모두를 사용한다. 제안한 알고리즘의 완전 보상은 다음 세가지 상황에 따라 CTA를 할당한다.

- Case 1: ($Lag^{lagging} < CTA^{error}$)

Case 1은 채널에러 때문에 회수한 양이 채널보상을 위해 필요한 양보다 많은 경우이다. 이 경우, 래깅 디바이스에게 래깅 양만큼 CTA를 보상하고, 남은 CTA 구간은 채널에러 상황이 아닌 디바이스들에게 각각의 가중치에 비례하여 추가 할당된다.

- Case 2: ($CTA^{error} \leq Lag^{lagging} < \triangle CTA$)

Case 2는 CTA 보상을 위해 필요한 양이 채널에러 때문에 회수된 시간보다는 크고, 보상 가능한 CTA보다 작은 경우이다. 이 경우, 래깅 디바이스에게 래깅 양만큼 CTA를 보상하고, 리딩 디바이스는 래깅 디바이스에게 양보한 CTA 구간을 제외한 시간을 할당 받는다.

- Case 3: ($\triangle CTA \leq Lag^{lagging}$)

다음 상황은 채널 상황이 양호한 래깅 디바이스에게 보상해 줄 수 있는 양이 보상해야 할 CTA 양보다 작

은 경우이다. 이 경우, $\triangle CTA$를 래깅 디바이스들의 래그 카운터 값에 비례하여 CTA를 보상한다.

다음은 각각의 경우에 따른 CTA 할당방법을 설명한다.

Case 1에서 PNC는 채널에러 때문에 회수한 CTA^{error}를 이용하여 래깅 디바이스에게 우선적으로 할당한다. 따라서 채널상황이 양호한 래깅 디바이스가 할당 받는 CTA는 식(5)에서 결정된 시간과 해당 디바이스의 래그 카운터의 합으로 다음 식(11)과 같다. 또한 CTA 보상을 받은 래깅 디바이스들의 래그 카운터는 0이 된다.

$$CTA_i = CTA_i + Lag_i$$
$$i \in \{\text{lagging and channel error freee devices}\} \tag{11}$$

채널상황이 양호한 래깅 디바이스를 위한 CTA 보상을 하고 남은 시간($CTA^{error} - Lag^{lagging}$)은 채널상태가 양호한 모든 디바이스들에게 각각의 가중치에 비례하여 추가 할당되고, 래그 카운터는 해당 양($\triangle CTA_j$)만큼 감소하게 된다. 따라서 각 디바이스에게 추가 할당 되는 CTA는 식 (12)과 같다.

$$\triangle CTA_j = \frac{\phi_i}{\sum_k \phi_k} \times (CTA^{error} - Lag^{lagging}) \tag{12}$$
$$j,k \in \{\text{channel error free devices}\}$$

Case 1에서 채널에러 상황인 아닌 디바이스들에게 할당되는 CTA는 식 (5)에서 결정된 양과 식(12)에서 추가된 시간의 합과 같다.

$$CTA_j = CTA_j + \triangle CTA_j$$
$$j \in \{\text{channel error free devices}\} \tag{13}$$

Case 1에서 채널상태가 양호한 래깅 디바이스는 CTA 보상을 받고, 식(10)에 의한 CTA 구간을 추가 할당 받는다. 따라서 해당 래깅 디바이스에게 할당되는 CTA는 식(11)에서 결정된 시간과 식(12)에서 추가 할당되는 CTA의 합이며, 해당 디바이스의 래그 카운터는 0에서 추가 할당되는 시간만큼 감소하게 된다.

Case 2에서 보상 가능한 CTA 구간이 채널상황이 양호한 래깅 디바이스에게 보상해야 할 양보다 크기 때문에 래깅 디바이스는 식(5)에서 결정된 채널시간과 자신의 래그 카운터 값을 더한 CTA 구간을 할당 받는다. 따라서 래깅 디바이스가 할당 받는 시간은 식(11)과 같고, 래그 카운터는 0이 된다.

리딩 디바이스는 채널보상을 위해 필요한 양($Lag^{lagging} - CTA^{error}$)을 해당 디바이스의 양보 가능한 CTA에 비례하여 래깅 디바이스에게 CTA 구간을 양보한다. 따라서 리딩 디바이스가 할당 받는 CTA는 식(5)에서 할당 받은 시간에서 래깅 디바이스의 CTA 보상을 위해 양보한 CTA를 뺀 값으로 식(14)과 같이 결정된다.

$$CTA_j = CTA_j - \frac{\min\ Lag_j\ ,\ CTA_j}{CTA^{available}} \times (Lag^{lagging} - CTA^{error})$$
$$j \in \{\text{leading devices}\} \tag{14}$$

Case 3에서 PNC는 래깅 양이 큰 디바이스에게 더 많은 CTA를 보상해주기 위해 $\triangle CTA$를 래깅 디바이스의 래그 값에 비례하여 CTA를 보상한다. 따라서 래깅 디바이스에게 할당되는 CTA 구간은 식(5)에서 할당 받은 시간과 각각의 래그 값에 비례하여 보상되는 양을 더한 값으로 식(15)과 같으며, 해당 디바이스의 래그 카운터는 보상 받은 양만큼 감소한다.

$$CTA_i = CTA_i + \frac{Lag_i}{Lag^{lagging}} \times \triangle CTA \tag{15}$$
$$i \in \{\text{lagging and channel error free devices}\}$$

리딩 디바이스에게 할당되는 CTA 구간은 식(5)에서 할당 받은 시간에서 CTA 보상을 위해 양보한 양을 뺀 시간으로 다음 식(16)과 같다.

$$CTA_j = CTA_j - min\{|lag_j|, CTA_j\}$$
$$j \in \{\text{leading devices}\} \tag{16}$$

이와 같이 완전보상에서는 채널에러를 겪는 디바이스에게 우선적으로 CTA를 할당하며, $Lag^{lagging}$값이 0이 될 때까지 각 상황에 따라 채널 상황이 양호한 래깅 디바이스에게 CTA 보상이 이루어진다.

완전보상은 채널에러에서 복구된 래깅 디바이스가 채널에러 동안 할당 받지 못한 CTA를 빠르게 보상 받을 수 있지만, $Lag^{lagging}$이 클 경우, 여러 슈퍼프레임 동안 래깅 디바이스가 모든 CTA 구간을 점유하여, 리딩 디바이스가 채널을 액세스할 수 없는 상황이 발생한다. 따라서 이러한 리딩 디바이스의 CTA 부족현상을

방지하기 위해 점진적 보상을 제안한다.

2.3.2. 점진적 보상

점진적 보상은 CTA 보상을 위해, 리딩 디바이스가 채널상황이 양호한 래깅 디바이스에게 $CTA^{available}$의 일부만을 양보하여 리딩 디바이스가 채널 액세스를 할 수 있도록 하고, 점진적으로 해당 래깅 디바이스에게 CTA를 보상해 주는 것이다. 이렇게 함으로써 $Lag^{lagging}$ 값이 크더라도 리딩 디바이스들이 채널 액세스를 할 수 있기 때문에 완전보상에서 발생될 수 있는 CTA 부족 문제를 해결할 수 있다.

점진적 보상에서 리딩 디바이스들이 채널상태가 양호한 래깅 디바이스들에게 양보할 CTA 양을 결정하기 위해 본 논문에서는 파라미터 K를 이용한다. 여기서 K는 래깅 디바이스에게 보상해야 할 양과 리딩 디바이스가 양보 가능한 CTA의 비율이다.

$$K = \frac{CTA^{available}}{Lag^{lagging} - CTA^{error}} \tag{17}$$

만약, 식(17)에서 결정한 K가 1보다 클 경우, 보상 가능한 CTA 구간이 보상해야 할 양보다 큰 경우이므로 완전보상의 Case 2와 같은 상황이 된다.

K가 1보다 작은 경우, 리딩 디바이스는 채널 액세스를 위해 $CTA^{available}$의 일부만을 CTA 보상을 위해 양보한다. 식 (17)에서 결정된 K가 0에 가까우면, 보상해야 할 CTA 양이 큰 경우 이므로 리딩 디바이스는 일정수준을 유지하면서 CTA를 양보할 수 있도록 한다. 그리고 K가 1에 가까우면, 빠르게 CTA 보상이 이루어질 수 있도록 하기 위해 리딩 디바이스가 양보하는 확률을 증가시킨다. 본 논문에서는 K가 보다 작으면, 양보하는 확률을 $p_{\min}$값으로 고정하고 K가 보다 크면, p 값을 지수적으로 증가시킨다. 여기서 값은 CTA 보상에 걸리는 시간을 결정할 수 있다. 리딩 디바이스가 양보하는 CTA 양을 결정하기 위한 p값은 다음 식(18)와 같이 결정되며, 그림 6과 같은 형태를 갖는다.

$$p = \begin{cases} p_{\min} & K < \alpha \\ 1 - \dfrac{(1-p_{\min})}{(1-\alpha)\cdot e^{2\alpha}}(1-K)e^{2K} & \alpha \le K \le 1 \end{cases} \tag{18}$$

점진적 보상은 다음과 같은 세가지 경우가 존재한다.

■ Case 4: ($CTA^{error} \ge Lag^{lagging}$)

채널에러로 회수된 CTA 구간이 보상해야 할 양보다 큰 경우로 완전보상의 Case 1과 동일하다.

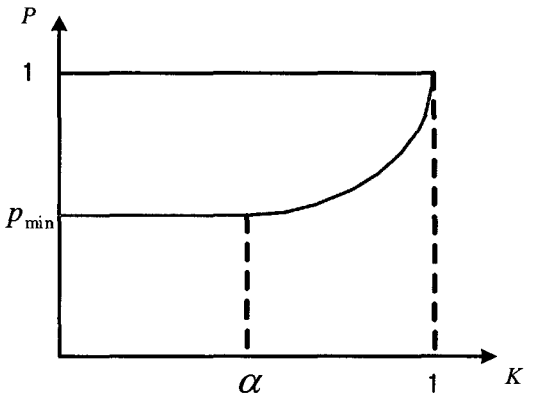

그림 6. K 값에 따른 리딩 디바이스의 CTA 보상을 위한 양보 확률

Fig. 6. Probability of relinquish by leading devices in accordance with K.

■ Case 5: ($K > 1$)

보상 가능한 CTA 구간이 보상해야 할 양보다 큰 경우이므로, 완전보상의 Case 2와 동일하다.

■ Case 6: ($K \le$)

보상해야 할 CTA 양이 보상을 위해 양보 가능한 CTA 구간보다 큰 경우이다. 이 경우, PNC는 채널상황이 양호한 래깅 디바이스들의 래깅 양에 비례하여 CTA를 보상한다. 리딩 디바이스는 CTA 보상을 위해 양보한 시간을 제외한 CTA 구간을 할당 받는다.

Case 4와 Case 5는 완전보상의 Case 1과 Case 2와 같은 상황으로 완전보상과 같이 CTA 구간을 할당 받는다. Case 6는 보상 해야 할 CTA 양이 큰 경우이므로, 래깅 디바이스들은 각각의 래깅 양에 비례하여 CTA를 보상 받는다. 따라서 래깅 디바이스에게 할당되는 CTA 구간은 다음 식 (19)과 같으며, 래그 카운터 값은 이 양만큼 감소하게 된다.

$$CTA_i = CTA_i + \frac{Lag_i}{Lag^{lagging}} \times (CTA^{error} + CTA^{available} \times p) \tag{19}$$

$i \in$ {lagging and channel error free devices }

리딩 디바이스에게 할당되는 CTA 구간은 식 (17)에서 결정된 p값에 따라 CTA 보상을 위해 양보할 양을 결정하여, 그 양을 제외한 시간을 할당 받기 때문에 다음 식 (20)과 같이 결정된다. 점진적 보상에서는 완전보상과 달리 리딩 디바이스가 식(20)과 같이 채널보상을

위해 $CTA^{available}$의 일부만을 양보함으로써, 남은 CTA 구간을 할당 받기 때문에 CTA 부족현상이 발생하지 않는다.

$$CTA_j = CTA_j - \min\{Lag_j, CTA_j\} \times p \quad (20)$$
$$j \in \{\text{leading devices}\}$$

이와 같이 점진적 보상은 리딩 디바이스의 $CTA^{available}$의 일부만을 래깅 디바이스의 CTA 보상을 위해 사용하고, 남은 CTA 구간은 리딩 디바이스의 채널 액세스를 위해 사용한다. 그러나 점진적 보상은 래깅 디바이스가 보상을 모두 받기 위해 요구되는 시간이 완전보상보다 더 길다는 단점이 있다. 본 논문에서는 이 두 방법을 모두 구현하고 그 결과를 비교해 본다.

Ⅳ. 제안한 알고리즘의 성능 평가

이번 장에서는 채널에러 상황에서 공평성과 네트워크 전송효율의 관점에서 제안한 알고리즘의 성능을 평가하고, 기존의 간단한 SRPT, RR 방식과 비교하였다. 시뮬레이션 결과 제안한 알고리즘은 채널에러 상황에서도 디바이스간의 공평성을 유지하면서 높은 전송효율을 보인다.

1. 시뮬레이션 가정

디바이스들 사이의 위치 종속적인 채널에러를 모델링하기 위해 2개의 상태(error, clear)를 갖는 이산 마코프 체인(Discrete-two sate Markov chain)을 사용한다. p_e는 현재 슈퍼프레임은 채널에러가 없는 양호한 상황일 때 다음 슈퍼프레임에서 채널에러가 발생할 확률을 나타내며, p_g는 현재 슈퍼프레임은 채널에러 상황이고 다음 슈퍼프레임의 채널이 양호할 확률을 나타낸다. 따라서 정상상태(steady-state)일 때 채널에러가 발생할 확률은 $p_e/(p_e+p_g)$이다[3]. 그림 7은 시뮬레이션 환경을 보이고 있다. 피코넷 내의 디바이스 중 4개의 디바이스가 해당 목적지 디바이스로 데이터 전송을 시도하고 있으며, 각각의 디바이스는 CBR 트래픽을 표 1과 같이 발생시키도록 한다. 디바이스는 PNC에게 CTA를 요구할 때 1500bytes 단위로 CTA를 요구한다.

시뮬레이션을 위한 파라미터로 비동기 데이터를 위해 사용할 슈퍼프레임의 길이는 10ms로 정한다. 또한 점진적 보상에서 리딩 디바이스가 양보하는 CTA 양을 결정하기 위한 파라미터인 $\alpha, p_{\min}$은 각각 0.5를 사용한다. 30% 채널에러가 발생하도록 하기 위해 p_e, p_g는 각각 0.07과 0.03으로 설정한다. 다음 표 2는 시뮬레이션 동안 사용되는 파라미터를 정리한 결과이다.

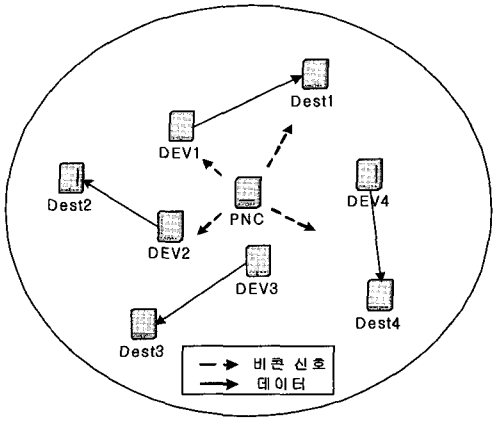

그림 7. 시뮬레이션 네크워크 구조
Fig. 7. Network Architecture of simulation.

표 1. 디바이스의 트래픽 발생
Table 1. Traffic generation of each device.

DEV1	1Mbps
DEV2	2Mbps
DEV3	3Mbps
DEV4	4Mbps

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

$CTAP_{async}$	10ms
$Pmin$	0.5
a	0.5
p_g	0.07
p_e	0.03

2. 시뮬레이션 결과 분석

이번 절에서는 제안한 스케줄링 알고리즘을 공평성과 네트워크 전송효율의 관점에서 기존 알고리즘과 비교하고, 제안한 알고리즘의 보상 방법에 따른 CTA 할당 결과를 분석한다.

RR, SRPT, 제안한 알고리즘의 비례 공평성을 평가하기 위해 채널에러가 없는 상황에서 DEV2, DEV3의 전송량을 비교하였다. 그림 8의 (a)는 각 디바이스가 전송한 데이터의 양을 패킷 단위로 나타낸 결과이다. 기존의 SRPT, RR 방식은 동일하게 CTA를 할당하고 있으나, 이상적인 경우와 매우 다르게 CTA 구간이 할당되고 있다. 제안한 스케줄링 알고리즘은 이상적인 결과와 일치하는 결과를 보이고 있어, 비례적으로 CTA 구

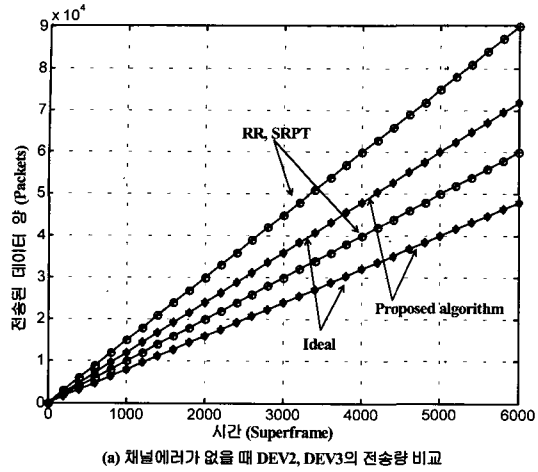

그림 8. 스케줄링 알고리즘에 의한 디바이스의 전송량 비교

Fig. 8. Comparison of transmission amount of DEV2 and DEV3 according to scheduling algorithms.

간을 할당할 수 있음을 확인할 수 있다.

그림 8의 (b)에서는 p_e와 p_g를 각각 0.03과 0.07로 설정하여, DEV3에서만 채널에러가 30% 발생할 때 각 디바이스가 전송한 데이터의 양을 나타내고 있다. 각 디바이스가 전송한 데이터의 양은 이상적인 전송결과와 일치하여, 비례적으로 CTA가 각 디바이스에게 할당됨을 알 수 있다. 제안한 스케줄링 알고리즘은 채널에러 상황 동안 할당 받지 못한 CTA를 보상해주기 때문에 디바이스간의 공평성이 유지될 수 있다. DEV3에서 이상적인 경우보다 약간 낮게 나타난 이유는 DEV3가 채널에러 상황을 인식하고 PNC에게 보고할 때 낭비되는 CTA 구간 때문이다.

채널에러 상황에서 네트워크 전송효율을 평가하기 위해 DEV3에 채널에러를 30% 발생시켜 각 알고리즘별 정규화된 수율을 그림 9에 나타내었다. 제안한 알고

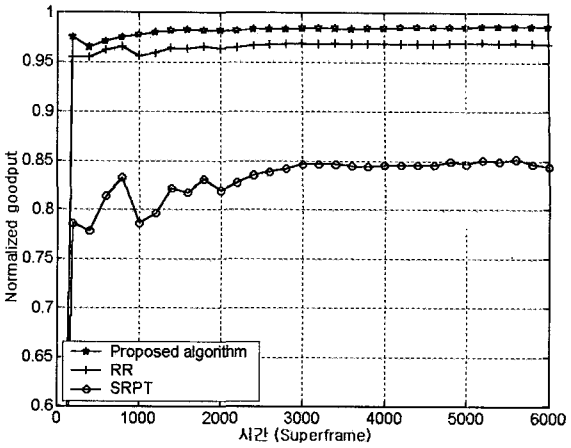

그림 9. 각 알고리즘 별 네트워크 전송 효율 비교

Fig. 9. Comparison of transmission efficiency.

리즘은 채널에러 상황을 인식하고, PNC에게 보고하는 동안 발생되는 CTA 구간의 낭비가 발생하지만, 0.98이상의 성능을 보이고 있다. 그러나 SRPT, RR방식은 채널에러 상황을 무시하고, CTA 구간을 할당하기 때문에 CTA 낭비가 발생하여 제안한 알고리즘보다 전송 효율이 낮게 나타나고 있음을 확인할 수 있다. SRPT 스케줄링은 채널에러 상황일 때 지속적으로 CTA가 DEV3에 할당되지만, RR 방식은 턴 방식으로 채널시간이 할당되기 때문에 DEV3에 CTA가 할당되지 않는 슈퍼프레임이 발생된다. 따라서 RR이 SRPT보다 성능이 우수하게 나타난다.

제안한 알고리즘은 채널에러에서 복구된 디바이스에게 래깅 양만큼 보상하기 위해 완전보상 또는 점진적 보상을 이용하여 CTA를 보상한다. 두 가지 보상 방법의 동작을 알아보기 위해 DEV3의 처음 15개의 슈퍼 프레임에서 채널에러가 발생하도록 하였으며, 점진적 보상을 위해 $p_{\min}, \alpha$를 0.5로 설정하였다. 이때 완전 보상 방법과 점진적 보상방법의 전송 결과를 그림 10에 나타내었다. CTA 보상은 DEV3가 16번째 슈퍼프레임에서 채널상태가 양호함을 PNC에게 알린 후, 17번째 슈퍼프레임부터 이루어진다. 그림에서 완전보상은 21번째 슈퍼프레임에서 CTA 보상이 완료되며, CTA 보상 기간 동안 다른 리딩 디바이스가 CTA 구간을 할당 받지 못하여 전송이 중단됨을 확인할 수 있다. 리딩 디바이스의 전송이 중단되는 문제점을 해결하기 위해, 제안한 알고리즘의 점진적 보상은 $CTA^{available}$구간의 일부만을 CTA 보상을 위해 양보한다. 따라서 점진적 보상에서는 완전보상보다 긴 보상 시간이 소요되어 27번째 슈퍼프레임에서 CTA 보상이 완료된다. 그러나 리딩 디바

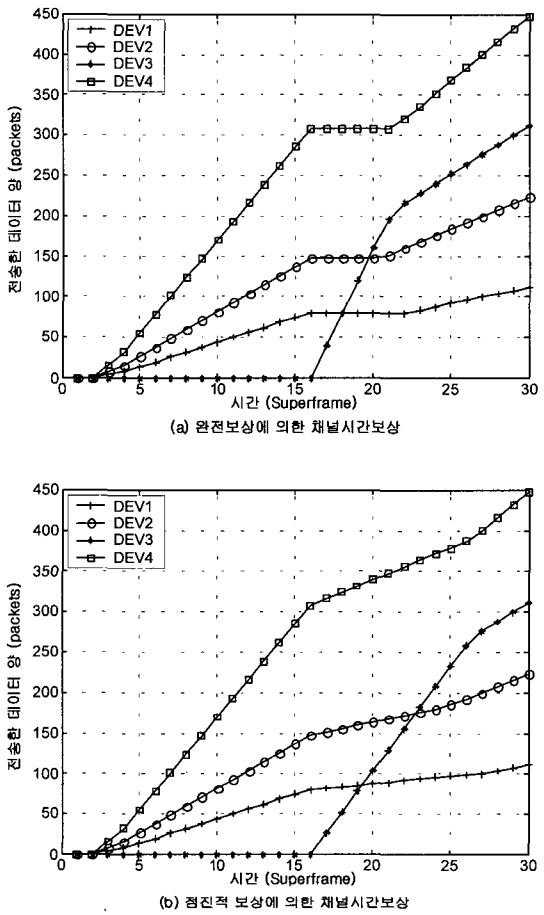

그림 10. 완전보상과 점진적 보상에 의한 CTA 보상
Fig. 10. Service compensation by full and graceful compensation.

이스는 CTA 보상이 이루어지는 동안 채널액세스를 할 수 있어 지속적으로 전송을 할 수 있음을 확인할 수 있다.

시뮬레이션 결과로부터 제안한 알고리즘은 각 디바이스가 요구하는 시간에 비례하여 CTA를 할당할 수 있다. 또한 채널에러가 발생을 하면, 해당 디바이스에게 할당될 CTA를 회수하여, 다른 디바이스에게 분배함으로써 CTA 구간의 낭비를 막을 수 있었다. 그리고 채널에러 상황 동안 할당되지 못한 CTA는 완전보상과 점진적 보상을 이용하여 채널에러가 복구된 후 보상할 수 있음을 확인하였다.

Ⅳ. 결 론

HR-WPAN은 2.4GHz의 ISM 대역에서 동작을 하기 때문에 같은 주파수 영역에 동작하는 동종 또는 이종의 네트워크 기술로 인한 간섭에 영향을 받는다. 그러므로 HR-WPAN에서 PNC는 간섭 등으로 발생되는 채널에러 상황으로 인해 무선자원이 낭비되는 것을 방지할 수 있는 효율적인 스케줄링 알고리즘이 요구된다. 제안한 알고리즘은 디바이스들 사이의 채널에러를 인식하여 높은 네트워크 전송효율을 유지하며, 각 디바이스간의 공평성을 제공할 수 있다.

제안한 알고리즘은 전송해야 할 양에 비례하여 CTA를 할당하여 기존의 SRPT, RR 방식에서는 제공할 수 없었던 비례 공평성을 제공할 수 있었다. 또한 채널에러 상황에서 높은 전송효율을 유지하기 위해 PNC는 채널에러 상황인 디바이스에게 할당되는 CTA를 회수하여 채널에러를 겪지 않는 디바이스들에게 분배한다. 채널에러 상황에서 복구된 래깅 디바이스는 완전보상 또는 점진적 보상을 통해 CTA를 보상 받아 공평성이 유지될 수 있도록 하였다.

미래의 무선 네트워크 환경은 다양한 무선 기술들이 공존하게 될 것이다. 이러한 디바이스들의 간섭이 많은 환경에서 효율적인 스케줄링은 매우 중요한 역할을 한다. 본 논문에서는 비동기 데이터의 스케줄링만을 다루었으나, 앞으로 무선 채널에러 환경에서 멀티미디어 트래픽의 효율적인 스케줄링이 연구되어야 할 것이다.

참 고 문 헌

[1] J. Karaoguz, "High Rate Wireless Personal Area Networks," IEEE Commun. Magazine, Vol. 39, No. 12, pp.96-102, Dec. 2001.
[2] Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications for High Rate Wireless Personal Area Networks(WPAN), IEEE,Std 802.15.3, Sept. 2003.
[3] B. Haowei and A. Mohammed, "Error Modeling Schemes for Fading Channels in Wireless Communications: A Survey," IEEE Communications Surveys, Vol.5, No.2, pp.2-9, Fourth Quarter, 2003.
[4] N. Thyagarajan, S. Lu and V. Bharghavan, "A Unified Architecture for the Design and Evaluation of Wireless Fair Queueing Algorithms," Proc. 5th ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, pp.132-142, Seattle, Aug. 1999.
[5] S. Lu, V. Bharghavan and R. Strikant, "Fair Scheduling in Wireless Packet Networks," IEEE/ACM Transaction on Networking(TON) Vol. 7, No. 4, pp.473-489, Aug. 1999.
[6] Y. Yi, Y. Seok and J. Park, "W2F2Q: Packet

Fair Queuing in Wireless Packet Networks," Proc. 3rd ACM International Workshop on Wireless Mobile Multimedia, Boston, pp.2-10, Aug. 2000.
[7] S. Lu, T. Nandagopal and V. Bharghavan, "A Wireless Fair Service Algorithm for Packet Cellular Networks," Proc. 4th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, pp.10-20, Dallas, 1998.
[8] T.S. Eugene Ng, I. Stocia and H. Zhang, "Packet Fair Queuing Algorithms for Wireless Networks with Location-Dependent Errors," Proc. IEEE INFOCOM'98, Vol. 3, pp.1103-1111, San Francisco, Mar. 1998.
[9] R. Mangharam and M. Demirhan, "Performance and Simulation Analysis of 802.15.3 QoS," IEEE 802.15-02/297r1, Jul. 2002.
[10] A. Demers, S. Keshav and S. Shenker, "Analysis and Simulation of a Fair Queuing Algorithm," Proc. ACM SIGCOMM, pp.1-12, Austin, Sept. 1989.
[11] J. Bennett and H. Zhang, "WF2Q:Worst-Case Fair Weighted Fair Queuing," Proc. IEEE INFOCOM'96, pp.120-128, San Francisco, Mar. 1996.
[12] S. J. Golestani, "A Self-Clocked Fair Queueing Scheme for Broadband Application," Proc. IEEE INFOCOM'94, pp.636-646, Toronto, Jun. 1994.
[13] P. Bhagwat, P. Bhattacharya, A. Krishna and S. K. Tripathi, "Enhancing Throughput over Wireless LANs using Channel State Dependent Packet Scheduling," Proc. IEEE INFOCOM'96, Vol. 3, pp. 1133-1140, San Francisco, Mar. 1996.
[14] C. Liu, K. L. Yeung and V.O.K. Li, "A Novel MAC Scheduling Algorithm for Bluetooth System," Proc. IEEE GLOBECOM'03, Vol. 1, pp.86-91, San Francisco, Dec. 2003.

저 자 소 개

주 성 돈(학생회원)
2003년 2월 아주대학교 전자공학과 학사 졸업.
2005년 2월 아주대학교 전자공학과 석사 졸업.
2005년 3월~현재 (주)LG전자 MC사업본부 네트워크 연구소 연구원
<주관심분야 : Traffic engineering, Wirelee Communication>

이 채 우(정회원)
1985년 서울대학교 제어계측 학사 졸업.
1988년 한국과학기술원 전자공학과 석사 졸업.
1995년 University of Iowa 박사 졸업.
1985년 1월~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 조교수.
<주관심분야 : 광대역 통신망, Ubiquitous networking, Traffic Engineering>