

HR-WPAN을 위한 Worst-case Guaranteed Scheduling Algorithm

준회원 김 제 민*, 정회원 이 정 규**

Worst-case Guaranteed Scheduling Algorithm for HR-WPAN

Je-min Kim* Associate Member, Jong-kyu Lee** Regular Member

요 약

현재까지 HR-WPAN(High Rate-Wireless Personal Area Network)에 제안된 LDS(Link-status Dependent Scheduling) 알고리즘(algorithm)은 전체 네트워크(network)의 처리율(throughput) 향상만을 목적으로 함으로서, worst-link에 상대적으로 중요한 디바이스(device)가 연결된 경우, 그 디바이스의 처리율은 더욱 악화 된다. 본 논문에서 제안한 WGS(Worst-case Guaranteed Scheduling) 알고리즘은 link 상태가 변하더라도 모든 디바이스의 처리율을 동일하게 유지함으로써, worst-link에 연결된 디바이스의 처리율을 어느 정도 보장하고 전체 네트워크의 지연은 기존의 LDS 알고리즘보다 감소시킬 수 있다. 따라서 향후 HR-WPAN의 설계 시 worst-link에 연결된 디바이스의 처리율을 어느 정도 보장하고 전체 네트워크의 지연을 감소시키고 싶은 경우, 본 논문에서 제안한 WGS 알고리즘이 유용하게 사용될 수 있을 것이다.

Key Words : WPAN, link-status, MAC scheduling, Channel time scheduling, Guaranteed scheduling

ABSTRACT

The proposed LDS(Link-status Dependent Scheduling) algorithm in HR-WPAN(High Rate-Wireless Personal Area Network) up to now aims at doing only throughput elevation of the whole network, when the crucial device is connected with worst-link relatively, throughput of this device becomes aggravation. The proposed the WGS(Worst-case Guaranteed Scheduling) algorithm in this paper guarantees throughput of the device which is connected with worst-link in a certain degree as maintaining throughput of all devices identically even if a link-status changes, decreases delay of the whole network more than current LDS algorithm. Therefore proposed WGS algorithm in this paper will be useful in case of guaranteeing throughput of a device which is connected worst-link in a certain degree in a design of HR-WPAN hereafter.

I. 서 론

전 세계적으로 무선 통신 분야의 급속한 성장으로 WLAN(Wireless Local Area Network)과 WPAN(Wireless Personal Network)등의 근거리 무선 통신망에 대한 연구개발 경쟁이 가속화 되고 있으나 수요 및 요구를 충족시키지 못하고 있다^[1,2].

특히 개인 무선 단말기의 보급과 더불어 멀티미디어 서비스에 대한 사용자층의 증가로 데이터 전송의 고속화 및 고품질화를 기반으로 하는 소규모 네트워크 구축에 많은 관심이 집중되고 있다^[3]. 이에 따라 802.15 WG(Working Group)에서는 근거리 무선 환경에서 소규모 네트워크를 구성하고 데이터를 전송하기 위한 표준 규격으로 IEEE 802.15.1

* 한양대학교 컴퓨터공학과 정보통신 연구실 (jmkim@commlab.hanyang.ac.kr),

** 한양대학교 (jkleee@commlab.hanyang.ac.kr)

논문번호 : KICS2007-03-146, 접수일자 : 2003년 3월 24일, 최종논문접수일자 : 2007년 5월 10일

Bluetooth, IEEE 802.15.3 HR-WPAN, IEEE 802.15.4 LR-WPAN(Low Rate-WPAN)을 발표하였다^[4,5,6]. 그러나 HR-WPAN 표준 문서에는 슈퍼프레임(superframe)내의 CTAP(Channel Time Allocation Period)의 스케줄링 방법에 대해서 기술되지 않았으나 CTAP를 효율적으로 활용하고 스케줄링 하는 방법은 매우 중요하다^[7,8].

현재까지 전체 네트워크의 처리율 향상을 위해 디바이스의 link상태를 이용한 LDS 알고리즘이 제안되었다. 그러나 좋은 link에 연결된 디바이스는 많은 수의 TU(Time Unit)를 할당 받게 되어 처리율이 향상되지만, 나쁜 link에 연결된 디바이스는 상대적으로 적은 수의 TU를 할당 받게 되어 처리율은 더욱 나빠지게 된다. 따라서 나쁜 link에 연결된 디바이스가 상대적으로 중요한 디바이스일 경우, 그 디바이스의 처리율은 더욱 악화 된다.

본 논문에서는 link 상태가 변하더라도 모든 디바이스의 처리율을 동일하게 유지함으로써, worst-link에 연결된 디바이스의 처리율을 보장하고 전체 네트워크의 지연은 기존의 LDS 알고리즘보다 감소시킬 수 있는 WGS 알고리즘을 제안하였다.

본 논문은 다음과 같이 구성된다. II장에서는 HR-WPAN의 이해를 돕기 위해 HR-WPAN의 기본 구성, 동작과정, 채널 접근 절차 등에 대해서 설명한다. III장에서는 현재까지 제안된 LDS 알고리즘에 대해서 설명하고, IV장에서는 논문에서 제안한 WGS 알고리즘에 대해서 설명한다. V장에서는 LDS 알고리즘과 WGS 알고리즘의 성능을 비교 평가한다. 마지막 VI장에서는 논문의 결론을 내린다.

II. HR-WPAN

HR-WPAN은 2.4GHz의 ISM(Industrial Scientific Medical) band를 사용하는 10m 반경 내에서 정지하거나 움직이고 있는 여러 개의 디바이스들이 서로 통신을 하기 위해 중앙 통제 역할을 하는 PNC(Piconet Coordinator)를 중심으로 P2P(Peer to Peer) 통신을 할 수 있도록 하는 근거리 개인 무선 네트워크이다.

피코넷(Piconet)의 시간 동기화는 슈퍼프레임이라는 주기로 이루어져 있으며, 각 슈퍼프레임은 비콘(beacon)구간으로 시작하여 CAP(Contention Access Period), CTAP로 구성되어 있다. PNC는 비콘 구간을 통해 피코넷 내의 시간 동기화를 제공하고, QoS 요구, 전력 절약 모드, 접근 제어(access control)을

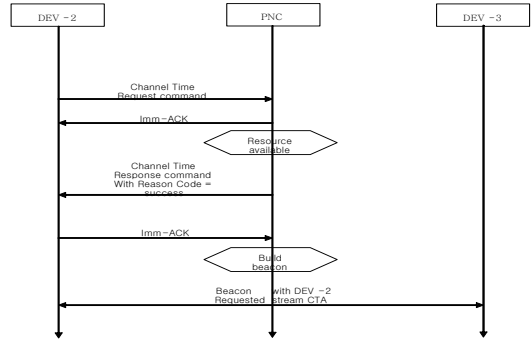


그림 1. 채널타임 할당을 위한 메시지 시퀀스 차트
Fig 1. MSC(Message Sequence Chart) of device requesting CTA

관리한다. CAP는 디바이스의 매체 접근(medium access) 구간으로서 디바이스는 CSMA/CA(Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) 방식으로 데이터 전송에 필요한 TU의 수를 요청하고 충돌 회피 방법으로서 back-off 알고리즘을 사용한다. CTAP는 TDMA(Time Division Multiple Access) 방식으로 디바이스가 요청한 채널 타임을 할당하는 구간으로서 실제 통신이 이루어지는 주된 부분이다. 그림 1과 같이 디바이스-2(DEV:device)는 디바이스-3(DEV:device)에게 데이터를 전송하기 위해 PNC에게 채널타임요청(CTRq:Channel Time Request)메시지를 전송하고, PNC는 비콘 프레임을 통해 디바이스-2와 디바이스-3에게 알린다.

III. LDS algorithm

현재까지 전체 네트워크의 처리율 향상을 위해 제안된 LDS 알고리즘은 식(1)과 같이 나쁜 link에 연결된 디바이스보다 좋은 link에 연결된 디바이스에 상대적으로 높은 가중치를 부여하여 많은 수의 TU를 할당하는 스케줄링 알고리즘을 사용하였다^[9].

link 상태의 계산방법은 WGS 알고리즘의 식(3)~(5)의 방법과 동일하며 LDS 알고리즘에서 각 디바이스의 link상태에 따른 가중치의 계산 방법은 식(1)과 같고 PNC가 디바이스에게 할당 할 TU 개수는 식(2)의 방법으로 계산된다.

$$Q(i)_{n+1} = \frac{LS(i)_{n,r}}{\sum LS(i)_{n,r}}, \sum Q(i)_{n+1} = 1 \quad (1)$$

$$CTA(i)_{n+1} = \left\lfloor Q(i)_{n+1} \cdot \frac{CTAP}{TU} \right\rfloor \quad (2)$$

$Q(i)_{n+1}$	PNC에 의해 계산된 $n+1$ 번째 CTAP에서의 i 번째 디바이스의 가중치
$CTA(i)_{n+1}$	$n+1$ 번째 CTAP에서 i 번째 디바이스에게 할당될 TU의 개수

$$LS(i)_{n,r} = \begin{cases} \frac{\sum_{m=1}^{m=r} LS(i)_{n-m+1}}{r}, & n \geq r \\ r & \\ \frac{\sum_{m=1}^{m=n} LS(i)_{n-m+1}}{r}, & n < r \end{cases} \quad (5)$$

IV. WGS algorithm

지금까지 제안된 LDS 알고리즘은 전체 네트워크의 처리율 향상을 위해 디바이스의 link 상태에 따라 좋은 link에 연결된 디바이스에게는 높은 가중치를 부여하고, 나쁜 link에 연결된 디바이스에게는 낮은 가중치를 부여하기 때문에 나쁜 link에 연결된 디바이스일수록 매우 적은 수의 TU를 할당 받는 기아현상을 겪게 되며 처리율에 대해 보장할 수 없는 단점이 있다. 따라서 논문에서 제안하는 WGS 알고리즘은 link 상태가 변하더라도 모든 디바이스의 처리율을 동일하게 유지함으로써, 나쁜 link에 연결된 디바이스의 처리율을 보장하며 전체 네트워크의 지연은 LDS 알고리즘보다 감소시킬 수 있게 되었다.

4.1 link 상태 측정

디바이스는 n 번째 CTAP에서 전송한 프레임에 대해 응답 프레임의 수신 여부에 따라 식(3)과 같이 프레임 전송에 성공할 경우에는 1의 값을 할당하고, 전송에 실패 할 경우에는 0의 값을 할당한다. 식(4)와 같이 i 번째 디바이스가 전송한 프레임 수와 성공적으로 전송한 프레임 수의 비율을 i 번째 디바이스의 n 번째 CTAP에서의 link 상태라고 한다 [10]. 만일 n 번째 CTAP에서 디바이스의 급격한 link 상태의 변화를 $n+1$ 번째 CTAP에 그대로 반영할 경우, 잘못된 할당을 초래할 수 있다. 따라서 식(5)와 같이 디바이스는 이동 평균(Moving Average)을 이용하여 i 번째 디바이스의 $n-r+1$ 번째 CTAP부터 n 번째 CTAP까지의 평균 link 상태를 계산한다[11]. 식(5)로부터 계산된 각 디바이스의 평균 link 상태를 PNC에게 넘겨주고 PNC는 각 디바이스의 link 상태에 따라 CTA를 할당 한다.

$$I(i)_n = \begin{cases} 1, & success \\ 0, & failure \end{cases} \quad (3)$$

$$LS(i)_n = \frac{frame(i)_n}{CTA(i)_n} \quad (4)$$

$I(i)_n$	i 번째 디바이스가 n 번째 CTAP에서 전송한 프레임에 대한 전송 성공 여부
$frame(i)_n$	i 번째 디바이스가 n 번째 CTAP에서 성공적으로 전송한 프레임의 개수
$CTA(i)_n$	n 번째 CTAP에서 i 번째 디바이스에게 할당된 TU의 개수
$LS(i)_n$	n 번째 CTAP에서 측정된 i 번째 디바이스의 link상태, $0 \leq LS(i)_n \leq 1$
r	이동 평균의 범위
$LS(i)_{n,r}$	i 번째 디바이스의 $n-r+1$ 번째 CTAP부터 n 번째 CTAP까지의 평균 link 상태 $0 \leq LS(i)_{n,r} \leq 1$

4.2 worst-case guarantee를 위한 스케줄링

논문에서 제시한 WGS 알고리즘은 좋은 link에 연결된 디바이스에게는 적은 수의 TU를 할당하고, 나쁜 link에 연결된 디바이스에게는 상대적으로 많은 수의 TU를 할당하여 link 상태가 변하더라도 모든 디바이스의 처리율이 동일하게 유지되도록 하는 스케줄링 알고리즘을 사용하였다. PNC가 각 디바이스에게 할당해야 할 TU의 개수를 계산하는 방법은 예를 들어 다음과 같이 설명하였다. 3개의 디바이스 A, B, C가 있고, 각 디바이스의 link 상태는 $LS(A)$, $LS(B)$, $LS(C)$ 이다. 그리고 PNC가 CTAP에서 각 디바이스에게 할당하는 TU의 개수는 $CTA(A)$, $CTA(B)$, $CTA(C)$ 이다. 따라서 $n+1$ 번째 CTAP에서 PNC가 디바이스에게 할당해야 할 TU의 개수는 $CTA(i)_{n+1}$ 이며, $n+1$ 번째 CTAP의 link 상태는 $LS(i)_{n+1}$ 이다.

$n+1$ 번째 CTAP에서 디바이스의 처리율을 성공적으로 전송한 프레임의 수라고 할 때, 디바이스의 $n+1$ 번째 CTAP에서의 처리율은 $frame(i)_{n+1}$ 이므로

표 1. TU 개수 할당을 위한 예제
table 1. example of the number of TU allocations

device	A	B	C
$LS(i)_n$	$LS(A)$	$LS(B)$	$LS(C)$
$LS(i)_{n+1}$	$LS(A)_{n+1}$	$LS(B)_{n+1}$	$LS(C)_{n+1}$
$CTA(i)_{n+1}$	$CTA(A)_{n+1}$	$CTA(B)_{n+1}$	$CTA(C)_{n+1}$

$n+1$ 번째 CTAP에서 각 디바이스의 처리율이 같아 지려면 $frame(i)_{n+1}$ 이 같아야 한다. 즉, PNC는 $n+1$ 번째 CTAP에서 $frame(A)_{n+1} = frame(B)_{n+1} = frame(C)_{n+1}$ 이 되는 $CTA(i)_{n+1}$ 를 각 디바이스에게 할당해야 한다. 그리고 $\frac{frame(i)_{n+1}}{CTA(i)_{n+1}} = LS(i)_{n+1}$ 이므로 식(6)과 같이 쓸 수 있다.

$$CTA(A)_{n+1} \cdot LS(A)_{n+1} = CTA(B)_{n+1} \cdot LS(B)_{n+1} = CTA(C)_{n+1} \cdot LS(C)_{n+1} \quad (6)$$

PNC가 $n+1$ 번째 CTAP에서 각 디바이스에게 할당할 TU의 개수, $CTA(i)_{n+1}$ 의 합은 할당 가능한 TU의 개수와 같다고 가정한다.

$$CTA(A)_{n+1} + CTA(B)_{n+1} + CTA(C)_{n+1} = CTAP / TU \quad (7)$$

따라서 식(6), (7)로부터 디바이스 A에게 할당해야 할 TU의 개수를 계산할 수 있다. 그러나 PNC는 $n+1$ 번째 CTAP에서 디바이스의 link 상태를 미리 알 수 없으므로 다음과 같이 $LS(i)_{n,r} = LS(i)_{n+1}$ 라고 가정하여 식(8)을 유도하였다.

$$CTA(A)_{n+1} = \left\lfloor \frac{\frac{CTAP}{TU}}{LS(A)_{n,r} \cdot \sum \frac{1}{LS(i)_{n,r}}} \right\rfloor \quad (8)$$

식(8)은 식(9)와 같이 일반화하여 표현 될 수 있다.

$$CTA(i)_{n+1} = \left\lfloor \frac{\frac{CTAP}{TU}}{LS(i)_{n,r} \cdot \sum \frac{1}{LS(i)_{n,r}}} \right\rfloor \quad (9)$$

$LS(i)_{n+1}$	$n+1$ 번째 CTAP에서 i 번째 디바이스의 link상태, $0 \leq LS(i)_{n+1} \leq 1$
$CTA(i)_{n+1}$	$n+1$ 번째 CTAP에서 i 번째 디바이스에게 할당될 TU의 개수

V. 성능 평가

5.1 기본 모델

기본 모델은 HR-WPAN 표준에서 정의하고 있는 내용을 기반으로 설정되었으며, 성능 평가를 수행하기 위하여 다음의 가정들을 두고 실행 하였다. 첫

표 2. 성능 평가 파라미터
Table 2. parameter of simulation

Attribute	Value
total links	20
CTAP	65 ms
ACK policy	Immediate-ACK
payload	256 bytes
data rate	55 Mbps
Moving Average range	40
frame error prob. of best-link	0.02
simulation time	60 sec

째, 단일 피코넷만으로 구성하였다^[8]. 둘째, 비콘 구간과 CAP는 고려하지 않았다^[12]. 셋째, 55Mbps의 단일 전송 속도만을 사용하였다. 넷째, best-link의 경우 BER(Bit Error Rate)을 10^{-2} 으로 정하였고 worst-link의 경우 BER을 10^{-4} 과 10^{-3} 의 범위로 한정 하였다. 다섯째, HR-WPAN 표준에는 비동기 트래픽과 동기 트래픽에 대해 서로 다른 프레임 포맷을 사용하여 채널 타임 할당을 요청하도록 정의되었으나, 본 논문에서 제시한 WGS 알고리즘의 성능을 평가하기 위해 비동기 트래픽만을 성능 평가에 사용하였다. 성능 평가를 위한 시뮬레이션 모델은 HR-WPAN 표준에서 정의된 내용을 바탕으로 c++언어를 사용하여 구성하였다.

5.2 성능 평가

그림 2는 worst-link의 프레임 에러 확률(frame error probability)증가에 따른 LDS 알고리즘과 WGS 알고리즘의 처리율을 측정된 것이다. worst-link의 프레임 에러 확률이 증가할수록 LDS 알고리즘에서는 worst-link에 연결된 디바이스가 PNC로

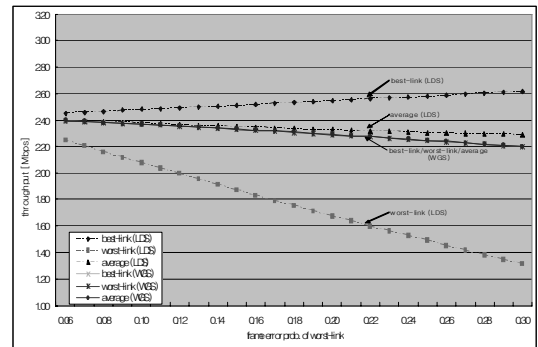


그림 2. worst-link의 프레임 에러 확률의 증가에 따른 처리율
Fig 2. throughput as increasing frame error prob. of worst-link(best-link 15, worst-link 5, arrival rate 0.5 Mbyte/s)

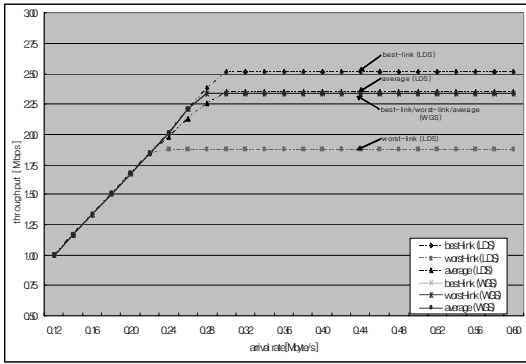


그림 3. arrival rate 증가에 따른 처리율
Fig 3. throughput as increasing arrival rate (best-link 15, worst-link 5, frame error prob. of worst-link 0.15)

부터 할당 받는 TU의 수가 감소하여 처리율이 매우 낮아졌다. WGS 알고리즘에서는 worst-link에 연결된 디바이스가 PNC로부터 할당 받는 TU의 수가 증가하고 best-link에 연결된 디바이스가 PNC로부터 할당 받는 TU의 수가 감소하기 때문에 평균 처리율은 LDS 알고리즘보다 조금 낮게 나타났으나 worst-link에 연결된 디바이스의 처리율은 LDS 알고리즘보다 크게 향상 되었으며 디바이스 간의 처리율이 모두 동일함을 알 수 있다.

그림 3은 arrival rate의 증가에 따른 LDS 알고리즘과 WGS 알고리즘의 처리율을 측정 한 것이다. 그림 3에서 worst-link에 연결된 디바이스의 경우, LDS 알고리즘에서는 arrival rate가 0.22이상일 때 처리율이 더 이상 증가하지 않았으나 WGS 알고리즘에서는 arrival rate가 0.28일 때까지 처리율이 계속적으로 증가하여 더 높은 성능을 보였다. 디바이스의 평균 처리율의 경우, arrival rate가 0.22~0.28 사이에서 WGS 알고리즘이 기존의 LDS 알고리즘보다 처리율이 높게 나타났으나 LDS 알고리즘에서는 arrival rate가 0.24 이상일 때 best-link에 연결된 디바이스와 worst-link간의 처리율 차이가 크게 나타났으며, WGS 알고리즘에서는 arrival rate에 관계없이 best-link에 연결된 디바이스와 worst-link에 연결된 디바이스 간의 처리율 차이가 없음을 알 수 있다.

그림 4는 worst-link의 프레임 에러 확률의 증가에 따른 LDS 알고리즘과 WGS 알고리즘의 지연을 측정 한 것이다. worst-link의 frame error prob.가 증가할수록 LDS 알고리즘에서는 worst-link에 연결된 디바이스의 지연은 더욱 증가하였고 best-link에 연결된 디바이스와 지연의 차이는 매우 크게 나타났다. 그림 2에서 WGS 알고리즘의 평균 처리율은

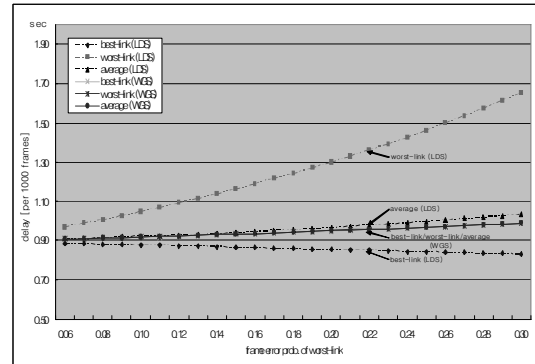


그림 4. worst-link의 프레임 에러 확률 증가에 따른 지연
Fig 4. delay as increasing frame error prob. of worst-link (best-link 15, worst-link 5, arrival rate 0.5 Mbyte/s)

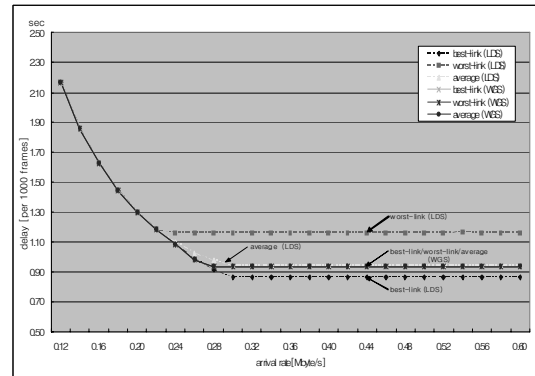


그림 5. arrival rate 증가에 따른 지연
Fig 5. delay as increasing arrival rate (best-link 15, worst-link 5, frame error prob. of worst-link 0.15)

LDS 알고리즘의 평균 처리율보다 조금 낮게 나타났으나 그림 4에서 평균 지연은 LDS 알고리즘보다 향상 되었으며 best-link에 연결된 디바이스와 worst-link에 연결된 디바이스의 지연이 모두 동일함을 알 수 있다.

그림 5는 arrival rate의 증가에 따른 LDS 알고리즘과 WGS 알고리즘의 지연을 측정 한 것이다. worst-link에 연결된 디바이스의 경우, LDS 알고리즘에서는 arrival rate가 0.22 이상일 때 지연이 더 이상 감소하지 않았으나 WGS 알고리즘에서는 arrival rate가 0.28 일 때까지 지연이 계속적으로 감소하여 더 높은 성능을 보였다. LDS 알고리즘에서는 arrival rate가 0.22 이상일 때 best-link에 연결된 디바이스와 worst-link에 연결된 디바이스간의 지연에 차이가 크게 나타났으며, WGS 알고리즘에서는 arrival rate와 관계없이 디바이스 간의 지연에 차이가 없음을 알 수 있다.

VI. 결론

현재 디바이스의 link 상태에 따라 link 상태가 좋은 디바이스에게 더 많은 CTA를 할당함으로써, 채널 타임이 낭비되는 것을 방지하고 전체 네트워크의 처리율을 향상시키기 위한 LDS 알고리즘이 제안되었다. 그 결과 전체 네트워크의 처리율은 향상되었으나 link 상태가 나쁜 디바이스는 상대적으로 더 적은 CTA를 할당 받기 때문에 link 상태가 나쁜 디바이스의 처리율은 더욱 악화되었다.

본 논문에서 제안한 WGS 알고리즘은 각 디바이스의 link 상태가 변하더라도 모든 디바이스간의 처리율을 동일하게 유지함으로써, worst-link에 연결된 디바이스의 처리율을 어느 정도 보장하며 전체 네트워크의 지연 또한 감소시킬 수 있는 스케줄링 알고리즘을 사용하였다.

성능평가 과정에서 link의 수를 5개부터 HR-WPAN 표준에서 지원하는 최대 link 수에 근접한 120개까지 변화시켰으나, 제안한 WGS 알고리즘은 디바이스간의 성능이 모두 동일하였으며 전체 네트워크의 지연은 LDS 알고리즘보다 향상되었다. 따라서 향후 코디네이터(coordinator)나 베이스 스테이션(base station)에 의해 주파수/시간 분할 방식으로 자원을 할당하는 IEEE 802.15.1 Bluetooth, IEEE 802.15.3 HR-WPAN, IEEE 802.15.4 LR-WPAN, IEEE 802.16 와이맥스(WiMAX: World Interoperability for Microwave Access)의 설계 시 worst-link에 연결된 디바이스의 처리율을 어느 정도 보장하고 전체 네트워크의 지연을 감소시키고 싶을 경우, WGS 알고리즘이 매우 유용하게 사용될 수 있을 것으로 기대된다.

참 고 문 헌

[1] Karaoguz J., "High-rate wireless personal area networks", *IEEE Communications Magazine*, vol. 39, issue 12, pp. 96-102, Dec. 2001.

[2] Ramiro Jordan and Chaouki T. Abdallah, "Wireless. Communications and networking: An Overview", *IEEE Antenna's and Propagation Magazine*, Vol. 44, No. 1, Feb. 2002.

[3] Chiu Ngo, "A Service-Oriented Wireless Home network", *IEEE CCNC'2004*.

[4] "IEEE Standard for Part 15.1 : Wireless medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications for wireless personal area networks (WPANs)", IEEE, Jun. 2005.

[5] "IEEE Standard for Part 15.3:Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for High Rate Wireless Personal Area networks (WPANs)", IEEE, Sep. 2003.

[6] "IEEE Standard Part 15.4:Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area networks (LR-WPANs)", IEEE, Oct. 2003.

[7] R Mangharam and M. Demirhan, "performance and simulation Analysis of 802.15.3 QoS", *IEEE 802.15-02/297r1*, Jul. 2002.

[8] Seung H. Rhee, K. Chung, Y. Kim, W. Yoon, and K. S. Chang, "An application-aware MAC Scheme for IEEE802.15.3 high-rate WPAN", *IEEE WCNC*, Mar. 2004.

[9] Dong-won Kwak, Seung-hyong Rhee, "Location Dependent Scheduling in 802.15.3 High-rate WPAN", *KICS vol.29*, 2004.

[10] Byung-Seo Kim, Yuguang Fang and Tan F. Wong, "Rate-Adaptive MAC Protocol in High-Rate Personal Area networks", *IEEE WCNC*, Mar. 2004.

[11] Robert A. Malaney, Ernesto Exposito1, Xun Wei and Dao Trong Nghia, "Predicting Location-Dependent QoS for Wireless Networks", *LNCS Vol. 3479*, pp. 328 - 340, 2005.

[12] WoongChul Choi, KwangSue Chung, Seung Hyoung Rhee, and Jin-Woong Cho, "WFCTA (Weighted Fair Channel Time Allocation) and Its Analysis for HR -WPAN", *LNCS Vol. 3563*, pp. 358 - 367, 2005.

김 제 민 (Je-min Kim)

준회원



2003년 금오공과대학교 컴퓨터
공학과 학사
2007년 한양대학교 컴퓨터 공학
과 석사
<관심분야> 무선데이터 통신,
홈네트워크, 광대역 무선 액세스

이 정 규 (Jong-kyu Lee)

정회원



1979년 한양대학교 전자공학과
학사
1986년 UCLA 전자공학과 석사
1989년 UCLA 전자공학과 박사
1979년~1984년 국방과학 연구소
연구원
1989년~1990년 삼성전자 수석연

구원

1990년~현재 한양대학교 전자컴퓨터공학부 교수
1997년~2001년 한양대학교 공학기술연구소 소장
2001년~2004년 한양대학교 정보통신원 부원장
2004년~2006년 한양대학교 일반대학원 부원장
<관심분야> 무선데이터 통신, 통신망 성능분석,
이동 및 위성 통신망 분석, Stochastic Process