

# 블루투스 피코넷에서의 효율적인 전력 및 자원 스케줄링

박 새 롬\* · 우 성 제\*\* · 임 순 빈\*\* · 이 태 진\*\*\*

## 요 약

근거리 무선 개인 네트워크 시스템 즉, 블루투스의 피코넷을 위한 전력 및 차등 대역폭 할당을 고려한다. 대역폭 요구는 어플리케이션/서비스에 또는 시간에 따라서 변할 수도 있으므로, 제한된 자원을 서비스 요구를 만족하면서 다양한 서비스 클래스로 어떻게 할당할 것인가를 결정하는 것이 중요하다. 본 논문에서는 다양한 서비스 형태의 대역폭 요구를 만족하면서 전력 절약 모드 (즉, 스니프 모드)에 의해 전력 소비를 절약하는 간단하고 효율적인 대역폭 할당 메커니즘을 제안한다. 기존의 (가중치) 라운드 로빈 폴링 방법과 제안된 메커니즘을 비교하고, 전송율, 지연시간, 전력 소비 측면에서의 성능 향상을 보인다.

## Efficient Power and Resource Scheduling for Bluetooth Piconet

Sae-Rom Park\* · Sung-Je Woo\* · Soon-Bin Im\*\* · Tae-Jin Lee\*\*\*

## ABSTRACT

We consider differentiated bandwidth allocation for a piconet in short-range wireless personal network systems : Bluetooth. Since bandwidth requirements may vary among applications/services, and/or it may change over time, it is important to decide how to allocate limited resources to various service classes to meet their service requirements. We propose a simple and efficient bandwidth allocation mechanism which meets bandwidth requirements of various service types while saving power consumption by a power saving mode, i.e., sniff mode. We compare our proposed mechanism with a conventional (weighted) round-robin polling scheme and show that it achieves significant improvement of throughput, delay, and power consumption.

키워드 : 블루투스(Bluetooth), 무선랜(Wireless Personal Area Networks), 스케줄링(Scheduling), 피코넷(Piconet), 스니프 모드(Sniff Mode), 전력관리(Power Management)

### 1. 서 론

언제 어디서나 정보를 주고받기 위한 통신의 요구가 급격히 증가함에 따라, 무선 PAN(Personal Area Network)이 기존의 다른 네트워크와 수많은 개인 통신 기기 사이에 연결 수단을 제공할 것으로 기대된다. 블루투스는 그러한 무선 PAN 시스템을 위한 기술의 하나로, 개인 사용자 영역에서 저가로 무선 서비스를 제공할 수 있다. 블루투스 시스템을 이용해서 유선 케이블 교체, 데이터 동기화, 단말 기기간 네트워킹[8]과 같은 많은 어플리케이션/서비스들이 고려되고 있다. 이러한 서비스들을 지원하기 위해서는 블루투스 시스템의 제한된 대역폭과 전력을 효율적으로 사용하는 것이 필요하다. 현재, 블루투스는 7개까지의 블루투스 기기로 이루어진 피코넷에서 최대 723Kbps 데이터 전송율을 지원

할 수 있다. 최근에는 블루투스를 위한 대역폭 할당과 폴링 방법이 많이 연구되어졌다[3, 5, 6, 9, 10].

대역폭 요구는 어플리케이션/서비스 종류에 따라서 혹은 시간에 따라서 변할 수도 있다. 따라서 제한된 자원을 서비스 요구 조건을 충족하면서 다양한 서비스 클래스로 어떻게 할당할 것인지 결정하는 것이 매우 중요하다. 피코넷 스케줄링에 대한 이전 연구[5, 3, 6, 10]에서는 주로 마스터-슬레이브 쌍의 큐 상태에 기반, 대역폭 할당이 이루어지도록 하는 방법이 고려되었다. 다양한 서비스 클래스에 차등화된 서비스를 제공하기 위해서는 서비스 요구에 따라 대역폭을 명시적으로 다르게 할당하는 것이 필요하다. 이와 같이 차등화 된 적응적으로 변하는 자원 할당을 제공하기 위해 본 논문에서는 적응적 대역폭 할당 메커니즘을 제안한다. 블루투스에서 효율적인 대역폭 할당과 함께, 무선 PAN의 이동 기기가 가진 소용량 배터리 요구를 만족하기 위해서는 전력소비를 최소한으로 제한하는 것이 필요하다. 이를 위해서, 블루투스 표준은 전력 절약 모드로 홀드(hold), 스니프(sniff), 파크(park)의 세 가지를 정의한다. 홀드 모드는

\* 본 연구는 정보통신부 정보통신연구진흥원의 정보통신 기초기술연구지원사업의 지원으로 수행되었음.

+ 준 회원 : 성균관대학교 대학원 정보통신공학부

\*\* 준 회원 : 성균관대학교 대학원 전기전자및컴퓨터공학부

\*\*\* 정 회원 : 성균관대학교 정보통신공학부 교수

논문접수 : 2003년 7월 1일, 심사완료 : 2004년 5월 13일

홀드 간격 동안 정상적인 데이터 교환을 임시로 멈추기 위해 사용될 수 있다. 파크 모드는 많은 파라미터들의 제어를 요구하고, 낮은 대역폭을 요하는 많은 기기들(255개가 까지)을 제어할 수 있지만 대역폭이 파크 주기 동안 낭비될 수 있으므로 대역폭 이용률 측면에서 비효율적이다. 스니프 모드는 단지 두개의 제어 파라미터를 가지며, 적은 전력 소비로 효율적인 대역폭 할당이 가능하다. [11]에서는, 파크 모드 하에서의 방법이 제안되었으며, 전력 소비와 패킷 지연을 감소시키기 위한 방법이 [4]에서 고려되어졌다.

본 논문에서는, 스니프 모드를 사용한 효율적인 대역폭 할당 메커니즘을 제안한다. 제안된 메커니즘은 전력 절약과 차등 대역폭 할당을 함께 고려하므로 여러 가지 다양한 서비스의 대역폭 요구를 충족시키고 정상 모드와 비교해 전력 소비를 줄일 수 있다. 그리고 제안된 메커니즘은 소형 무선 PAN 기기를 위해 간단한 제어 알고리즘만을 필요로 한다. 제안된 메커니즘에서, 네트워크의 각 연결은 서비스 특성/요구에 의해 결정된 우선순위를 할당 받는다. 그리고 스니프 모드의 파라미터들은 우선순위를 기반으로 다르게 결정된다. 이러한 우선순위와 트래픽 양에 의해 파라미터들을 결정하고 이에 따라 대역폭이 다르게 할당되므로 높은 우선순위를 갖는 서비스의 성능을 향상시킬 수 있다. 시뮬레이션 및 분석을 통해 제안된 메커니즘이 서비스 형태에 따라 차등 대역폭 할당을 제공하고 대역폭과 전력 소비 측면에서 효율적인 자원 이용률을 제공할 수 있음을 보인다. 본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 블루투스 시스템의 특징을 설명한다. 3장에서 스니프 모드를 이용한 차등 대역폭 할당 메커니즘을 제안한다. 제안된 메커니즘의 시뮬레이션 결과는 4장에서, 마지막으로 5장에서 결론을 맺는다.

## 2. 블루투스

블루투스는 10m 이내의 소규모 개인 사용자 영역에서 통신 가능한 저전력, 저비용 무선 통신 기술이다[7, 8]. 2.4GHz 비인가 ISM (Industrial Science Medical) 무선 주파수 영역에서 동작하고 주파수 호핑 트랜시버를 사용한다. 주파수 호핑 트랜시버는 초당 1600번 호핑하고 1MHz 대역폭을 가진 79채널이 랜덤하게 선택된다. GFSK(Gaussian Frequency Shift Keying) 변조 방식을 사용해 데이터 비트를 신호로 변조하고, 마스터와 슬레이브가 625  $\mu$ sec의 슬롯 간격을 가지고 각각 짝수와 홀수 슬롯에서 패킷을 전송하는 TDD (Time Division Duplex)를 이용한다.

둘 이상의 기기가 같은 채널을 공유하는 피코넷에서, ACL (Asynchronous Connection Less) 연결을 갖는 슬레이브 기기들은 마스터에 의해 폴링 되었을 때만 마스터의 TX 슬-

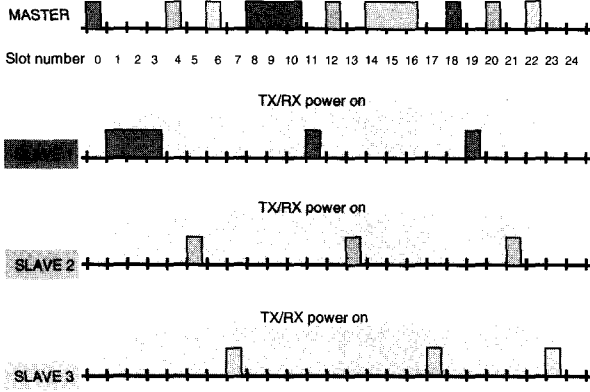
롯 후에 바로 패킷을 전송할 수 있다. 따라서 ACL 연결은 best-effort 서비스를 제공한다. 한 마스터와 슬레이브 사이의 ACL 연결에서 얻을 수 있는 최대 데이터 전송율은 723Kbps이다. 한 패킷이 점유할 수 있는 슬롯의 수는 전송되는 데이터의 양에 따라 1, 3, 5로 변할 수 있다. SCO(Synchronous Connection Oriented) 연결에서는, 64Kbps의 전송율을 보장하기 위해 주기적인 슬롯들이 SCO 패킷을 위해 예약된다.

데이터 패킷은 무선 채널의 상태에 따라 FEC(Forward Error Correction)나 ARQ(Automatic Repeat Request)와 같은 에러 정정/재전송 방법에 의해 보호되어질 수 있다. 7개까지의 활성(active) 슬레이브 기기들이 한 피코넷에 연결될 수 있고, 파크 모드를 사용하면 255개까지의 기기들을 연결할 수 있다. 그리고 피코넷들은 피코넷들간 브릿지 기기를 연결해 스캐터넷을 이룰 수 있다. 그리고 블루투스가 PDA나 이동 전화와 같은 작은 휴대 기기들에서 동작할 수 있도록 홀드, 스니프, 파크 모드와 같은 전력 절약 모드들이 정의되어 있다.

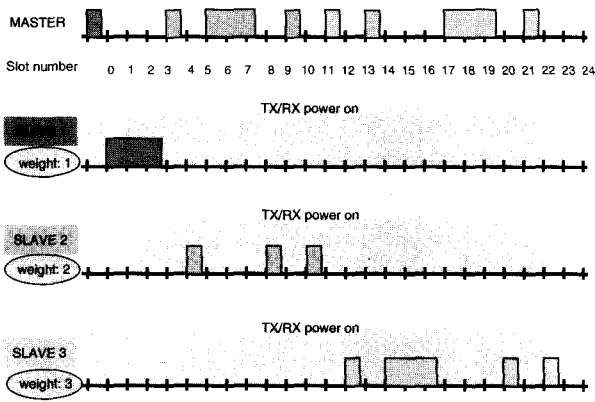
## 3. 효율적인 대역폭 할당

슬레이브 기기가 보통의 정상 모드에서 동작할 경우 각 슬레이브들은 패킷들이 자신에게로 오는 것인지를 체크하기 위해 항상 패킷 헤더를 확인해야 한다. 즉, TX/RX 전력이 항상 온(on) 상태에서 동작해야 한다. 이것은 불필요한 전력 소비를 일으킨다. 스니프 모드에서 동작할 경우에 슬레이브는 오직 자신의 스니프 시도 간격(sniff attempt interval) 동안만 패킷을 확인하면 된다. 그 이외의 시간에서 슬레이브는 슬립(sleep)상태로 들어가고 어떠한 패킷 헤더도 확인하지 않으므로써 RX 전력을 절약할 수 있다. 본 논문에서는 스니프 모드를 이용해 해당 슬레이브 스스로의 스니프 구간에서만 TX/RX 전력을 소비하고, 다른 슬레이브들의 스니프 구간에서는 슬립(sleep) 상태로 감으로써 전력 소비를 줄인다. 또한 슬레이브마다 우선 순위를 두어 스니프 구간을 가변적으로 조정함으로써 차등 전송을 할당이 가능한 방법을 제안한다. 기존의 라운드 로빈 방법, 가중치 라운드 로빈 방법, 제안하는 방법을 (그림 1), (그림 2), (그림 3)에 나타내었다.

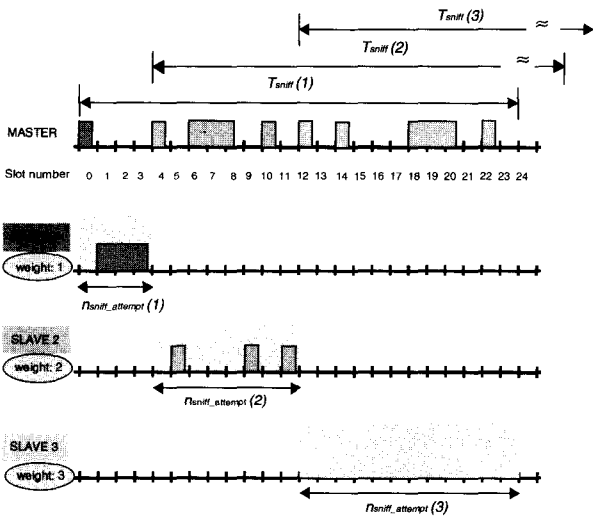
같은 채널을 공유하는 둘 이상의 유닛을 갖는 하나의 피코넷에  $N_s$ 의 슬레이브 기기들이 있다고 가정하자. 각 슬레이브에는 서비스 요구 형태에 따라 우선순위  $w(i)$ ,  $i=1, \dots, N_s$ 가 할당된다. 본 논문에서는 블루투스 표준[7]에서 QoS (Quality of Service) 옵션을 위해 예약된 폴링 간격을 기반으로 우선순위를 결정하기 위한 방법을 제안한다.



(그림 1) 기존의 라운드 로빈(RR)에 의한 폴링 메커니즘



(그림 2) 기존의 가중치 라운드 로빈(WRR)에 의한 폴링 메커니즘



(그림 3) 서비스 우선순위에 기반한 제한된 WS 메커니즘

$d_{int}(i)$ 가 슬레이브  $i$ 의 폴링 간격(예를 들어, 어떤 마스터가 이 시간동안 적어도 한번 슬레이브  $i$ 를 폴링 해야 하는 시간 간격)을 나타낸다고 하자. 폴링 간격이 슬레이브의 우선순위를 반영하도록 해야 하는데, 우선순위는 폴링 간격

에 반비례하도록 할 수 있다. 따라서 슬레이브  $i$ 의 우선순위  $w(i)$ 를 결정하기 위해 폴링 간격  $d_{int}(i)$ 를 다음과 같이 사용한다.

$$w(i) = \left\lceil \frac{1}{\frac{d_{int}(i)}{\max_j d_{int}(j)}} \right\rceil = \left\lceil \frac{\max_j d_{int}(j)}{d_{int}(i)} \right\rceil, \quad i = 1, \dots, N_s. \quad (1)$$

여기서,  $\lceil x \rceil$ 는  $x$ 보다 크거나 같은 최소 정수를 나타낸다. 우선순위  $w(i)$ 는 자연수로,  $w(i) \in W \subset \mathbb{N}$  ( $W$ 는 자연수의 부분집합)이다. 우선순위가 높을수록 가중치  $w(i)$ 는 커진다.

스니프 모드를 사용하기 위해서, 스니프 간격  $T_{sniff}$ 와 스니프 시도 간격  $n_{sniff\_attempt}$ 의 두 파라미터는 스니프 모드가 시작되기 전에 결정되어야 한다. 슬레이브  $i$ 의 스니프 시도 간격  $n_{sniff\_attempt}(i)$ 에 대해, 패킷 TX와 RX 동안 각 슬레이브에게 충분한 최소한의 슬롯들을 제공하기 위해 제안 알고리즘에서는  $u_{min}$ 을 각 슬레이브들에게 할당한다. 이것은 각 슬레이브에게 적어도  $u_{min}$ 만큼의 최소 슬롯을 할당해 주기 위한 것이다. 따라서

$$n_{sniff\_attempt}(i) = u_{min}w(i) \text{ (slots)}, \quad i = 1, \dots, N_s. \quad (2)$$

이런 방법으로, 더 많은 슬롯들이 더 높은 우선순위를 갖는 슬레이브에 할당된다. 스니프 간격 파라미터  $T_{sniff}(i)$ 는 슬레이브들의 스니프 시도 간격들의 합으로 결정되어 진다. 즉,

$$T_{sniff}(i) = \sum_{j=1}^{N_s} n_{sniff\_attempt}(j) \text{ (slots)}, \quad i = 1, \dots, N_s. \quad (3)$$

그리고 스니프 시도 간격을 동기화하기 위해 한 피코넷에서는 모든 슬레이브  $i$ 와  $j$ 에 대해  $T_{sniff}(i) = T_{sniff}(j)$ 라고 한다(그림 3) 참고). 또한, 스니프 간격  $T_{sniff}(i)$ 는 요청된, 그리고 합의된 QoS를 만족하기 위해 폴링 간격  $d_{int}(i)$ 보다 작아야 한다. 이 조건은 다음과 같다.

$$T_{sniff}(i) \leq \min_j d_{int}(j), \quad i = 1, \dots, N_s. \quad (4)$$

이러한 파라미터들은 마스터와 슬레이브들 사이에서 합의되고 대역폭 요구 조건이 변함에 따라 적응적으로 바뀔 수 있다. 제안하는 WS(Weighted Sniff) 메커니즘이 식 (1)~식 (4)로 표현되고 다음 정리에서 요약된다.

**[정리 1]**  $i \in N_s$ 에서 스니프 시도 간격  $n_{sniff\_attempt}(i)$ 와 스니프 간격  $T_{sniff}(i)$ 는 식 (1)~식 (4)를 만족하도록 결정될 수 있다.

[증명] 폴링 간격이 주어졌을 때, 식 (1)~식 (3)에 의해 스니프 파라미터를 찾을 수 있다. 만약 마스터와 슬레이브 사이에서 협의된 폴링 간격이 식 (4)를 만족한다면, 스니프 파라미터들을 위해 폴링 간격이 사용될 수 있다. 그러나,  $T_{sniff}(i) > \min_j p_{int}(j)$ 의 경우라고 가정하자. 그러면

$$T_{sniff}(i) > \min_j p_{int}(j) + \Delta, \Delta > 0. \quad (5)$$

초기에 요구된 QoS를 많이 희생하지 않고 폴링 간격을 합의에 의해 증가할 수 있다. 폴링 간격을 증가시키고,  $p_{int}^a(l)$ 을 조정된 폴링 간격이라고 할 경우에는 다음과 같이 표현된다.

$$\begin{aligned} & \frac{\max_j p_{int}(j)}{p_{int}(l)} - \frac{\max_j p_{int}^a(j)}{p_{int}^a(l)} \\ = & \frac{\max_j p_{int}(j)}{p_{int}(l)} - \frac{\max_j (p_{int}(j) + \alpha)}{(p_{int}(l) + \alpha)} \\ = & \frac{\alpha(\max_j p_{int}(j) - p_{int}(l))}{p_{int}(l)(p_{int}(l) + \alpha)} = \gamma(l) > 0, \forall l \in N_s. \quad (6) \end{aligned}$$

그리고 폴링 간격의 조절 후에, 스니프 간격은 식 (6)에 의해 다음과 같이 된다.

$$\begin{aligned} T_{sniff}^a &= \sum_{l=1}^{N_s} u_{\min} \left[ \frac{\max_j p_{int}^a(j)}{p_{int}^a(l)} \right] \\ &= \sum_{l=1}^{N_s} u_{\min} \left[ \frac{\max_j (p_{int}(j) + \alpha)}{(p_{int}(l) + \alpha)} \right] \\ &= \sum_{l=1}^{N_s} u_{\min} \left[ \frac{\max_j p_{int}(j)}{p_{int}(l)} - \gamma(l) \right] \\ &= T_{sniff}(i) - \beta, \beta > 0. \quad (7) \end{aligned}$$

또한 식 (5)와 식 (7)로부터 다음에서처럼  $\alpha$ 를 찾을 수 있다.

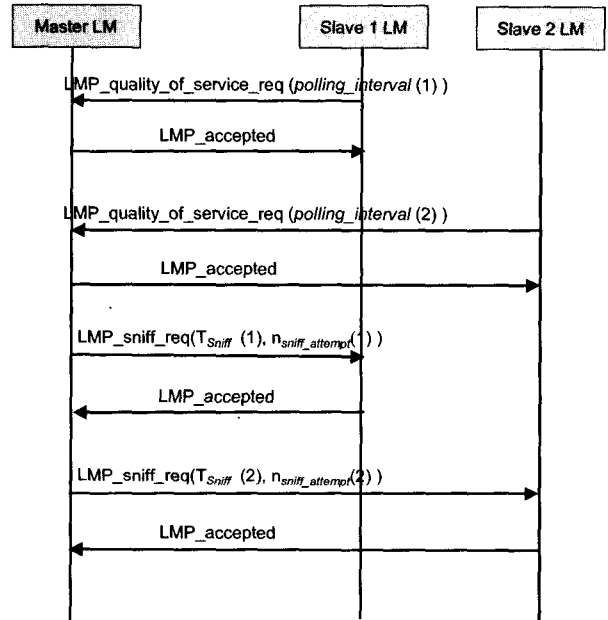
$$\begin{aligned} T_{sniff}^a(i) &= T_{sniff}(i) - \beta = \min_j p_{int}(j) + \Delta - \beta, \\ &= \min_j (p_{int}(j) + \alpha) \\ &= \min_j p_{int}^a(j). \end{aligned}$$

따라서  $\alpha$ 는 식 (4)를 만족하도록 선택될 수 있다. □

예를 들어, 세 개의 활성 슬레이브( $N_s = 3$ )를 갖는 한 피코넷을 고려해보자. 마스터와 슬레이브 1, 2, 3 사이에 합의된 폴링 간격은 각각 40, 30, 20 슬롯이라고 가정하자. 다음으로 마스터는 식 (1)과 식 (2)로부터  $i = 1, 2, 3$ 인 슬레이브  $i$ 의 가중치  $w(i)$ 와 스니프 시도 간격  $n_{sniff\_attempt}(i)$ 를 결정한다. 여기에서  $u_{\min} = 4$ 라고 가정하고  $i = 1, 2, 3$ 에 대해서  $w(i)$ 는 각각 2, 2, 1 슬롯이고, 위 정리를 만족하는  $n_{sniff\_attempt}(i)$ 는 8, 8, 4 슬롯이 된다. 그리고 최대 스니프 간격  $T_{sniff}$ 은 20슬롯(10.25msec)이 된다.

제안한 메커니즘의 실제 구현은 마스터와 슬레이브 사이에 LMP 메시지의 교환을 필요로 하는데 제안된 메커니즘은 블루투스 시스템[7]의 현재 표준에 대한 수정 없이도 동작할 수 있다. 마스터와 두 슬레이브들 사이의 LMP 메시지 교환 시퀀스가 (그림 4)에 표현되어 있다.

제안된 메커니즘과 기존 방법의 전력 소비를 비교해 보면 다음과 같다.  $p_{TX}$ 를 한 슬롯 패킷을 전송하기 위한 전력 소비,  $p_{RX}$ 를 한 슬롯 패킷을 수신하기 위한 전력 소비,  $p_{RX-H}$ 를 한 슬롯 패킷의 헤더를 체크하기 위한 전력 소비,  $p_{SL}$ 을 휴지 상태 동안의 전력 소비라고 하자. 한 슬롯 패킷(DMI 또는 DH1)을 전송하고 수신한다고 가정했을 때, 다음에서처럼 슬레이브  $i$ 의 전력 소비를 계산한다. 전력 소비를 정규화하기 위해, 비트 당 전력 소비를 계산한다.



(그림 4) 스니프 모드를 설정하기 위한 마스터와 슬레이브 사이의 LPM 메시지 교환

라운드 로빈 방식의 보통 정상 모드를 RR, 가중치 라운드 로빈 방식의 보통 정상 모드를 WRR로 나타내도록 한다. 우선 기존의 라운드 로빈 방식으로 대역폭이 할당되는 RR에 대해 전력 소비를 구한다. 마스터와 슬레이브  $i$  ( $1 \leq i \leq N_s$ )는 보통의 정상 모드(스니프를 이용한 전력 절약이 없는)하에서 라운드 로빈에 의해 각각  $T_{sniff}/N_s$  시간 동안 통신한다.  $T_{sniff}(i)$  시간 동안 슬레이브  $i$ 의 전력 소비는 다음과 같다.

$$\begin{aligned} p_n(i) &= (p_{TX} + p_{RX})(T_{sniff}(i)/N_s/2) \\ &+ \sum_{i=1, j \neq i}^{N_s} p_{SL} \times (T_{sniff}(i)/N_s/2). \end{aligned}$$

따라서 비트 당 정규화된 전력 소비는 다음과 같다.

$$p_r(i) = pw_r(i)/n_b T_{sniff}(i)/N_s/2). \quad (8)$$

여기서  $n_b$ 는 슬롯당 비트수를 나타내며, 제안한 WS와 같은 시간 간격 동안의 전력 소비를 비교하기 위해 제안한 방법의  $T_{sniff}(i)$ 를 사용하였다.

다음으로 기존의 가중치 라운드 로빈 방식으로 대역폭이 할당되는 WRR에 대해 전력 소비를 구한다. 마스터와 슬레이브  $i$ 는 보통의 정상 모드 하에서(스니프를 이용한 전력 절약이 없는), 슬레이브에 주어진 우선순위/가중치에 의해  $n_{sniff\_attempt}(i)$  시간 간격 동안 통신한다. 따라서,  $T_{sniff}(i)$  구간 동안의 슬레이브  $i$ 의 전력 소비는 다음과 같다.

$$pw_n(i) = (P_{TX} + P_{RX})(n_{sniff\_attempt}(i)/2) + \sum_{j=1, j \neq i}^{N_s} (p_{SL} + P_{RX\_H})(n_{sniff\_attempt}(j)/2).$$

그리고, 비트 당 정규화된 전력 소비는 다음과 같다.

$$p_n(i) = pw_n(i)/(n_b n_{sniff\_attempt}(i)/2). \quad (9)$$

역시, 같은 시간 간격동안의 전력 소비를 비교하기 위해 제안한 방법에서 스니프 모드의 시간 간격  $n_{sniff\_attempt}(i)$ 와  $T_{sniff}(i)$ 를 사용한다.

마지막으로, 제안한 방법(WS)의 전력 소비를 구하기 위해서 다음과 같이  $p_s(i)$ 를 계산한다. 제안한 WS에서는 스니프 모드로 인해 다른 슬레이브들의 스니프 구간에서 헤더를 수신할 필요가 없다. 즉,  $p_{RX\_H} = 0$ 이다. 따라서,

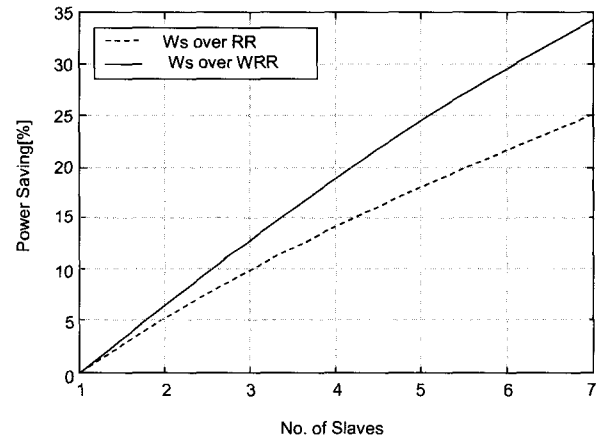
$$pw_s(i) = (p_{TX} + P_{RX})(n_b n_{sniff\_attempt}(i)/2) + \sum_{i=1, j \neq i}^{N_s} p_{SL} \times (n_{sniff\_attempt}(j)/2).$$

그러므로 비트 당 정규화된 전력 소비는 다음과 같다.

$$p_s(i) = pw_s(i)/(n_b n_{sniff\_attempt}(i)/2). \quad (10)$$

위 식 (8), 식 (9) 그리고 식 (10)에 나타난 전력 소비량을 비교해 보기 위해 이에 대한 성능을 분석한다. 보통 TX가 RX 보다 더 많은 전력을 소비하기 때문에[1](예를 들어, [6]에서처럼 WaveLAN 카드),  $p_{TX} = 2$ ,  $p_{RX} = 1$ ,  $p_{RX\_H} = 1/6$ ,  $p_{SL} = 0$ 으로 가정한다. 그리고, 슬레이브의 개수  $N_s$ 를 1부터 7까지 가변시킬 때, 각 슬레이브의 우선 순위  $w(i) = i$ 라고 가정하고,  $u_{min} = 2$ 일 경우의 평균 전력 소비를 비교한다. 따라서,  $n_{sniff\_attempt}(i) = 2, 4, 6, 8, 10, 12, 14, 16(i = 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7)$ 가 되고,  $T_{sniff}(i) = 2, 6, 12, 20, 30, 42, 56, 70(N_s$

$= 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7$ 일 때)이 된다. 이러한 조건에서 제안한 WS 방법과 WRR을 비교했을 때 전체 전력 소비 절약은 18.9%가 된다. WRR과 RR에 대한 WS의 평균 소비 전력 절약을 (그림 5)에 나타내었다. 여기서, RR으로 동작할 경우에도 WS에서와 같은 동일한 스니프 구간 동안에 동작하는 것으로 가정하고 이에 대한 전력소비를 고려하므로, 동일한 조건에서의 전력소비에 대한 비교가 가능하다. 슬레이브의 개수가 7개일 때, WRR과 RR에 대해 각각 34.2%와 25%의 소비 전력 절약을 이룰 수 있음을 확인할 수 있다. 제안한 방법이 RR보다 WRR에 대해 보다 큰 전력 절약이 가능한 것은, 평균 소비 전력 계산 시에 WRR은 RR과 달리 우선 순위에 의해 슬레이브 마다 서로 다른 통신 구간을 갖음으로, 큰 구간에서는 전력 소비가 상대적으로 커서 최종 평균 소비 전력이 더 크게 나타나기 때문이다. 이 예와 다른 QoS 요구 조건에 대한 전력 소비 비교는 마찬가지로 식 (8), 식 (9) 그리고 식 (10)을 이용하면 구할 수 있다.



(그림 5) 슬레이브 수가 증가함에 따라 제안한 WS의 기존 WRR 및 RR에 대한 소비 전력 절약

#### 4. 성능 분석

WS 알고리즘의 실제적인 성능(전송율, 지연시간)을 알아 보기 위해, 시뮬레이션을 수행하였다. 시뮬레이션에서는 마스터와 세 개의 슬레이브로 이루어진 피코넷을 고려한다. 성능을 평가하기 위한 시뮬레이션 환경을 BONEs Designer [2]를 사용해 모델하였고, RR과 제안한 WS를 시뮬레이션 했다. 슬레이브 3의 트래픽 양이 다른 슬레이브들(슬레이브 1과 2)보다 더 많아 슬레이브 3이 최고의 서비스 우선 순위를 요구하는 피코넷을 고려한다. 각 시나리오에 대한 시뮬레이션 시간은 1200초(20분)이다. 패킷 에러에 영향을 받기 쉬운 무선 채널의 특성을 고려하여 DM 패킷을 사용하였다. 신뢰성 있는 데이터 전송을 보장하기 위해, FEC와 ARQ[7]가 시뮬레이션에서 사용되었다. 무선 채널의 비트 에러율(BER)

은 0.001로 가정하였다.

트래픽 소스로는, 멀티미디어 트래픽을 비교적 잘 모델하는 이진 상태 MMPP(Markov-Modulated Poisson Process)를 사용하였다[12]. 각 소스는 패킷 발생이 있는 온(on)과 없는 오프(off) 주기가 각각  $\alpha^{-1}$ 과  $\beta^{-1}$ 의 평균을 갖고 지수적으로 분포된 두 상태 Markov 체인에 의해 설계된다. 온과 오프 주기 사이의 상태 천이 행렬은 다음과 같이 주어진다.

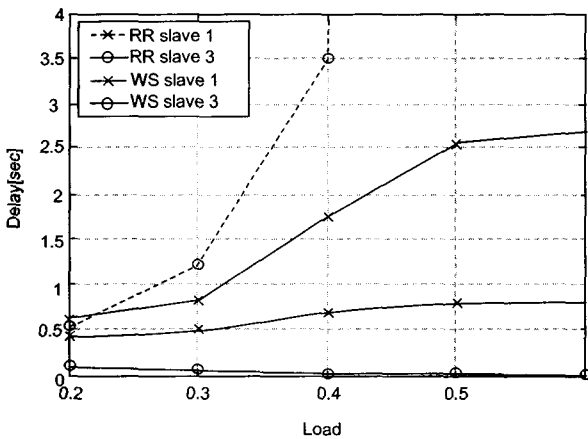
$$Q = \begin{bmatrix} -\beta & \beta \\ \alpha & -\alpha \end{bmatrix} \quad (11)$$

따라서 온 주기에 있을 확률은  $\pi_{on} = \frac{\beta}{\alpha + \beta}$  이다. 온 주기 동안, 패킷은  $\lambda_{on}$  packets/sec의 포아송 도착율로 발생되고, 오프 주기 동안은 패킷이 발생되지 않는다. 따라서 평균 패킷 발생률은  $\bar{\lambda} = \pi_{on}\lambda_{on}$  packets/sec이다.

〈표 1〉 시물레이션에 사용된 파라미터

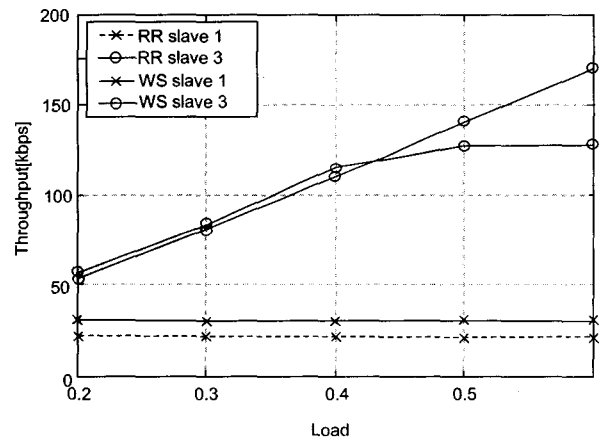
Parameter	slave 1,2	slave 3
load( $\rho$ )	0.1	0.2, 0.3, 0.4, 0.5, 0.6
rate	28.7	57.4, 86.1, 114.8, 143.5, 172.2kbps
$n_{sniff\_attempt}(i)$	4	8, 12, 16, 20, 24slots
$T_{sniff}(i)$	16~32	16~32slots

블루투스의 평균 서비스율  $\bar{\mu} = \lambda_{on}$  packets/sec이고, 트래픽 양  $\rho = \bar{\lambda} / \bar{\mu}$ 라고 하자. 온 주기 동안 발생하는 패킷의 평균 메시지 크기와 평균 패킷 수는  $\bar{m} = \alpha^{-1}\lambda_{on}$  패킷에 의해 주어진다. 시물레이션에서는 100 바이트의 패킷 크기와  $\bar{m} = 250$  패킷으로 가정한다.



(그림 6) 슬레이브 3의 트래픽이 증가함에 따라 슬레이브 1과 3의 지연시간

만약 대칭적인 TX/RX를 가정한다면, DM5 패킷을 사용한 한 슬레이브의 최대 전송율은 286.7Kbps이다. 따라서 각 연결의 평균 서비스율  $\bar{\mu} = 286.7$ Kbps라고 한다. 이와 같은 방법으로 원하는 트래픽을 발생시키기 위해  $\lambda_{on}, \alpha^{-1}, \beta^{-1}$ 을 설계할 수 있다. 즉,  $\bar{m} = \alpha^{-1}\lambda_{on} = 250$  패킷,  $\lambda_{on} = \bar{\mu} = 286.7$ Kbps로부터,  $\alpha^{-1}$ 을 구하고, 온 주기에 있을 확률  $\pi_{on}$ 을 일정한 값으로 가정하면  $\beta^{-1}$ 을 구할 수 있다. 예를 들어 DM5 패킷일 경우 크기는 226바이트로  $\alpha^{-1} = 1.57$ sec이고,  $\pi_{on} = 0.4$ 일 경우,  $\beta^{-1} = 2.36$ sec가 된다. 다른 트래픽 조건에서 스케줄링 매커니즘의 영향을 보기 위해 테이블 1에 정리된 파라미터들을 사용하였다. 트래픽은 마스터에서 슬레이브로, 슬레이브에서 마스터로 가는 대칭 트래픽을 사용하였다. 슬레이브 1과 2에 할당된 스니프 파라미터들은  $i = 1, 2$ 에서  $n_{sniff\_attempt}(i) = 4$ 이다. 슬레이브 3에는 충분한 대역폭을 제공하기 위해, 트래픽 양이 0.2에서 0.6으로 증가함에 따라  $n_{sniff\_attempt}(3) = 8, 12, 16, 20, 24$ 를 사용하였다. 제안한 매커니즘과 비교하기 위해 라운드 로빈 스케줄링(RR) 매커니즘도 시물레이션 했다. 그리고 슬레이브 3에 충분한 대역폭을 제공하기 위해, TX와 RX를 위해 송수신 가능한 최대 슬롯 수는 5로 하였다(즉, DM1, DM3, DM5 사용).



(그림 7) 슬레이브 3의 트래픽이 증가함에 따라 슬레이브 1과 3의 전송율

각 매커니즘에 대해 각 슬레이브가 수신한 패킷의 평균 전송율과 지연시간을 측정했다. 시물레이션 결과를 (그림 6)과 (그림 7)에 나타내었다. RR 방법에서, 슬레이브 1의 평균 지연시간은 슬레이브 3의 트래픽 양이 증가함에 따라 0.5에서 0.8초로 증가한다. RR에서 슬레이브 3의 지연시간은 슬레이브 3의 트래픽 양이 0.4를 초과함에 따라 급격히 증가한다(즉, 10초 이상으로 슬레이브 3의 서비스 요구조건을 만족할 수 없다). 반면 WS 매커니즘에서는 슬레이브 3이 매우 낮은 지연시간을 보인다. 즉, 트래픽 양이 0.2(54.4Kbps)에서

86msec이고 트래픽 양이 0.6(172.2Kbps)에서 15msec이다. WS에서 슬레이브 1은 지연시간 성능이 다소 감소함을 볼 수 있다. 즉, 0.2에서 0.6의 트래픽 양에서 수초 이하가 된다.

다음으로 RR과 WS에서의 전송률 성능을 분석한다. 슬레이브 1은 RR에서 21Kbps이고, 반면 슬레이브 1에 많은 대역폭을 할당하는 RR보다 WS는 오랜 시간동안 슬레이브 1을 폴링하기 때문에 WS에서는 30Kbps를 보인다. 슬레이브 3에 대해서, RR 메커니즘은 트래픽 소스가 요구하는 충분한 대역폭 할당을 할 수 없고, 따라서 대역폭 할당은 (그림 7)에서 보이는 것처럼 128Kbps 근처에서 포화된다. 그러나 WS 메커니즘은 슬레이브 3의 트래픽 양에 따라 스니프 시도 주기를 확장하므로 할당된 대역폭을 증가시킨다. 따라서 슬레이브 3의 프리미엄 서비스가 대역폭의 부족을 겪지 않음을 볼 수 있다. 슬레이브 3의 트래픽 로드가 0.4이하일 경우에는 슬레이브 1, 2, 3의 트래픽 용량의 합이 피코넷 전체의 서비스 처리 용량 범위 내에 있어서, RR과 비교할 때 WS에서의 차등 전송률 할당 효과가 드러나지 않지만, 트래픽 로드가 0.4를 넘게되면 피코넷 전체의 서비스 처리 용량을 초과하게 되어 RR에 비해 WS에서는 차등 대역폭 할당을 요하는 슬레이브 3에 보다 많은 대역폭이 효과적으로 할당됨을 확인할 수 있다.

### 5. 결 론

본 논문에서는 블루투스 피코넷을 위해 스니프 모드를 이용한 효율적이고 적응적인 대역폭 할당 메커니즘 즉, 가중치 스니프(WS) 메커니즘을 제안했다. 제안된 메커니즘에서, 네트워크의 각 연결은 서비스 특성/요구에 따라 결정되는 우선순위를 갖는다. 다음으로 스니프 시도 주기는 우선순위를 기반으로 결정된다. 트래픽 양에 따라 스니프 시도 주기를 적절히 선택함으로써 평균 지연시간과 전송률 성능이 향상될 수 있음을 보였다. 또한 제안된 메커니즘은 RR 폴링 메커니즘을 사용한 기존의 정상 모드에 의해 이룰 수 없는 전력 소비 절약을 할 수 있다. 따라서 WS 메커니즘은 차등 대역폭 할당을 제공하면서 블루투스의 전력과 대역폭과 같은 제한된 자원을 효율적으로 사용할 수 있다.

### 참 고 문 헌

[1] L. Bonomi and L. Donatiello, "A distributed contention control mechanism for power saving in random-access ad-hoc wireless local area networks," Proc. of 6th IEEE MoMuC'99, pp.114-123, Nov., 1999.

[2] Cadence, BONEs Designer ver. 4.0, 1999.  
 [3] A. Capone, M. Gerla and R. Kapoor, "Efficient polling schemes for Bluetooth picocells," Proc. of IEEE ICC 2001, pp.1990-1994, 2001.  
 [4] I. Chakraborty, A. Kashyap, A. Kumar, A. Rastogi, A. Saran and R. Shorey, "Policies for increasing throughput and decreasing power consumption in Bluetooth MAC," Proc. of IEEE ICPWC, pp.90-94, 2000.  
 [5] A. Das, A. Ghose, A. Razdan, H. Saran and R. Shorey, "Enhancing performance of asynchronous data traffic over the Bluetooth wireless ad-hoc network," Proc. of IEEE INFOCOM, pp.591-600, 2001.  
 [6] S. Garg, M. Kalia and R. Shorey, "MAC scheduling policies for power optimization in Bluetooth : A master driven TDD wireless system," Proc. of IEEE VTC, pp.196-200, 2000.  
 [7] Bluetooth Special Interest Group, Core, Specification of the Bluetooth System ver. 1.1, Nov., 2000.  
 [8] Bluetooth Special Interest Group, Profiles, Specification of the Bluetooth System ver. 1.1, Nov., 2000.  
 [9] J. C. Haartsen and S. Mattisson, "Bluetooth-a new low-power radio interface providing short-range connectivity," Pro. Proceedings of the IEEE, Vol.88, No.10, pp.1651-1661, Oct. 2000.  
 [10] M. Kalia, S. Garg, and R. Shoery, "Data scheduling and SAR for Bluetooth MAC," Proc. of IEEE VTC, pp.716-720, 2000.  
 [11] M. Kalia, S. Garg, and R. Shoery, "Efficient policies for increasing capacity in Bluetooth : An indoor pico-cellular wireless system," Proc. of IEEE VTC, pp.907-911, 2000.



### 박 새 롬

e-mail : saerom@ece.skku.ac.kr  
 2000년 동국대학교 정보통신공학부(공학사)  
 2004년 성균관대학교 정보통신공학부(공학석사)  
 관심분야 : 무선 PAN/LAN, 블루투스, ad-hoc 네트워크



### 우 성 제

e-mail : codante@ece.skku.ac.kr  
 2001년 성균관대학교 전기전자및컴퓨터공학부(공학사)  
 2004년 성균관대학교 전기전자및컴퓨터공학부(공학석사)  
 2004년~현재 Korwin(주) 주임연구원  
 관심분야 : 무선 LAN/PAN, 블루투스, ZigBee, ad-hoc 네트워크



### 임 순 빈

e-mail : sbyim@ece.skku.ac.kr

1998년 한서대학교 전자공학과(공학사)

2004년 성균관대학교 전기전자및컴퓨터공학부(공학석사)

관심분야 : 광네트워크 보호/복구, 무선 LAN/PAN, ad-hoc 네트워크



### 이 태 진

e-mail : tjlee@ece.skku.ac.kr

1989년 연세대학교 전자공학과(공학사)

1991년 연세대학교 전자공학과(공학석사)

1995년 University of Michigan, Ann Arbor(M.S.E.)

1999년 University of Texas, Austin (Ph.D.)

1999년~2001년 삼성전자 중앙연구소 책임연구원

2001년~현재 성균관대학교 정보통신공학부 전임강사

관심분야 : 무선 PAN/LAN, ad-hoc 네트워크, 통신 네트워크, 무선 통신 시스템 성능 분석 및 설계