

가상 채널 관리를 통한 IEEE 802.15.4 LR-WPAN의 공존 능력 향상 기법

정희원 김 태 현*, 하 재 열**, 종신회원 최 성 현*, 권 욱 현

Enhancement in Coexistence Capability via Virtual Channel Management for IEEE 802.15.4 LR-WPANs

Tae Hyun Kim*, Jae Yeol Ha** *Regular Members*,
Sunghyun Choi*, Wooh Hyun Kwon *Lifelong Members*

요 약

IEEE 802.15.4 저속 무선 개인망 표준에서 기술하고 있는 채널의 숫자는 같은 지역 내에서 많은 수의 개인망을 동시에 운용하기에는 매우 부족하다. 이러한 제한을 해결하기 위해서, 우리는 많은 개인망이 공존하는 경우 가용한 채널의 숫자를 늘릴 수 있는 가상 채널(Virtual Channel)이라는 개념을 소개한다. 기본적으로 가상 채널은 이미 다른 개인망에 의해 점유된 논리적 채널 속의 비활성 구간 속에 슈퍼 프레임을 위치시키는 방법을 통해 새롭게 만들어 지는 채널을 가리킨다. 이러한 가상 채널을 사용하여 하나의 채널 내에 공존하는 개인망들의 공존 능력을 최대화하기 위하여 이 논문에서는 충돌 슈퍼프레임 스케줄러(Least Collision-Scheduler)와 복잡도가 줄어든 휴리스틱 알고리즘을 제안한다. 그리고 다수의 채널이 주어졌을 경우, 주어진 채널을 효율적으로 관리하는 가상 채널 선택기(Virtual Channel Selector)를 제안한다. 부가적으로, 공존하는 많은 개인망들 간의 비동기화 문제를 해결하기 위한 간단하고 실리적인 동기화 기술을 고안한다. 우리는 컴퓨터 시뮬레이션을 통해서 이러한 가상 채널 기법을 사용할 경우 개인망의 공존 능력에 있어 획기적인 개선을 이룰 수 있음을 확인하였다.

Key Words : LR-WPAN, IEEE 802.15.4, channel availability, superframe scheduler

ABSTRACT

The number of channels specified in IEEE 802.15.4 Low-Rate Wireless Personal Area Networks(LRWANs) is too few to operate many applications of WPANs in the same area. To overcome this limit, we introduce Virtual Channel, a novel concept to increase the number of available channels when various WPAN applications coexist. Basically, a virtual channel is a newly-created channel via superframe scheduling within the inactive period of a logical channel preoccupied by other WPANs. To maximize the coexistence capability of WPANs using virtual channels, we propose Least Collision superframe scheduler(LC-scheduler), its less complex heuristics both for a given single channel, and Virtual Channel Selector(VCS) to efficiently manage multiple available logical channels. In addition, a simple but practical synchronization method is developed to compensate different time drifts among coexisting WPANs. The simulation results demonstrate that a remarkable improvement on the coexistence capability of the 802.15.4 can be achieved through the proposed schemes.

※ 본 연구는 정보통신부 및 정보통신연구진흥원의 대학 IT연구센터 지원사업의 연구경로가로 일부가 수행되었음.

* 서울대학교 전기컴퓨터공학부 뉴미디어 통신 공동 연구소 내 멀티미디어 무선 통신 네트워크 연구실 (thkim@mwnl.snu.ac.kr, schoi@snu.ac.kr)

** 서울대학교 전기컴퓨터 공학부 제어 정보시스템 연구실 (hjy8099, whkwon)@cisl.snu.ac.kr

논문번호 : KICS2006-01-003, 접수일자 : 2006년 1월 3일, 최종논문접수일자 : 2006년 4월 25일

I. 서론

저속 무선 개인망을 위한 표준인 IEEE 802.15.4는 저속, 저가, 저전력 무선 네트워킹을 위해서 표준화 되었다. 우리는 네트워크의 물리 계층과 다중 접속 계층을 정의하고 있는 이 표준이 산업 자동화, 가정기기 제어, 유선의 대체, 무선 센서 네트워크 등의 애플리케이션을 구현하기 위하여 도입될 것으로 예상된다. 하지만 표 1에 나타나 있는 것과 같이 공존할 가능성이 매우 높은 많은 개인망 애플리케이션들이 같은 지역 내에서 동작될 경우 IEEE 802.15.4에서 제시한 채널의 수는 매우 한정적이다.

기술적으로 현재의 IEEE 802.15.4 표준은 868 MHz, 915 MHz, 2.4 GHz 대역에서 총 27개의 논리적 채널을¹⁾ 제공하고 있다. 이중 2.4GHz 대역에 관심을 맞추게 되면, 우리는 많은 다른 무선 기술들이, 예를 들어 IEEE 802.11 무선랜과 IEEE 802.15.1 블루투스, IEEE 802.15.4와 같은 주파수 대역을 사용하는 것을 알 수 있다. 비록 2.4 GHz 대역에서 표준에서 제시한 채널의 수는 16개이나 만일 동일한 동작 범위내에 무선랜이 가동 중인 것을 가정한다면 [1, 2]에 기술된 것과 같이 IEEE 802.15.4 장치들이 사용할 수 있는 채널의 수는 4개로 제한된다. 이러한 공존에 따른 심각한 문제에도 불과하고, 최근의 관련 연구들은 다른 무선 기술들의 존재 여부에 따른 성능의 열화에 대한 분석에 그치고 있다. [3]과 [4]에서는 저자들은 IEEE 802.11 무선랜이 존재하는 경우 IEEE 802.15.4가 동작할 때에 전송되는 패킷이 겪는 에러율을 분석하고 있다. 이러한 분석을 통해 IEEE 802.15.4를 사용한 네트워크를 구성할 때, 주의 깊은 채널 선택을 통해서 공존 문제를 해결해야 한다고 결론 내리고 있지만, 이것은 결국 4개의 상이한 IEEE 802.15.4 네트워크 밖에 공존할 수 없다는 것을 뜻한다.

사실상, IEEE 802.15.4 다중 접속 계층에서 캐리어 감지 충돌 회피 방식 (CSMA-CA)의 매체 접근 알고리즘을 사용하는 것은 이러한 공존 문제를 누그러뜨리기 위한 것이다. CSMA-CA 방식을 사용하는 경우 비록 다른 개인망에 속하는 네트워크의 무선 장치들이 같은 전송 거리에 존재하면서 매체 접근을 시도하더라도, 각각의 네트워크는 여전히 동작이 가능하다. 하지만, 이러한 인정하는 노드들의 수

가 늘어갈 수록 네트워크는 현저한 성능저하를 겪게 된다. 그러므로 네트워크의 무선 통신의 신뢰성을 확보하기 위해서는 공존하는 개인망들은 주파수 측면이든 시간 측면이든 매체 접근이 분리될 필요가 있다.

이 논문에서는 이러한 제한된 채널수를 극복하기 위해서 가상 채널(Virtual Channel)이라는 개념을 새롭게 도입한다. 기본적으로 가상 채널은 이미 특정 개인망이 사용 중인 논리적 채널에 휴면 구간이 존재하여 사용되지 않는 시간 자원이 낭비되고 있을 때에, 해당 시간 자원에 수퍼프레임 스케줄링을 통해서 새로운 채널을 만들어 내는 것이다. 이것은 주파수 민첩성(Frequency agility)이 기본적으로 제공되고 있는 IEEE 802.15.4 표준에 새롭게 시간적 민첩성(Temporal agility)을 추가하는 것이다. 이 가상 채널 기법을 사용하여 무선 개인망의 공존 능력을 최대화하기 위하여 우리는 최소 충돌 수퍼프레임 스케줄러(Least Collision Superframe Scheduler, LC-Scheduler)과 두 개의 휴리스틱 알고리즘인 간략화된 최소 충돌 수퍼프레임 스케줄러 (Simplified LC-scheduler, SimLC-scheduler)와 최근접 공구간 탐색 (NEarest Vacancy Search, NEVS) 알고리즘을 고안한다.

표 1. IEEE 802.15.4 타켓 응용제품^[5]

Category	Application	Delay	BO
Vital Monitoring	Heart-rate monitor	1-5 sec	6-8
	Body heat monitor	1 min	12
	Personal equipment control	50 ms	2
Consumer Electronics	Remote controls	100 ms	3
	PC-peripherals	50 ms	2
	Control of blinds/shades/rollers/windows	1 sec	6
	Dimmer/switches	200 ms	4
Automatic Meter Reader	Electricity/gas/water AMR	No bound	14
Alarm/Security System	Smoke detector	1 sec	6
	Burglary and social alarms	1 sec	6
	Access control	1 sec	6
	Water leakage alarms	1-5 sec	6-8
Environmental Monitoring	Temperature/carbondioxide/humidity/vibration, HVAC	1-5 min	12-14
Industrial Automation	Facility control	100 ms	3
	Monitoring critical equipment	1 sec	6

지금까지 QoS, 공평성, 채널 활용정도 등에 초점을 둔 일반적인 스케줄링 문제들은 이미 많은 연구가 있었다^[10]. 또한 802.15.4의 디자인의 기본적인 모델이었던 IEEE 802.11 무선랜 쪽의 연구에 있어서도 에너지 소모나^[13-14] QoS 지원과^[11-12] 관련된 스케줄링 문제들이 이미 많이 다루어져 왔다. 그럼

1) IEEE 802.15.4에서는 주파수 대역을 분할하여 각 대역을 하나의 논리적 채널이라 부른다.

에도 불구하고, 수퍼프레임 스케줄링에 있어서는 새로운 접근 방법이 필요하다. 이것은 이 문제가 비콘 간격이 2의 지수 형태로 증가하는 특성, 네트워크 간의 스케줄링이기 때문에 서로에게 정보를 알려주는 방법이 도입될 수 없는 점 등의 특수한 제한 때문이다.

다시 수퍼프레임 스케줄링의 문제로 돌아와서, 다수의 논리적 채널이 주어진 경우, 예를 들어 위의 경우와 같이 4개의 채널이 가용한 경우, 제안된 알고리즘을 실행할 채널을 먼저 선택해야 하는 문제가 고려되어야 한다. 우리는 표 1에 나와 있는 응용제품들의 특성을 분석하여 보다 효과적으로 가상 채널을 관리하는 가상 채널 선택기(Virtual Channel Selector, VCS)를 제안한다. 마지막으로 우리는 개인망 간의 시간적인 비동기화를 고려하여 동기를 맞추기 위한 개인망간의 동기화 기법(Inter-WPAN Synchronization)을 제시한다. 모든 제안들은 컴퓨터 시뮬레이션을 통해서 IEEE 802.15.4의 공존 능력을 획기적으로 개선해 주는 동시에 IEEE 802.15.4와 호환성을 유지하는 것을 보였다.

논문의 나머지는 다음과 같이 구성된다. 섹션 II에서는 이 논문에서 고려하는 시스템 모델에 관한 설명을 한다. 섹션 III에서는 가상 채널을 만들기 위한 수퍼프레임 스케줄러에 관해서 논의하고, 스케줄러를 고안한다. 그 다음 섹션인 섹션 IV에서는 주어진 다수의 채널을 효과적으로 관리하기 위한 가상 채널 선택기가 제안된다. 다음으로 개인망 간의 동기화를 위한 기법이 섹션 V에서 설명된다. 모든 제안된 방안은 시뮬레이션 되었고 이 결과가 섹션 VI에서 논의된다. 마지막으로 섹션 VII에서 논문을 결론짓는다.

II. 시스템 모델

IEEE 802.15.4 표준은 주기적인 비콘의 사용 여부에 따라 두 가지 모드로 동작할 수 있다. 하나는 비콘 활성화 모드이고, 다른 하나는 비콘 비활성화 모드이다. 비콘 비활성화 모드의 경우에는 주기적인 수면에 대한 동기화 기능이 결여되어 있어 비콘 활성화 모드에 비해 많은 에너지를 소모하게 된다. 반대로 비콘 활성화 모드의 경우에는 주기적으로 전송되는 비콘을 이용하여 네트워크의 장치들이 동기화된 후 일정 시간동안 무선 장치를 사용하지 않으므로 해서 (즉, 수면 모드로 들어가서) 에너지를 절약할 수 있다. 우리는 기본적으로 대부분의 무선 개

인망 애플리케이션이 제한된 배터리를 가지고 비콘 활성화 모드로 동작하는 것을 가정하고 있다. 하지만, 비콘 비활성화 모드에 동작하는 무선 개인망의 경우도 100%의 의무 주기(Duty cycle)을 가진 비콘 활성화 모드로 동작하는 무선 개인망으로 취급할 수 있다.

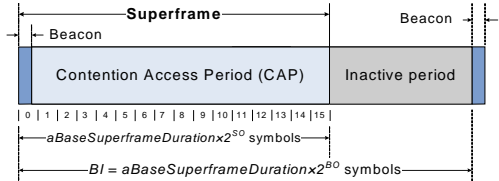


그림 1. 수퍼프레임 구조

비콘 활성화 모드에서는 다중 매체 접근은 그림 1에 나와 있는 것처럼, 주기적 비콘에 의해 제어되는 수퍼프레임 구조를 엄격히 따른다. 수퍼프레임은 비콘과 경쟁 접근 구간(CAP)으로 구성되고 그 뒤에 휴면 구간(Inactive period)이 따른다. 그림 1과 같이 수퍼프레임의 길이는 수퍼프레임 오더(SO)에 의해 정해지고, 비콘 주기는 비콘 오더(BO)에 의해 정해진다. 수퍼프레임에서 주기적인 비콘이 CSMA-CA방식을 따르지 않고 전송되는 점에 주목하라.

IEEE 802.15.4는 주파수 대역을 여러 개의 논리적 채널로 나누어 주파수 민첩성(Spectral agility)을 지원한다. 각각의 개인망은 논리 채널 중 하나를 차지하여 다른 개인망과의 간섭없이 동작하게 된다. 하지만 대부분의 개인망은 그 특성상 항상 매체에 접근하려고 하지 않는다. 예를 들어 자동 계기 리더(AMR, 표 1)의 경우 0.1% 정도의 매우 낮은 임무 주기를 필요로 하기 때문에 리더기가 동작하는 논리 채널의 경우는 99.9%의 시간 자원이 사용되지 않고 버려지고 있는 셈이다. 이러한 소모되는 자원을 활용하기 위해서는 시간적 민첩성(Temporal agility) 또한 채널 관리에 포함되어야 한다.

결과적으로 우리는 이렇게 소모되는 시간 자원에 새로운 채널을 만들어야 할 것이다. 이러한 새롭게 만들어진 채널을 가상 채널이라 이름 하였다. 기술적으로 가상 채널은 다른 개인망들에 의해 이미 사용되고 있는 논리 채널의 휴면 구간에 만들어진다. 그림 2은 5개의 개인망을 포함하는 즉 5개의 가상 채널을 가지는 하나의 논리 채널에 또 하나의 개인망이 자신을 위한 가상 채널을 만들려고 하는 순간을 나타냈다. 이 그림에서 WPAN이라 이름 붙여 있는 박스들은 각 개인망의 수퍼프레임을 나타내고,

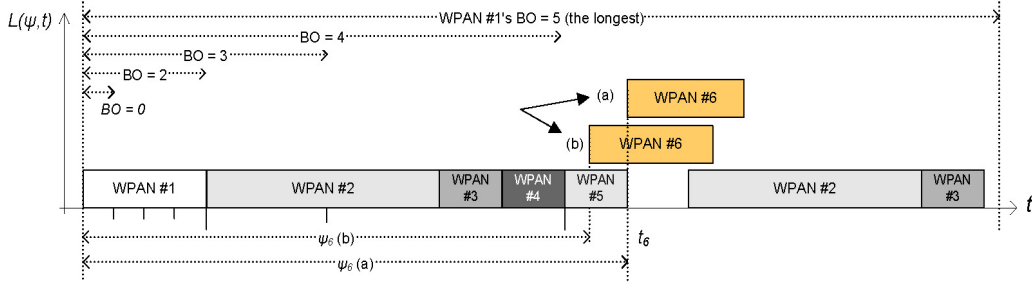


그림 2. 가상 채널 사용의 예: (a)가 (b)보다 비컨 충돌을 적게 일으킨다.

수평 축은 논리 채널의 시간을 나타낸다. 각 박스는 비컨 주기마다 계속해서 반복되고 있다.

가상 채널의 장점은 가용한 채널수를 일등히 증가시켜 주는 것 외에도, 그 구현이 개인망 코디네이터(PAN Coordinator) 장치 하나의 수정만 필요로 하기 때문에 매우 간단하고 완전한 분산된 방식으로 될 수 있다는 것이다. 개인망 코디네이터가 해야 할 일은 “적절한 시간 오프셋”과 “논리 채널”을 선택하여 자신이 내보내는 비컨에 이러한 시간 오프셋과 논리 채널을 적용하여 전송하는 것이다. 이러한 주기적 비컨이 전송되기 시작하면 나머지 개인망에 속하는 장치들은 그 비컨에 동기화 하여서 구성된 가상 채널에서 동작하게 된다.

III. 슈퍼프레임 스케줄러

이 장에서는 우리는 이전의 “적절한 시간 오프셋”을 찾는 문제를 분석하고 최소 충돌 스케줄러(LC-scheduler)와 복잡 도를 줄인 간략화된 최소 충돌 스케줄러(SimLC-scheduler), 최근접 공공간 검색(NEVS)을 제시한다.

3.1 문제 정의를 위한 새로운 메트릭

CSMA-CA의 기본적인 특성 덕분에 슈퍼프레임이 겹치는 것은 개인망의 동작을 망치기보다는 약간의 성능열화를 초래할 뿐이다. 이러한 성능 열화는 두 가지 원인으로 분석할 수 있다. 첫 번째는 비컨 충돌이고 두 번째는 실제 경쟁하는 노드 수의 증가 때문이다. 비컨 충돌의 경우 비컨 전송이 CSMA-CA 방식을 따르지 않기 때문에 슈퍼프레임이 겹치는 경우 그 충돌 확률은 항상 높다. 그러므로 최선의 방식은 이러한 슈퍼프레임이 겹치는 것을 최소화 하는 것이다. 두 번째 이유인 경쟁 장치 수의 증가는 각 개별 장치의 성능 - 수율, 전송 지연 외기타 성능에 악영향을 미친다. 다행스럽게도

이러한 증가는 각 개인망이 백오프 구간이 서로 동기화 되어 있는 경우 각각의 성능을 완전히 망치지 않는다는 점이다. 이전 우리의 IEEE 802.15.4 포화상태 수율과 에너지 소비를 분석한 [6]의 내용을 바탕으로 경쟁 장치 수의 증가에 따른 성능 손실정도를 대략적으로 예측할 수 있다.

표 2. 변수명 및 함수명 정의

$u(t)$	unit step function
$\delta(t)$	delta function
N_j	number of contending devices in j -th WPAN
ψ	relative time offset
n_p	number of WPANs in the channel including incoming WPAN, also index of incoming WPAN
D	a base superframe length [1] (=960 symbols)
BO_j	beacon order of j -th WPAN in the channel
BO_{max}	maximum beacon order among all WPANs'
SO_j	superframe order of j -th WPAN in the channel

슈퍼프레임이 겹치므로 해서 발생하는 부가적인 성능 손실을 나타내기 위해서 우리는 일시적 충돌 확률 p_c 를 다음과 같이 정의한다.

$$p_c = 1 - P_s(n) = 1 - \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}}{1-(1-\tau)^n}, \quad (1)$$

P_s 는 전송이 시작되었을 때 충돌 없이 성공적으로 전달될 확률이고, n 은 활성화된 장치의 개수이다. τ 는 모든 다른 장치들이 백오프 상태에 있을 때에 관찰하는 특정 장치가 첫 번째 CCA(Clear Channel Assessment)를 실시할 확률이다^[6]. 실제 τ 는 전체 장치들의 개수인 n 뿐만 아니라 전송하는 프레임의 길이에 대한 함수이기도 하지만, 우리는 이 논문에서 프레임의 길이가 개인망에 관계없이

2) 비컨 활성 모드에서는 모든 채널 접근이 백오프 단위로 이루어 지는데, 이러한 백오프 단위가 동기되지 않는 경우 CCA(Clear Channel Assessment)가 제대로 동작할 수 없다.

일정하다고 가정한다.

원래 여기서 다루는 p_c 는 안정 상태에서의 확률 이어서 순간적인 망 내의 충돌 정도를 나타내 주는 것은 어려운 것이 사실이다. 그럼에도 불구하고, 이 값은 겹쳐진 수퍼프레임 내에서 충돌이 나는 정도를 비교하는데 있어서는 좋은 메트릭이 될 수 있다.

3.2 최소 충돌 스케줄러(LC-scheduler)

바로 전에 말했듯이 수퍼프레임이 겹치기 시작하면 두 가지 원인에 기인하여 성능 열화가 나타나기 시작한다. 우리는 이 두 가지 원인의 영향을 최소화 하기 위한 LC-scheduler를 제안한다.

먼저, 각각의 개인망이 어떻게 특정 채널의 시간 자원을 차지하는지를 수식화 하기 위하여 다음과 같이 채널 점유 함수 $A_j(\psi, t)$ 를 각 개인망 j 에 대해 정의한다.

$$A_j(\psi, t) = \sum_{m=-\infty}^{\infty} [u(t - \psi - m \cdot D \cdot 2^{BO_j}) - u(t - \psi - D \cdot (2^{SO_j} + m \cdot 2^{BO_j}))], \quad (2)$$

여기서 $0 \leq \psi < D \cdot 2^{BO_j}$, $j=1, 2, \dots, n_p$ 이다. 수식에 사용된 변수명과 함수명은 표2에 정리되어 있다.

이 식에서 두 개의 유닛 스텝 함수는 그림 3에 나타나 있듯이 개인망의 주기적인 박스 모양의 수퍼프레임을 나타내기 위해서 사용되었다. 그리고 그 주기성은 무한개의 합을 구하는 시그마 연산자로 표현되었다.

시간 오프셋 ψ 는 채널 내에서 가장 비싼 오더가 높은 즉 가장 비싼의 전송 주기가 긴 개인망의 비컨전송 시간으로부터 자신이 비컨을 전송하는 시간 사이의 상대적인 시간 간격을 나타낸다. 예를 들어 새로 들어오는 WPAN #6은 $\psi_6(a)$ 혹은 (b)중에서 시간 오프셋을 선택하려 한다. WPAN #1이 채널에서 가장 큰 비컨 오더(BO)를 가지고 있기 때문에 시간 오프셋 ψ_6 는 WPAN #1의 비컨 전송시간부터 t_6 까지의 시간 간격이 된다. 그러므로 수퍼프레임 스케줄링은 성능 열화를 최소로 하는 이러한 시간 오프셋을 선택하는 것을 뜻하게 된다. 부가적으로, BO에 따른 비컨 주기는 2의 지수 승으로 증가하기 때문에 우리는 모든 시간 축에 대해서 시간 오프셋을 찾아보지 않아도 된다. ψ 를 구하기 위한 필수적인 검색 구간은 현재 ψ 를 선택하려하는 개인망의 비컨 주기 만큼이면 충분하다.

$A_j(\psi, t)$ 는 각 개인망의 수퍼프레임을 나타내는 반

면에 이미 존재하던 모든 개인망들과 현재 가상 채널을 만들려고 하는 개인망을 동시에 모두 나타낼 수 있는 집합 채널 점유 함수 $L(\psi, t)$ 는 다음과 같이 정의 된다.

$$L(\psi, t) = \sum_{j=1}^{n_p-1} A_j(\psi_j, t) + A_{n_p}(\psi, t), \quad (3)$$

여기서 $0 \leq \psi < D \cdot 2^{BO_j}$ 이다.

식 (3)에서의 시그마 연산자는 이미 채널에 존재하는 개인망들의 수퍼프레임들을 나타낸다. 여기에 현재 가상 채널을 만들려 하는 개인망의 채널 점유 함수 $A_{n_p}(\psi, t)$ 를 더하여, 그림 3와 같이 특정 ψ 를 선택하고 난 뒤의 채널에 각 개인망이 어떻게 시간 자원을 차지하는지를 나타낼 수 있다. 결과적으로 $L(\psi, t)$ 는 ψ 가 정해졌을 때 특정 시간 t 에 몇 개의 수퍼프레임이 겹쳐져 있는지를 나타낸다.

이 함수를 이용하여, 우리는 비컨 충돌을 최소화 시키는 시간 오프셋 ψ 의 집합을 구하려 한다. 기본적인 아이디어는 그림 3의 (a)와 (b)에 나와 있다. 그림 2에서는 WPAN #6가 들어가기 이전에 개인망의 BO와 SO가 각기 (5,2), (4,3), (4,1), (5,1) 그리고 마지막으로 (5,1)인 개인망이 존재하고 있다. 가상 채널을 만들려고 하는 WPAN #6는 BO와 SO 값이 (5,2)이고 수퍼프레임이 겹치는 양을 최소화하기 위한 시간 오프셋을 찾고 있다. 비록 (a)와 (b) 둘 다 같은 양의 겹치는 구간을 만들어 내지만, 비컨이 수퍼프레임의 가장 첫 단에서 전송되기 때문에 (b)가 (a)보다 비컨 충돌 확률이 매우 높다. 결국 다른 개인망의 수퍼프레임에 현재 가상 채널을 만들려는 개인망의 수퍼프레임을 붙여나가는 것이 비컨 충돌을 최소화 할 수 있는 방법이 된다. 이러한 비컨 충돌을 최소화 하는 시간 오프셋의 셋 Ψ 를 정의하기 위해 우리는 집합 채널 점유 함수에서 다음과 같이 시작한다.

$$Q(t) = L(\psi, t) - A_{n_p}(\psi, t).$$

여기서 ψ 가 불연속하게 증가하는 부분을 가리키거나, $\psi + D \cdot 2^{SO_{mp}}$ 가 불연속하게 감소하는 부분을 가리켜야 하므로, 우리는 주어진 $Q(t)$ 함수를 델타 함수 $\delta(t)$ 를 이용하여 미분한다.

$$Q'(t) = \sum_{i \in I_p} \alpha_i \cdot \delta(t - t_i) + \sum_{i \in I_n} \beta_i \cdot \delta(t - t_i)$$

이 식에서 $I_p = \{i \mid t_i \text{ 는 양의 무한대가 발생하는 시간이며 } \lim_{d \rightarrow 0} Q'(t_i - d) = 0\}$ 이고, I_n 은 음의 무한대에 해당하는 집합이다. 두 집합에 있는 극한 조건을 통해서 비컨 충돌을 피할 수 없는 — 즉 수퍼프레임의 첫 단부터 겹치기 시작하는 시간 오프셋은 제외된다. 이런 두 집합을 사용해서 우리는 Ψ 을 다음과 같이 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} \Psi_n &= \{t_i \bmod 2^{BO_p} \mid i \in I_n\}, \\ \Psi_p &= \{(t_i - D \cdot 2^{SO_p}) \bmod 2^{BO_p} \mid i \in I_p\}, \\ \Psi &= \Psi_n \cup \Psi_p \setminus \{\psi_j \mid j=1, 2, \dots, n_p - 1\}. \end{aligned} \quad (4)$$

위 정의에서 \bmod 연산자는 실수에 대한 모듈로 연산자이다. 이 연산자를 사용하여 우리는 시간 오프셋을 구하는 데 있어서 검색해야 하는 구간을 가상 채널을 만들려고 하는 개인망이 가지는 비컨 주기의 길이로 제한한다. ‘\’ 연산자를 사용한 집합 빼기 연산은 새롭게 선택하려는 시간 오프셋 중에서 이미 다른 개인망에 의해 사용되고 있는 시간 오프셋을 제외하는 역할을 한다. 만일 같은 시간 오프셋을 공유하는 개인망들이 생긴다면, CSMA-CA를 사용하지 않는 비컨 전송은 계속해서 충돌하게 되기 때문이다.

위의 연산을 통해서 비컨 충돌을 야기하지 않는 많은 수의 시간 오프셋들이 고려 대상에서 제외된다. 예를 들어 그림 3에서 WPAN #5와 #2 사이의 휴면 구간이 현재 가상 채널을 만들려고 하는 WPAN #6의 수퍼프레임의 크기의 두 배가 된다고 생각하자. 이 경우 WPAN #6의 수퍼프레임을 WPAN #5의 수퍼프레임 뒷부분에 붙이거나 혹은 WPAN #2의 수퍼프레임의 앞부분에 붙이는 두 개의 시간 오프셋을 포함하여 그 두 값 사이의 시간 오프셋 값들도 최소의 비컨 충돌을 보장해 줄 수 있다. 하지만 이 시간 오프셋들 중에서 어느 것이 더 좋은가 하는 것은 미래의 동작하려는 모든 개인망들의 BO와 SO가 알려지지 않는 한 정확한 판단을 할 수가 없다. 하지만, 이러한 정보는 현실적으로 알려질 수가 없다. 이러한 조건을 바탕으로 우리는 예상 가능한 개인망 애플리케이션의 BO, SO 특성을 분석하고 여러 개의 논리 채널이 주어졌을 때 효율적으로 논리 채널을 선택하는 가상 채널 선택기(Virtual Channel Selector, VCS)를 다음 섹션에서 소개한다.

성능 손실의 두 번째 이유 — 즉 경쟁 장치 수의

증가로 넘어가서, 우리는 새롭게 가상 채널을 만들려고 하는 개인망의 수퍼프레임과 겹치는 부분만을 나타내는 채널 점유 함수 $W(\psi, t)$ 를 다음과 같이 정의한다.

$$W(\psi, t) = A_{n_p}(\psi, t) \sum_{j=1}^{n_p} N_j \cdot A_j(\psi_j, t), \quad (5)$$

여기서 $0 \leq \psi < D \cdot 2^{BO_j}$ 이다. 식 (5)에서 시그마 연산자를 통해 채널에 이미 존재하는 모든 개인망과 함께, 주어진 ψ 로 새롭게 가상 채널을 만들려는 개인망의 수퍼프레임 또한 포함되어 채널의 특정 시간 t 에서 겹쳐져서 동작하게 되는 장치들의 수를 나타내는 함수가 된다. 여기에 $A_{n_p}(\psi, t)$ 를 곱하여서, 겹치는 구간만을 남기고 나머지 부분은 고려 대상에서 제외한다. 이 함수를 사용하여 수퍼프레임 스케줄러는 최종적으로 하나의 최소화 문제로 수식화될 수 있다. 최소화 문제는 별개의 다른 개인망에 존재하는 장치들 간의 충돌 확률을 최소화하는 시간 오프셋을 찾는 것이다.

$$\begin{aligned} \tilde{\Psi} &= \{\psi \mid \arg \min_{\psi} H(\psi) = \frac{1}{T} \int_T [P_c(W(\psi, t))] dt, \\ &\text{s.t. } \psi \in \Psi, T = D \cdot 2^{BO_{\max}}\}. \end{aligned} \quad (6)$$

이 최소화 문제는 오직 하나의 알려지지 않은 변수인 ψ 를 기반으로 만들어졌다. 모든 다른 변수들의 값은 IEEE 802.15.4의 채널 검색을 통해 PAN Descriptor 형태로 알려져 있다.

위의 최소화 과정을 거치고 나서도 여전히 한 개 이상의 시간 오프셋을 가지는 ψ 집합을 가지게 될 수 있다. 이 경우 여러 시간 오프셋 중 하나를 선택하는 것은 미래에 동작하게 될 개인망의 BO, SO 값과 연계되어 현재로서는 판단을 내릴 수가 없다. LC-scheduler에서는 시간상으로 가장 짧은 시간 오프셋 — 즉 가장 작은 값의 ψ 를 선택한다.

최소화 문제를 위해 구한 $H(\psi)$ 는 각 개인망의 개인망 코디네이터 장치(PAN Coordinator)가 자신에 대한 호수락 제어를 하기 위해서 사용된다. 각 개인망 코디네이터 장치는 $H(\psi)$ 와 비교할 수 있는 단위의 파라미터 p_{thr} 를 하나씩 가지게 되는데 이 파라미터는 자신의 개인망이 어느 정도 겹쳐지는 것을 허용하면서까지 서비스를 시작하고 싶어 하는지를 나타낸다. p_{thr} 은 다음과 같은 식으로 정의된다.

$$p_{thr} = q \cdot 2^{SO_{np} - BO_{np}} \cdot p_c(N_{np} + N_{ex}) \quad (7)$$

이 식에서 q 는 가상 채널을 만들려는 개인망이 자신의 수퍼프레임의 어느 정도 비율까지 겹치는 것을 허락할 것인지를 나타낸다. N_{ex} 는 예상되는 겹치는 수퍼프레임 내에 채널을 접근하는 장치의 수이다. 적절한 두 값을 선택함으로써 해서 개인망 코디네이터 장치는 p_{thr} 값을 가질 수 있고, $H(\psi)$ 가 p_{thr} 보다 큰 경우는 해당 채널에서 동작을 시작하지 않는다. 이것이 자신의 호수락 제어이다(Self-Admission Control).

IEEE 802.15.4의 모든 수퍼프레임 크기는 $aBaseSuperframeDuration$ 의 배수로 정해지기 때문에, 사실상 시간 t 의 위의 수식들처럼 연속적인 값을 가질 필요는 없다. 이는 LC-scheduler가 기본적으로 수퍼프레임들을 붙이는 방향으로 스케줄링을 하기 때문에 더욱 그러하다. 이산적인 t 값을 사용하므로 해서, 실제 LC-scheduler를 구성하는데 필요한 메모리 자원이나 수행 시간을 줄일 수 있다.

3.3 휴리스틱 알고리즘

실제적인 사용을 위해서 우리는 간략화된 LC-scheduler(SimLC-scheduler)와 더욱 간단한 최근접 공구간(NEarest Vacancy Search, NEVS) 검색 알고리즘을 제시한다.

SimLC-scheduler의 경우 두 가지 측면에서 LC-scheduler가 단순화 되었다. 하나는 LC-scheduler는 각 개인망에서 동작중인 장치의 수를 알고 있다고 가정하였으나(N_j 의 사용), 현실적으로 이 숫자는 알려지기 어렵기 때문에 N_{fix} 라는 고정된 값을 사용하여 최소화 문제를 풀게 된다. 또 다른 것은 앞서 사용한 여러 함수들의 길이를 제한하는 것이다. 예를 들어 현재 가상 채널을 만들려는 개인망이 채널을 검색하였는데 만일 BO를 14로 가지는 개인망이 현 채널에 이미 존재하고 있는 경우 대략 2^{14} bytes 정도가 필요하게 된다. 이는 IEEE 802.15.4 장치에서 가용하기 어려운 크기이며 이 크기의 저장 공간을 최소화 문제에서 검색하는 시간 또한 무시 못한다. 우리는 이 공간을 줄이고, 문제를 푸는 시간을 줄이기 위해서 BO_{limit} 의 개념을 도입한다. 채널 검색 후 아무리 현재 논리 채널에서 존재하는 개인망의 BO가 BO_{limit} 보다 큰 경우라도 채널 점유와 최소화 문제를 푸는 데 필요한 함수를 구축하는 것은 BO_{limit} 만큼의 길이로 만들고 근사화 한다. 이것은 매우 효과적이데, 왜냐하면 LC-scheduler가 시간 오

프셋 후보중 가장 짧은 것을 선택하는 성향 때문에 시간 오프셋을 찾기 위해서 검색해야 할 전체 구간 중 앞부분에 적절한 시간 오프셋을 찾지 못하면, 뒤 구간에 찾을 가능성이 매우 낮기 때문이다. 만일 BO를 1만 줄일 수 있어도, 전체 구간의 크기는 반으로 줄게 된다. 우리는 시뮬레이션을 통해서 이 근사화가 매우 효과적인 것을 보일 것이다.

또 하나의 휴리스틱 알고리즘인 NEVS는 매우 간단히 작동한다. 먼저 NEVS는 $L(\psi t)$ 를 구축하고 난 다음에 자신의 수퍼프레임이 들어갈 수 있는 가장 시간상으로 근접한 휴면 구간을 찾는다. 만일 그러한 휴면 구간을 찾지 못하는 경우, 존재하는 휴면 구간 중 가장 길이가 긴 것을 찾아 선택한다. 최악의 경우 휴면 구간이 아예 없는 경우에는 NEVS는 가상 채널이 더 만들어 질 수 없음을 통보한다. 이 휴리스틱은 최소화 문제가 전혀 들어가지 않으므로 SimLC-scheduler보다도 간단하다. 그리고 구축해야 하는 $L(\psi t)$ 의 크기를 줄이기 위해 SimLC-scheduler와 마찬가지로 BO_{limit} 개념을 도입한다.

IV. 가상 채널 선택기(VCS)

4.1 가상 채널 선택기를 위한 기본 원칙

앞서 제시한 수퍼프레임 스케줄러를 사용하여 우리는 주어진 하나의 채널 내에서 가장 효과적인 가상 채널을 만들어 낼 수 있다. 간단히 생각하면 주어진 모든 채널을 대상으로 특정 수퍼프레임 알고리즘을 수행시킨 후 얻어지는 식 (6)의 $H(\psi)$ 의 값을 비교하여, 가장 작은 값을 보이는 채널을 선택하는 것이 많은 채널이 가용할 때 할 수 있는 방법일 것이다. 하지만, 이것은 미래에 동작을 시도할 무선 개인망이 어떠한 BO, SO 값을 가지는 지에 따라서 시간 자원을 매우 비효율적으로 사용하는 결과를 초래할 수 있다. 이 절에서는 우리는 이 의존성을 가지는 문제점에 관해 심도 있는 관찰을 수행한 후 가상 채널 선택기 (Virtual Channel Selector, VCS)를 고안해내는 세 가지의 주요한 원칙에 관해 논의한다.

미래에 동작을 시도하게 될 개인망들을 고려하면, 현재 주어진 가용한 가상 채널 중 어느 것을 선택하는 것이 최선의 선택이 될지가 불분명하게 된다. 구체적으로 이러한 모호함은 잠재적으로 들어올 가능성이 있는 무선 개인망들의 BO 값들 때문이라 볼 수 있다. 그림 3에 나타난 것과 같이, 잠재적인 무선 개인망들의 BO값들과 현존하는 개인망들의

BO값들의 차이는 새롭게 동작을 시작하려 하는 개인망이 가질 수 있는 ψ 값의 범위를 한정한다. 이 그림에서 개인망(WPAN) #2는 기존의 개인망 #1이 동작하고 있는 하나의 채널에서 가상 채널을 만들어 내려고 하고 있다. 개인망 #1에 비해 개인망 #2가 훨씬 짧은 비콘 주기를 가지고 있기 때문에 수퍼프레임이 겹치는 것을 허용하지 않는 ψ 의 선택이 표기된 T_1 의 구간으로 한정된다. T_1 에 해당되지 않는 ψ 의 경우에는 개인망 #2의 수퍼프레임의 크기가 T_2 에 해당하기 때문에 두 개인망의 수퍼프레임은 겹치는 것을 피할 수 없다. 결과적으로 그림의 T_3 로 표기된 무효한 비활성 구간들이 생기게 되는 것이다. 다른 무선 개인망들 또한 사용할 수 없는 이러한 무효한 비활성 구간들은 서로 다른 BO 값을 가지는 무선 개인망의 동작이 같은 채널에서 늘어날수록 계속 증가하게 된다. 반대로, 이상적인 경우는 가용한 논리 채널의 숫자가 무한이 있다는 가정 아래에서 같은 BO 값을 가지는 개인망들을 같은 채널에만 동작시키는 것을 통해서 스케줄링의 효율성은 극대화 된다. 이러한 사실을 통해서 우리는 주어진 채널에서 동작하는 개인망들의 BO값이 비슷하면 비슷할수록 존재할 수 있는 무선 개인망의 수 — 즉 만들어 낼 수 있는 가상 채널의 수는 증가한다고 결론을 내린다.

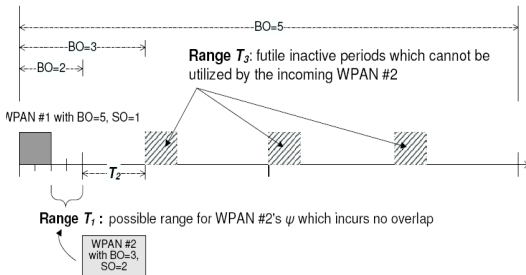


그림 3. 무효한 비활성 구간들

다행히 무선 개인망의 BO 값은 어느 정도 예상이 가능하고, 몇 개의 주요한 BO 값으로 한정되어 있는 사실을 표 1을 통해서 확인할 수 있었다. 표 1을 살펴보면 우리는 예상 가능한 애플리케이션들이 가질 수 있는 BO 값들이 크게 세 개의 그룹 — 즉 BO=2, 6, 12 — 을 형성하고 있음을 알 수 있다. 이러한 사실을 이용하여, 비슷한 BO를 가지는 개인망들을 같은 채널에서 동작시키므로 해서, 가상 채널 관리의 효율성을 크게 향상시킬 수 있다.

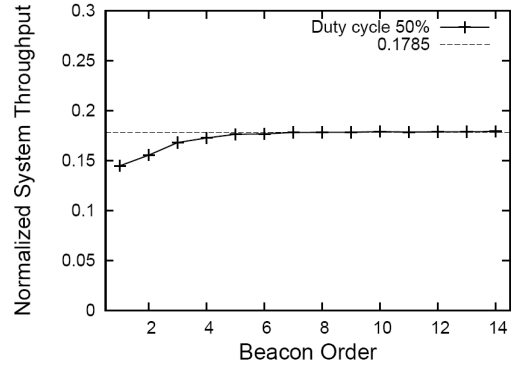


그림 4. 포화 상태의 정규화된 수율

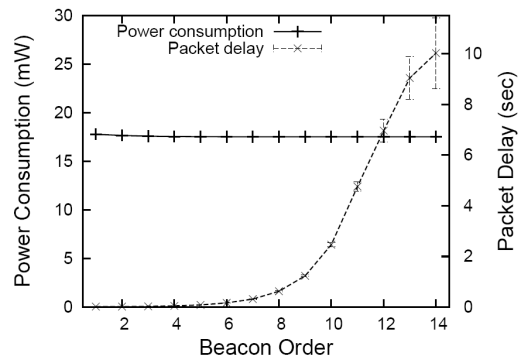


그림 5. 전력 소모량 및 포화 수율의 50%에 해당하는 트래픽 로드가 주어졌을 때의 패킷 전송 지연

이와 더불어, 우리는 특정한 조건 하에서는 개인망의 BO, SO값들을 수정하여도 네트워크의 성능에는 영향을 없는 것을 발견하였다. 그림 4와 5는 Ns-2 시뮬레이터를 사용하여 측정한 스타 토폴로지를 가지고 10개의 지식 노드가 있는 네트워크가 50%의 의무 주기(Duty cycle)을 가질 때 포화 상태의 수율과 포화 수율의 50%에 해당하는 트래픽 로드가 가해졌을 때의 평균 전송 지연과 전력 소모를 나타내었다. 이 그림은 BO값이 5에서 14로 변할 때 — 즉 SO값은 4에서 13으로 변할 때에 네트워크의 수율과 에너지 성능이 동일한 것을 알 수 있다. 현재의 IEEE 802.15.4 다중 접속 계층의 표준은 보내려고 하는 패킷의 전송이 남아 있는 경쟁 접근 구간(Contention Access Period, CAP)내에 완료되지 못하는 경우 그 패킷의 전송을 다음 수퍼프레임으로 미루는 것을 규약하고 있기 때문에, 상대적으로 짧은 수퍼프레임을 가지는 경우 빈번한 전송 지연이 이뤄지고 이에 따라 각 전송에 따른 오버헤드가 늘어나게 된다. 이러한 현상은 그림 4에서 BO값이 0에서 4일 때 관찰할 수 있다. 부가적으로

전송 지연의 경우는 BO값이 줄어들수록 개선되고 있는 것을 알 수 있다. 우리는 BO값을 일부러 늘리는 경우를 생각하지 않았는데 이것은 BO값이 각 개인망이 필요로 하는 최소한의 전송 지연과 밀접한 관계가 있고 이를 명시적으로 나타내는 값이라고 가정하였기 때문이다.

위에서 논의한 내용을 바탕으로 다음과 같은 원칙들이 가상 채널 선택기의 고안에 반영되어야 한다.

- 각 가용한 채널은 특정 BO들을 위해 할당된 것으로 인지되어야 한다.
- 새롭게 동작하려 하는 개인망의 BO와 SO는 원래의 의무 주기를 유지하면서 조절될 수 있다.
- 새롭게 동작하려 하는 개인망이 이전의 개인망들에게 심각한 성능 열화를 초래한다면 그 개인망은 동작을 시작하지 말아야 한다.

이전 섹션에서 언급한 것과 같이 최소 충돌 스케줄러는 식 (6)에 나타난 최소화 과정을 실시하기 전에 많은 수의 ϕ 를 식 (4)에서 후보군에서 제외한다. 가상 채널 선택기는 앞서 살펴본 이상적인 경우처럼, 같은 채널에서 동작하는 무선 개인망들의 BO값을 가능한 한 비슷하게 만들려고 하기 때문에, 위와 같은 특정 후보군의 배제는 동작하려 하는 무선 개인망의 수퍼프레임이 그 이전에 존재하는 수퍼프레임에 시간적으로 연속해서 존재하는 것이 필요하다.

4.2 가상 채널 선택기(Virtual Channel Selector, VCS)

이전 절에서 세운 세 가지 원칙을 바탕으로 하여, 이 절에서는 가상 채널 선택기(Virtual Channel Selector, VCS)를 고안한다. 이것은 앞 섹션에서 제시한 수퍼프레임 스케줄러 중 하나와 결합하여 가상 채널 관리자로서 역할을 수행한다. 가상 채널 선택기 고안의 기본적인 개념은 시작하려는 개인망들의 BO들을 비슷한 값을 가지는 그룹으로 나누어 논리 채널을 할당하여 채널이 무한정으로 주어진 이상적인 경우의 이점을 한정된 채널에서 얻으려 하는 것이다.

가상 채널 선택기는 기본적으로 두 가지 파라미터를 필요로 한다. 하나는 미리 정해진 ϕ 집합이고 다른 하나는 자신의 호수락 제어를 위한 역치 값인 p_{thr} 이다. ϕ 집합은 공존하는 개인망들 사이에서 빈번하게 사용되는 BO 값을 원소로 가진다. 이 원소들은 경계 값으로 사용하여, 개인망에 의해 사용될

수 있는 0에서 14까지의 BO값들은 몇 개의 BO 그룹으로 나누어진다. p_{thr} 은 이전 절의 세 번째 원칙을 수행하기 위한 것이다.

가상 채널 선택기는 최초 주어진 논리 채널을 해당 채널에서 가장 많이 사용되는 BO값을 조사하여 세 가지의 다른 종류로 분류한다. 그 세 가지 종류는 (1) 공유 채널 (Public Channel, PC), (2) ϕ 집합의 특정 원소에 해당하는 ϕ 값을 가지는 BO의 전용 채널 (Dedicated Channel, DC- ϕ), 그리고 (3) 비어 있는 채널 (Empty Channel, EC) 이다. 이것은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$\left\{ \begin{array}{ll} \text{PC} & BO_{\text{mostly-used}} < \phi_0, \\ \text{DC-}\phi_1 & \phi_1 \leq BO_{\text{mostly-used}} < \phi_2, \\ & \vdots \\ \text{DC-}\phi_n & \phi_n \leq BO_{\text{mostly-used}}. \end{array} \right.$$

특정 논리 채널 내에서 $BO_{\text{mostly-used}}$ 를 지정하는데 있어서 다수의 BO가 같은 빈도로 사용되고 있는 경우가 발생할 수 있다. 즉, 특정 채널에 $BO_{\text{mostly-used}}$ 가 될 수 있는 다수의 후보가 존재할 수 있다. 이러한 경우에는 만일 다수의 후보가 모두 ϕ 보다 작은 경우에는 해당 채널은 공유 채널로 지정된다. 이것은 자신의 BO에 적합한 논리 채널을 찾지 못하는 경우 공유 채널이 사용되기 때문이다. 그렇지 않은 경우 가상 채널 선택기는 후보들이 모두 같은 DC- ϕ 로 분류될 수 있는지를 확인한다. 즉 후보 BO들이 $\phi \sim \phi_{i+1}$ 범위에 모두 들어가는지를 확인한다. 그렇지 않다면 해당 채널은 공유 채널로 확인된다. 결과적으로 공유 채널로 분류된 논리 채널은 다른 채널에서 동작하기 적절하지 않은 개인망들을 포함하게 된다.

표 1에 나와 있는 애플리케이션들의 특성을 반영하여, 우리는 미리 정해진 BO의 집합 ϕ 가 6과 12의 두 개의 원소를 가진다고 가정하였다. 표 1에는 비록 나와있지 않지만, 각 애플리케이션의 SO들은 각 개인망의 네트워크 사이즈에 따라서 정해질 것이다. 네트워크의 사이즈는 자식 장치(Child device)의 수와 네트워크의 홉(hop)수가 된다. 0에서 5에 해당하는 BO의 경우에는 비록 BO=2의 값이 다수를 차지하지만 해당 BO를 가지는 개인망의 SO값들이 성능 열화 없이 그 값이 조절될 수가 없기 때문에 값의 조절이나, 해당 값에 따른 논리 채널의 할당이 불필요하다. 게다가 6보다 작은 값을 가지는 BO의 경우 높은 의무 주기를 가지기 쉽기 때문에

가상 채널을 만들어 내기 어렵게 하는 경향이 있다. 반면에 BO값이 7에서 11인 경우와 13에서 14의 경우에는 값이 큰 BO 덕에 BO 값의 조절이 성능 열화 없이 BO=6 혹은 12로 성공적으로 조정될 수 있다.

주어진 논리 채널의 분류와 BO값 조절이 끝난 뒤에는 가상 채널 선택기는 동작하려는 무선 개인망의 논리 채널과 해당 채널내의 시간 오프셋을 선택하려 한다. 동작하려는 개인망이 성공적으로 자신에 해당하는 BO값의 DC- ϕ 를 찾는 경우 가상 채널 선택기는 해당 채널에서 수퍼프레임 스케줄링 알고리즘을 동작시켜 적절한 시간 오프셋과 이에 해당하는 성능 열화 정도를 계산한다. 만일 비록 해당 DC- ϕ 가 존재하더라도 수퍼프레임 스케줄러에서 되돌려 주는 $H(\psi)$ 값이 p_{thr} 보다 큰 경우는 자신의 호수락이 실패하는 경우가 된다. 이러한 경우 비어 있는 채널(EC)이 존재하는 경우 해당 개인망은 그 채널에서 동작할 수 있는 특권을 얻는다.

이러한 실패가 발생하고 비어 있는 채널이 없는 경우나 동작을 시작하려는 개인망의 BO가 ϕ 에 속한 BO 중 가장 작은 값보다도 작을 때에는 가상 채널 선택기는 가용한 공유 채널을 수퍼프레임 스케줄러를 이용하여 모두 검색하여 되돌려 주는 $H(\psi)$ 값과 p_{thr} 값을 비교한다. 이러한 각 공유 채널에 대한 스케줄러의 동작을 시작할 때에는 공유 채널 내에 동작하고 있는 개인망의 숫자가 적은 채널부터 많은 채널 순으로 실시한다. 이러한 모든 경우에도 적절한 시간 오프셋 및 $H(\psi)$ 값을 얻지 못할 경우에 동작을 시작하려는 개인망은 비어 있는 채널에서 동작할 수 있는 권한을 부여받게 된다.

가상 채널 선택기는 주어진 p_{thr} 값을 바탕으로 자신의 호수락 제어를 실시한다. 그러므로 각 개인망은 자신의 네트워크가 얼마나 긴급히 동작을 시작해야 하는지를 이 값으로 나타낼 수 있다. 식 (7)에서 q 는 허용 가능한 수퍼프레임의 겹치는 정도이고, N_{ex} 는 겹치는 수퍼프레임이 만들어 졌을 때 부가적으로 늘어나는 매체 접근을 경쟁해야 할 장치들의 수이다. 각 네트워크의 상황이나 특성에 맞는 두 값을 선택하여, p_{thr} 는 계산될 수 있다. N_{ex} 는 휴리스틱 알고리즘에서는 N_{fix} 의 배수가 되어야 그 의미가 있다.

앞의 내용을 정리하여 가상 채널 관리(Virtual Channel Management, VCM)의 구성도가 그림 8에 나와 있다. MLME-SCAN.request가 호출되고 난 후, VCS는 스캐닝 절차를 통해 획득한 팬 디스크

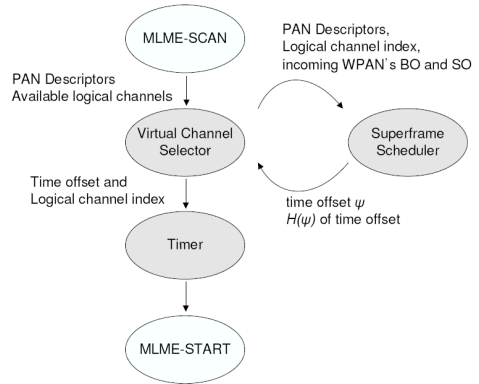


그림 6. 가상 채널 관리의 구성도

립터(PAN Descriptors)와 가동하려 하는 개인망의 BO와 SO값을 가지고 가상 채널 선택기가 동작하게 된다. 이 정보를 바탕으로 수퍼프레임 스케줄러는 반복되어 호출되고, 되돌려 주는 $H(\psi)$ 값 즉 해당 채널의 해당 시간 오프셋에 대한 성능 열화 정도를 바탕으로 해서 가상 채널 선택기는 최종적으로 시간 오프셋과 동작할 논리 채널을 선택하게 된다. 그런 다음, 계산된 시간 오프셋을 맞추기 위한 타이머가 동작이 되고 일정 시간의 지연 후 MLME-START.request가 호출되면서 주기적인 비콘 전송이 시작된다.

V. 개인망간의 동기화

이 논문에서는 따로 명시하지는 않았지만 기본적으로 모든 개인망들이 정밀한 타이머를 가지고 있고 이것을 이용하여 각 네트워크의 구성원들은 무선 장치의 활성화 및 비활성화를 실시하는 것으로 가정하고 있다. 하지만, 실제로 개인망을 이루는 장치들에게 이것은 사실이 아니다. 일반적으로 온도에 의한 불안정성 때문에 발생하는 오실레이터 드리프트(Oscillator Drift)는 타이머의 부정확성을 유도한다. 결과적으로 각 개인망은 타이머 동작에 있어서 서로 다른 지연을 겪게 된다. 우리는 이러한 시간적인 비동기화가 얼마나 심각한지를 알아보기 위해서 코윈 [9]에서 제공되는 IEEE 802.15.4 테스트베드를 이용하여 간단한 실험을 실시하였다.

우리는 세 개의 팬 코디네이터(PAN Coordinator)를 BO를 6으로 세팅한 다음 동시에 동작하도록 하였다. 그림 9는 이 실험의 결과를 나타내는데 그림을 통해서 우려했던 개인망간의 비동기화가 얼마나 심각한지를 확인할 수 있다. 비록 하나의 개인망 내

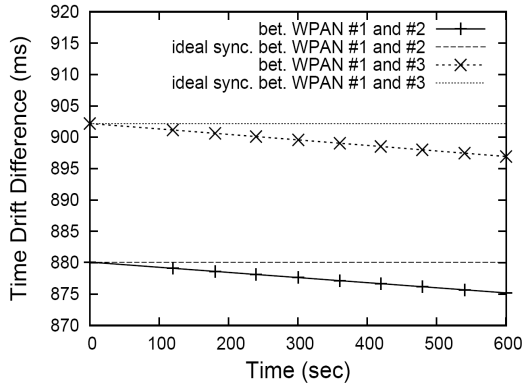


그림 7. 세 개의 팬 코디네이터(PAN Coordinator)간의 시간적인 비동기화 현상

에서 동작하는 장치들의 경우는 주기적인 비콘을 수신하여 서로간의 동기를 맞출 수 있으나, 개인망 간의 동기화는 별도의 대안 없이는 시간이 흐를수록 비동기화 되고 있다. 그림 9에서 비록 개인망 #2와 #3의 차이가 거의 없어 보이나, 실측값에 따르면 작은 차이가 존재하고, 이는 시간에 따라 점점 격차가 커 질것으로 예상되기 때문에 이 문제는 우리의 제안 안을 실현하기 위해서는 매우 중요하다.

우리는 이 문제를 해결하기 위해서 개인망 간의 동기화 기법(Inter-PAN Synchronization, IWS)를 고안하였다. 핵심적인 아이디어는 팬 코디네이터의 비콘 트래킹(Beacon Tracking) 기능을 사용하는 것이다. 비록 현재의 표준에서는 이 기능이 팬 코디네이터가 아닌 다른 장치에 한해서 사용되어야 한다고 기술되어 있지만, 우리는 표준에서 이미 규정한 비콘 트래킹을 사용하도록 팬 코디네이터의 프로토콜을 약간 수정함으로 해서 같은 채널 내에 존재하는 개인망간의 동기화를 가능하게 할 수 있다. 기술적으로, 팬 코디네이터가 같은 채널에서 동작하고 있는 다른 개인망의 비콘을 수신하는 경우에 비콘 내의 시간 기록(Time Stamp)을 자신의 타이머에 반영한 뒤에 비콘을 버리는 절차를 통해서 동기화를 할 수 있다. 이것을 위해서는 각 개인망이 자신이 어떤 다른 개인망과 동기화를 이뤄야 하는지를 알아야 한다. 이를 위해서 팬 식별자(PAN Identifier, PAN ID)가 사용될 수 있다. 모든 새롭게 동작을 시작하려는 개인망은 알려진 모든 팬 식별자보다도 큰 값을 자신의 팬 식별자로 사용한다. 이를 통해, 알려진 팬 식별자 중 가장 작은 값을 사용함으로 해서 모든 공존하는 개인망과 같은 시간 기준을 가지게 된다.

VI. 시뮬레이션

6.1 시뮬레이션 환경

이 섹션에서 우리는 제안한 기법들을 컴퓨터 시뮬레이션을 통해서 평가한다. 제안된 기법이 동작을 시도하는 개인망들의 BO 값의 분포에 크게 의존하므로, 무엇보다도 실제적인 분포 모델을 찾아내는 것이 중요하다. 표 1에서 조사한 예상 가능한 무선 개인망의 애플리케이션들의 BO 값들을 바탕으로 그림 8과 같은 가중치가 부여된 균일 분포(Weighted uniform distribution)가 이 후에 나오는 모든 시뮬레이션에서 고려되었다. 각 개인망의 SO 값에 대해서는 우리는 다른 방식을 취하였다. BO 값이 4보다 작은 경우는 항상 SO값을 0으로 고정하였다. 만일 BO 값이 3보다 크고 6보다 작은 경우는 SO값을 1로 설정하였다. 다른 경우에는 SO 값은 0에서 (BO-2) 사이의 값 중에 임의로 선택한다. 사실 SO 값은 개인망의 크기에 관련이 있다. 즉 개인망 내에서 동작하는 자식 노드의 수와 네트워크의 흡수에 따라 SO 값이 결정되어야 한다.

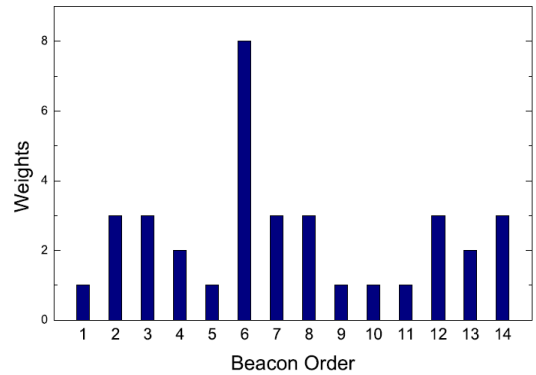


그림 8. BO 분포의 가중치

기본적으로 대부분의 시뮬레이션은 4개의 논리 채널이 주어졌고 q 값은 0.3으로 설정되어 부분적으로 수퍼프레임이 겹치는 것이 허용되었을 때 각각의 수퍼프레임 스케줄러가 어떠한 결정을 하는지를 보려 하였다. 부가적으로 BO_{lim} 은 10으로 설정되어 개별 노드의 필요로 하는 메모리의 크기와 연산 능력이 실제적일 수 있도록 하였다. 각 개인망 내에 동작하는 장치들의 수는 3에서 20사이로 임의로 선택되었다. 그리고 두 휴리스틱 알고리즘은 N_{fix} 를 10으로 고정하였다. 그리고 비교를 위해 랜덤 스케줄러의 성능을 살펴보았다. 이 스케줄러는 시간

오프셋을 완전히 임의로 선택하는 것이다. 하지만, 이 스케줄러가 IEEE 802.15.4 표준을 뜻하는 것은 아니다. 반대로 우리가 제시하는 가상 채널의 개념을 가진 가장 간단한 스케줄러 또한 상당한 이득을 안겨줄 수 있다는 것을 보이기 위함이다. 모든 시뮬레이션 결과는 각각 다른 100개의 시드(seed)를 가지고 실행된 후 평균을 내었고 개인망 간의 동기화 기법이 활성화된 상태에서 실행되었다.

6.2 시뮬레이션 결과

주어진 파라미터로 제공할 수 있는 가상 채널의 수를 알아보기 위해서는 한 번의 시뮬레이션에서 얼마나 많은 개인망이 가상 채널을 만들 것을 시도할 것인지를 먼저 정해주어야 한다. 이러한 시도가 늘어날수록 현재의 채널의 휴면 구간에 적절히 들어갈 수 있는 BO와 SO를 가진 - 즉 큰 BO와 작은 SO를 가진 개인망이 나타날 확률이 높아지므로 가상 채널을 사실상 “취어 짜내게” 될 수 있다. 그러므로 적당한 횟수의 시도 이후에는 이러한 의미 없는 시도를 그만 두어야 한다. 우리는 각 개인망 내의 장치들이 자신의 호수락이 실패하는 숫자의 합계에 한계를 두고 실험을 실시하였다.

자신의 호수락 한계 값을 증가시키며 만들어 낼 수 있는 가상 채널의 수를 그림 10에서 살펴보면, 한계 값의 증가에 따라 가상 채널의 수가 증가하는 것을 확인할 수 있다. 부가적으로 그림 9는 한계 값의 증가에 따른 활성화 구간 중 다른 활성화 구간과 겹치는 비율을 살펴볼 수 있다. 한계 값이 10 이상일 경우에는 겹치는 비율의 큰 변화는 없으나 가상 채널의 수는 꾸준히 증가하는 것을 확인할 수가 있는데, 이를 통해 한계 값이 10이상의 경우에서 얻어지는 가상 채널의 수는 의미를 부여하기 어렵다고 생각할 수 있다.

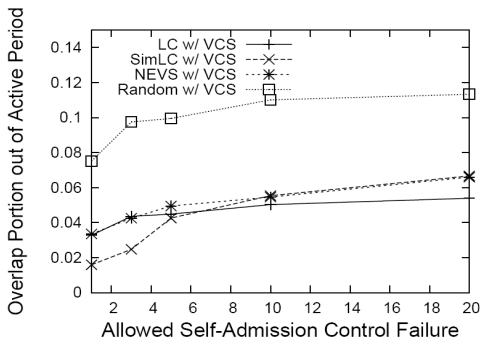


그림 9. 자신의 호수락 한계 값에 따른 겹치는 활성화 구간 비율

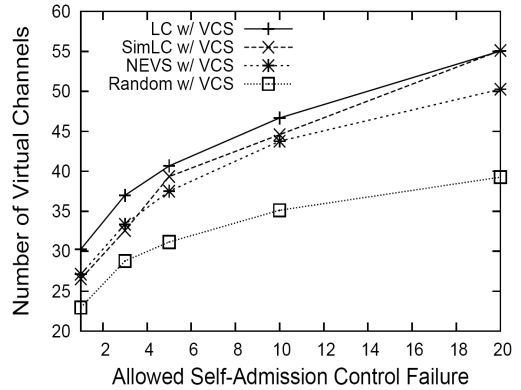


그림 10. 자신의 호수락 한계 값에 따른 가상 채널의 수

이와 더불어, 두 개의 휴리스틱 알고리즘인 간략화된 최소 충돌 스케줄러(SimLC-scheduler)와 최근 접 공공간 검색(NEVS)의 파라미터인 BO_{limit} 값을 적절히 설정해 주어, 두 알고리즘이 필요로 하는 메모리와 컴퓨팅 파워를 줄여 주어야 한다. 그림 12에서 BO_{limit} 값에 따른 만들어지는 가상 채널의 수를 살펴보았다. 두 알고리즘에 있어, BO_{limit} 의 값이 10에서 12 사이인 경우에는 비록 요구되는 메모리의 크기가 16분의 1 혹은 4분의 1로 줄어들었어도, 최소 충돌 스케줄러와 비교하여도 만들어 지는 채널의 숫자는 거의 차이가 없다. 그리고 두 알고리즘이 VCS 없이 동작하는 경우를 비교하면, VCS가 스케줄러의 성능 향상에 큰 영향을 주고 있음을 알 수 있다. 특히, NEVS의 경우 VCS를 사용하여 얻는 성능 향상의 이득은 매우 현저하다.

BO_{limit} 값을 최대값인 14보다 낮게 설정하는 것은 알고리즘의 효율을 높일 수는 있으나, 결과적으로는 예기치 않은 수퍼프레임 간의 겹치는 현상이 나타날 수 있다. 이것은 가상 채널의 수에 있어서 최소 충돌 스케줄러(LC-scheduler)와 비슷한 성능을 보이는 것과도 밀접한 관계가 있다. 즉, 두 휴리스틱 알고리즘은 채널에 대한 모든 정보를 다 반영하지 않아 겹치는 구간이 약간 증가하게 되지만, 만들어 지는 채널의 수는 복잡도가 높은 최소 충돌 스케줄러의 성능에 육박하게 되는 것이다. 그림 11에 나와 있는 것처럼, BO_{limit} 의 값이 10 이상일 때는 발생하는 겹치는 비중은 최소 충돌 스케줄러가 야기하는 겹치는 양을 넘어선다. 특히 VCS가 각 수퍼프레임 스케줄러와 같이 동작하지 않는 경우에는 만들어 지는 가상 채널의 수는 비슷하여 성능의 열화가 없어 보이나, 겹치는 구간을 살펴볼 경우 그 열화 정도가 작지 않은 것을 알 수 있다. 그림에서,

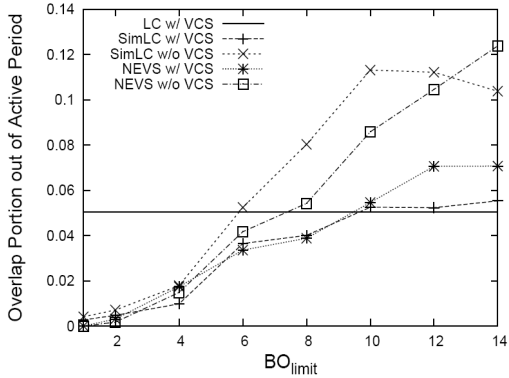


그림 11. BO_{limit} 에 따른 겹치는 활성화 구간의 비율

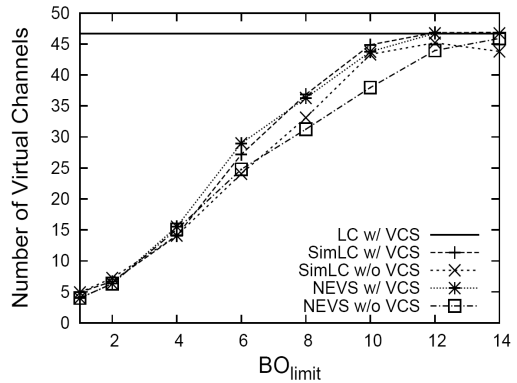


그림 12. BO_{limit} 에 따른 가상 채널 수

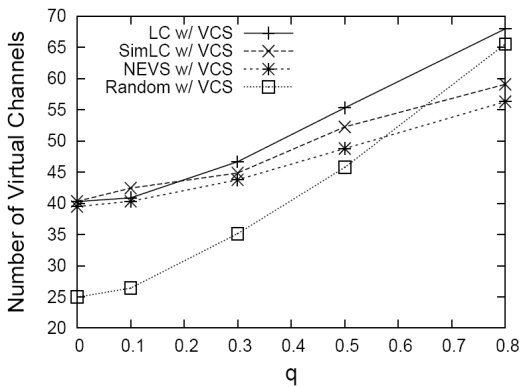


그림 13. p_{thr} 값을 위한 q 에 따른 가상 채널의 수

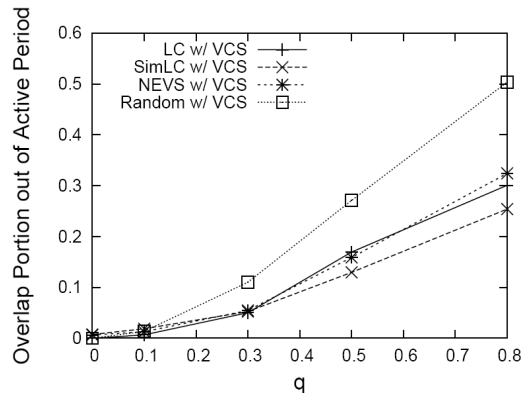


그림 14. p_{thr} 값을 위한 q 값에 따른 활성화 구간의 겹치는 비율

VCS를 사용하지 않는 SimLC-scheduler나 NEVS의 경우는 VCS를 사용하는 각각의 경우 비해 BO_{limit} 가 10 일때에 120%와 60%의 부가적인 겹치는 구간이 나타나는 것을 확인할 수 있다.

그림 13에서 우리는 주어진 q 값에 따른 가능한 가상 채널의 수를 살펴보았다. 간략화 되었음에도 불구하고 SimLC-scheduler의 경우 만들어진 가상 채널수의 측면에서 살펴보면 LC-scheduler에 매우 근접한 성능을 보인다 ($q=0.1$ 에서 SimLC-scheduler가 더 많은 가상 채널을 만들어 내는 것은 들어오는 무선 개인망의 특성-즉 BO의 패턴에 따른 결과이다). 또한 NEVS도 작은 q 값에서 비슷한 공존 능력을 보여준다. 동시에 임의 스케줄러는 작은 q 값에서 매우 떨어지는 성능을 보이나, q 값이 증가할수록 그 성능이 LC-scheduler에 근접하는 것처럼 보이고 심지어 성능을 뛰어 넘는다. 이것을 통해 우리는 임의 스케줄러가 다른 스케줄링 알고리즘과는 달리 수퍼프레임을 시간구간에서 넓게 퍼지게 스케

줄링 하는 특성이 겹치는 비율이 크게 허용되는 경우 더욱 많은 가상 채널을 만들어 내는 것을 확인할 수 있었다. 반대로 LC-scheduler, SimLC-scheduler, NEVS의 경우는 다음에 들어올 무선 개인망들에게 연속적인 비활성화 시간 자원을 제공하기 위하여 가능한 한 수퍼프레임을 붙여가며 스케줄링을 한다. 하지만, q 값이 0.4가 넘어가는 그런 높은 비율의 겹치는 것을 허용하는 애플리케이션은 존재할 수가 없기 때문에 높은 q 값을 가지는 임의 스케줄러의 성능 향상정도는 무의미 하다.

직관적으로 BO_{limit} 이 10으로 한정되어 있는 SimLC-scheduler와 NEVS는 LC-scheduler와 비슷한 수의 가상 채널을 만들어 낸다고 하여도, 그 활성화 구간의 겹치는 정도는 더욱 심하게 야기될 것을 예상할 수 있다. 그럼에도 불구하고 그림 14를 살펴보면 두 개의 휴리스틱이 LC-scheduler에 비해서 활성화 구간의 겹치는 정도를 심하게 만들어 내진 않는다는 것을 확인할 수 있다. 그러므로 우리

는 각 개인망에 속한 지식 노드들의 숫자에 대한 정보가 스케줄러의 성능에 큰 도움이 되지 않을 것을 알 수 있다. 그러므로 SimLC-scheduler와 NEVS는 이러한 정보를 모르는 것을 가정했으므로 현실적으로 가치가 있다.

Ⅶ. 결 론

이 논문에서 우리는 IEEE 802.15.4 LR-WPAN 표준의 공존 능력을 향상시키기 위하여 가상 채널이라는 개념을 처음으로 도입하였다. 이러한 개념을 효율적으로 실현하기 위해서, 우리는 LC-scheduler, SimLC-scheduler, NEVS 중의 하나의 슈퍼프레임 스케줄러와 VCS를 포함하는 가상 채널 관리를 제안하였다. 이와 더불어 현실적인 무선 개인망 간의 동기화 기법인 IWS 방안을 고안하였다. 시뮬레이션 결과에 따르면 공존할 수 있는 개인 무선망의 숫자가 매우 현저하게 증가한 사실을 확인할 수 있다. 그러므로 우리의 제안이 이미 존재하는 802.11 WLAN과 같은 ISM 밴드를 공유하는 다른 무선 기술의 존재 아래에서도 많은 수의 애플리케이션이 동작하는 것을 가능하게 하므로, IEEE 802.15.4 기술을 더욱 매력적으로 만들어 낼 수 있다.

참 고 문 헌

[1] IEEE Std 802.15.4, Part 15.4: Wireless Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) specification for Low Rate Wireless Personal Area Networks(LR-WPANs), IEEE Std 802.15.4-2003, Dec. 2003.

[2] Youngkyu Choi *et al.*, "Enhancement of a WLAN-based Internet Service in Korea," in *Proc. ACM WMASH'03*, Sep. 2003.

[3] Soo Young Shin *et al.*, "Packet Error Rate Analysis of IEEE 802.15.4 under IEEE 802.11b Interference," in *Proc. WWIC'2005*, Xanthi, Greece, May 2005.

[4] Ivan Howitt and Jose A. Gutierrez, "IEEE 802.15.4 low rate wireless personal area network coexistence issues," in *Proc. IEEE WCNC'03*, March 2003.

[5] "ZigBee Alliance," <http://www.zigbee.org>, Online Link.

[6] IEEE 802.15.4-REVb/D1, Part 15.4: Wireless

Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) specification for Low Rate Wireless Personal Area Networks(LRWPANs), Jan. 2005.

[7] Tae Rim Park, Tae Hyun Kim, Jae Young Choi, Sunghyun Choi and Wook Hyun Kwon, "Throughput and Energy Consumption Analysis of IEEE 802.15.4 Slotted CSMA/CA," *IEE Electronics Letters*, vol. 41, issue 18, Sept. 2005.

[8] Jeremy Eric Elson, "Time Synchronization in Wireless Sensor Networks," Ph.D dissertation, Univ. of California, L.A., 2003.

[9] "Korea Wireless Networks(Korwin)," <http://www.korwin.co.kr/home/>. Online Link.

[10] Yaxin Cao and V.O.K. Li, "Scheduling Algorithms in Broadband Wireless Networks," in *Proceedings of the IEEE*, vol. 89, no. 1, pp. 76-87, Jan. 2001.

[11] A. Grilo *et al.*, "A Scheduling Algorithm for QoS Support in IEEE 802.11e Networks," *IEEE Wireless Communications*, vol. 10, pp. 36-43, June 2003.

[12] P. Ansel *et al.*, "FHCF: An Efficient Scheduling Scheme for IEEE 802.11e", accepted to *Springer/Kluwer Journal on Mobile Networks and Applications(MONET)*, 2005

[13] Hao Zhu and Guohong Cao, "A Power-Aware and QoS-Aware Service Model on Wireless Networks," in *Proc. INFOCOM'04*, Mar. 2004.

[14] R. Krashinsky and H. Balakrishnan. "Minimizing Energy for Wireless Web Access with Bounded Slowdown," In *Proc. ACM MobiCom '02*, Sept. 2002.

김 태 현 (Tae Hyun Kim)

정회원



2004년 2월 연세대학교 전기전
자공학부 졸업
2006년 2월 서울대학교 전기공
학부 석사
2006년 3월~현재 서울대학교
INMC 연구원
<관심분야> 무선 센서 네트워크,
에드 학 네트워크, 통신 프로토콜 디자인

하 재 열 (Jac Yeol Kim)

정회원



2003년 2월 서울대학교 전기공학부 학사
2003년 3월~현재 서울대학교전기공학부 석박사 통합 과정
<관심분야> WPAN, WLAN, 무선 센서 네트워크

권 옥 현 (Sunghyun Choi)

중신회원



1966년 2월 서울대학교 전기공학부 학사 졸업
1971년 2월 서울대학교 전기공학과 석사 졸업
1975년 9월 브라운대학교 전기공학(제어 공학) 박사
1980년~1981년 미 스탠포드대

학 방문 교수

2002년~2005년 IFAC(International Federation of Automatic Control) 회장

1977년~현재 서울대학교 전기공학부 교수

2002년~현재 현재공학한림원 부회장

2008년 7월 IFAC Conference and World Congress (IFAC '2008) 학회장 예정

<관심분야> 제어 및 시스템 이론, 1D and 2D FIR filter, Discrete Event Systems, Real-Time Industrial Networks

최 성 현 (Sunghyun Choi)

중신회원



1992년 2월 한국과학기술원 전기공학부 학사

1994년 2월 한국과학기술원 전기공학부 석사

1995년 5월~1999년 9월 미시건 대학교 실시간 컴퓨팅 연구실 연구원

1999년 9월 미시건 대학교 전기공학부 박사

1999년 2월~2002년 8월 필립스 U.S. 연구소 선임 연구원

2000년 8월~2002년 8월 필립스 연구소 IEEE 802.11 WLAN 프로젝트 팀장

2000년 5월~현재 IEEE 802.11 투표위원

2002년 9월~현재 서울대 전기공학부 조교수

2005년 1월~현재 IEEE 선임 회원

<관심분야> WLAN, WPAN, WMAN 등의 다양한 무선 네트워크 상의 실시간 서비스 제공, 자원 관리, 새로운 응용제품, 계층간 연계의 최적화, 4세대 무선 시스템을 위한 무선 네트워크 프로토콜 및 상용 표준, 무선 네트워크의 매체 접근 기술과 상하 프로토콜 계층간의 연동 기술