

## 계층적 가상 클러스터 기반 MAC 프로토콜

백두성\*, 편기현\*\*

# A MAC Protocol based on Hierarchical Virtual Clusters

Doo-sung Back \*, Kihyun Pyun \*\*

### 요약

환경 관찰 응용은 광범위한 지역의 온도, 습도, 오염도 등의 물리 세계 정보를 실시간 및 주기적으로 측정하는 응용으로 유비쿼터스 사회에 필수적이다. 본 논문은 환경 관찰 응용에 적합한 센서 네트워크 MAC 프로토콜을 제안한다. 제안하는 프로토콜은 SMAC 프로토콜처럼 센서 노드들을 다수의 그룹으로 형성함으로써 확장성을 갖도록 한다. 그러나 SMAC 프로토콜과 달리 인접한 그룹간의 계층 구조를 갖는다. 계층 구조의 하위 그룹은 상위 그룹에 동기화 되어 있기 때문에 데이터 전송 스케줄이 효율적이다. 따라서 종단간 전송지연을 줄일 수 있고, 순차적인 전송 스케줄을 통하여 에너지 소모를 줄인다. 그러나 동일 그룹 내의 노드들은 자신의 그룹에 속한 노드들에게만 동기화 되므로 DMAC과 같은 기존 계층 구조보다 확장성이 좋고 적응력을 갖는다. 시뮬레이션을 통해서 환경 관찰 응용에 적용할 때 제안하는 프로토콜이 SMAC보다 전송 지연과 에너지 측면에서 뛰어난 것을 보인다.

### Abstract

Environmental monitoring applications measure temperature, humidity, and pollution degrees of large areas periodically and are essential for ubiquitous society. In this paper, we propose a sensor network MAC protocol that is applicable to environmental monitoring applications. The proposing MAC protocol has scalability by constructing multiple groups of sensor nodes as in SMAC protocol. Differently from SMAC protocol, however, ours have hierarchical structure between adjacent groups. Data transmission schedules are efficient since lower groups are synchronized to higher groups. Thus, the end-to-end delays and energy consumption can be reduced due to sequential transmission schedules. But since the nodes within the same group are synchronized to themselves, they have good adaptability and scalability compared to existing hierarchical approaches such as DMAC. We show by simulations that the proposing MAC protocol is superior to SMAC for environmental monitoring applications.

▶ Keyword : 센서 네트워크(sensor network), MAC 프로토콜(protocol), 계층적 관리(hierarchical management), 환경 관찰(environmental monitoring)

• 제1저자 : 백두성    교신저자 : 편기현

• 투고일 : 2009. 04. 28, 심사일 : 2009. 05. 06, 게재확정일 : 2009. 05. 20.

\* 전북대학교 전기전자컴퓨터공학부 컴퓨터공학전공 박사과정,

\*\* 전북대학교 전기전자컴퓨터공학부 컴퓨터공학전공 조교수

※ 이 논문은 2007년 정부(교육인적자원부)의 재원으로 한국학술진흥재단의 지원을 받아 수행된 연구(KRF-2007-611-D00019)이며 부분적으로 Brain Korea 21 과제의 지원을 받았음.

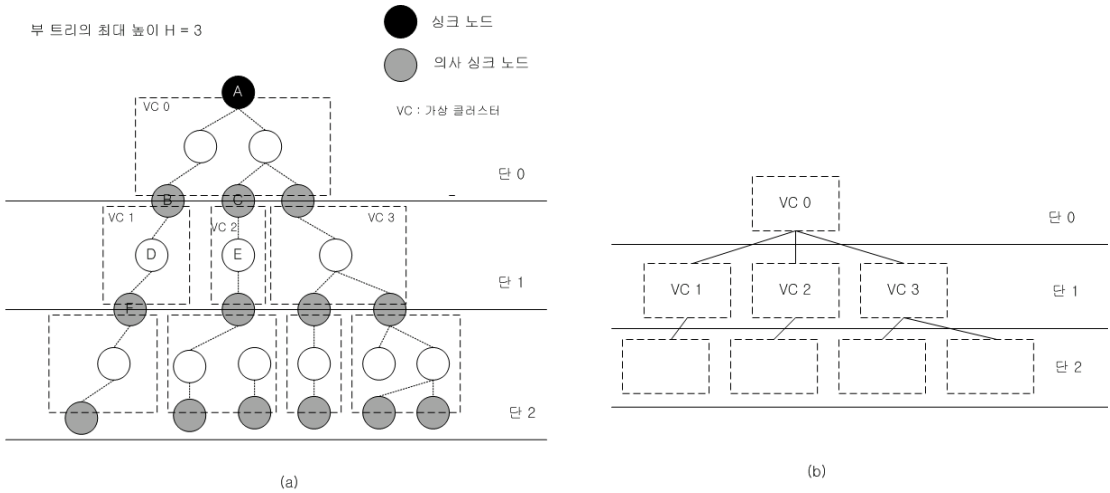


그림 1. 계층적 가상 클러스터 예  
Fig.1. An example of hierarchical virtual clusters

## I. 서론

국무선 센서 네트워크는 센서를 통해 얻는 자료의 형태와 목적에 따라 건강관리, 환경 관찰, 공급 사슬 관리(SCM: Supply Chain Management), 산물 감시 등 다양한 응용에 활용된다[1]. 무선 센서 네트워크는 하드웨어적 제약사항이 심하기 때문에 인터넷처럼 하나의 네트워크를 통하여 범용 응용에 사용될 수 있도록 설계하기가 어려우므로 한두 가지의 소수 응용에 맞게 적용한다[2, 3, 4]. 각 응용마다 다루는 자료의 특성이 서로 다르며 제한된 하드웨어 환경에서도 좋은 성능을 발휘하기 위해서는 각각의 응용에 특화된 기술이 필요하기 때문이다[5].

환경 관찰 응용은 광범위한 지역의 온도, 습도, 오염도 등의 물리 세계 정보를 실시간 및 주기적으로 측정하는 응용이다[6]. 가령 한강이나 낙동강 전체의 하천에 오염도를 측정할 수 있는 센서를 설치하고, 오염도를 측정하여 오염이 발생하면 실시간으로 알려주고, 또한 주기적으로 오염도를 측정하고 감시하는 것이 환경 관찰 응용의 한 예이다.

환경 관찰 응용에 적용하기 위한 센서 네트워크는 광범위하게 넓은 지역에 걸쳐 수백에서 수천 개 이상의 센서들로 구성 된다. 따라서 확장성(scalability)이 에너지 효율과 더불어 매우 중요하다. 또한 온도, 습도 등의 정보를 지속적으로 감시하기 위하여 주기적인 데이터 전달이 필요함과 동시에 오염 발생 등과 같은 특정 이벤트는 최대한 빨리 알려 주는 기능이 필요하다. 이 때 각 센서들의 데이터 전송 주기는 서로

다를 수 있으며, 센서 노드들의 고장 및 이동 등으로 인한 토폴로지 변화에도 잘 적응 할 수 있어야 한다. 또한 데이터를 수집하는 싱크 노드(sink node)에서 센서 노드로의 순방향 데이터 전송보다는 데이터 수집을 위한 역방향 데이터 전송이 대부분이다. 게다가 자료 수집과 전송에 관한 설정 값들은 네트워크 설치 과정에서 한 번 설정되고 나면 중간에 자주 바뀌지 않는다.

본 논문은 환경 관찰 응용에 적합한 센서 네트워크 MAC 프로토콜을 제안한다. 제안하는 프로토콜은 SMAC 프로토콜[7]처럼 다수의 그룹을 형성하게 하여 확장성을 갖도록 한다. 그러나 SMAC 프로토콜과 달리 인접한 그룹간의 계층 구조를 갖는다. 계층 구조의 하위 그룹은 상위 그룹에 동기화 되어 있기 때문에 데이터 전송 스케줄이 효율적이다. 따라서 중단간 전송지연을 줄일 수 있고, 순차적인 전송 스케줄을 통하여 에너지 소모를 줄인다. 그러나 그룹 내의 노드들은 자신의 그룹에 속한 노드들에게만 동기화 되므로 확장성이 좋고 적응력을 갖는다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. II 절에서는 관련 연구를 기술한다. III 절에서는 고려하는 시스템 모델을 설명하고, IV 절에서는 제안하는 MAC 프로토콜을 설명한다. V 절에서는 시뮬레이션 결과를 제시하고, VI 절에서 결론을 맺는다.

## II. 관련 연구

기존의 센서 네트워크 MAC 프로토콜은 크게 DMAC[8]

과 같은 TDMA 기반 MAC 프로토콜과 SMAC, B-MAC[9], X-MAC[10] 등의 CSMA 기반 MAC 프로토콜로 분류할 수 있다.

기존의 프로토콜들은 환경 관찰 응용에 적용되면 비효율적일 수 있다. DMAC의 경우 모든 노드들이 트리(tree) 형태로 연결되는 계층 구조를 형성하기 때문에 주기적 데이터 전송 측면에서는 용이하지만 토폴로지 변화가 발생하면 전체 센서 노드들을 다시 재구성해야 하므로 (자주 발생하지는 않지만) 노드의 삽입, 삭제, 이동에 따른 적응력의 문제가 발생한다. 또한 전체 센서 노드들이 하나의 노드, 즉, 싱크 노드에 동기화 되어야 하기 때문에 수 백 또는 수천 개의 센서 노드가 동기화되기 어려우므로 확장성(scalability) 문제가 발생한다. 게다가 주기적 데이터 전송의 이동 경로가 다음 토폴로지 재구성이 발생하기 전까지 고정되므로 한 노드가 데이터 릴레이(relay) 노드로 선택되면 많은 하위 노드들을 위한 데이터 전송 때문에 에너지 소모가 심하게 된다. 즉, 전체 센서 노드들의 에너지 소모가 균등하게 분배되지 않아서 전체 센서 네트워크의 라이프 사이클(life cycle)이 짧아지게 된다. 결국 DMAC은 전체 노드를 계층 구조로 만들고 서로 동기화 되어야 하므로 확장성과 적응력이 좋지 않다.

SMAC, B-MAC, X-MAC과 같은 CSMA 방식의 프로토콜의 경우 수많은 센서 노드들이 현재의 토폴로지에 따라서 적절히 그룹을 형성하게 되고 각 그룹 내의 센서 노드들끼리만 동기화를 필요로 하기 때문에 확장성 측면에서 장점을 갖는다. 그러나 한 그룹과 다른 그룹 간의 데이터 전송을 위해서는 해당 두 그룹의 데이터 전송 스케줄을 모두 만족시켜야 하기 때문에 지연이 발생한다. 환경 관찰 응용의 경우 수많은 센서 노드들로 인해 많은 그룹을 통과하는 데이터 전송이 필요하게 되어 종단간 지연(end-to-end delay)이 커지게 된다. 따라서 오염이 발생했을 때 싱크 노드에 알려주는 시간이 늦어지게 되는 문제점이 발생하게 된다. 또한 데이터 전송 스케줄이 그룹 내의 노드들만을 고려하기 때문에 싱크노드로 가는 경로 상의 노드들을 고려하지 못해서 에너지 효율성 측면에서 다소 비효율적이다.

### III. 시스템 모델

환경 관찰 응용에 적용되는 무선 센서 네트워크는 다음과 같은 시스템 모델을 고려한다. 전체 시스템은 하나의 싱크 노드(sink node)와 싱크 노드 주변에 수많은 센서 노드들로 구성된다. 각 센서 노드들은 주기적으로 데이터를 생성하고, 데이터 생성 주기는 서로 다를 수 있다. 생성된 데이터의 목적지는 싱크 노드로 고정된다. 각 노드는 데이터를 전송하는 범위가 좁아

야 에너지 소모가 현저히 줄어들기 때문에 생성된 데이터를 싱크에 가까운 노드에게 연계(relay) 하여 싱크 노드로 전달한다.

수많은 센서 노드들을 확장성 있게 관리하기 위해서 우리는 센서 노드들을 <그림 1 (a)>에서 보인 바와 같이 가상 클러스터(virtual cluster)라 부르는 그룹 단위로 관리한다. 가상 클러스터는 SMAC의 그룹처럼 노드가 이동, 추가, 삭제, 혹은 효율성을 위해서 계속적으로 변화할 수 있으며 어떻게 생성되고 변경되는 지는 IV 절에서 설명하기로 한다. 그러나 SMAC의 가상 클러스터 내부가 평평한 구조(flat structure)인 반면 우리가 제안하는 가상 클러스터의 내부는 계층 구조를 가진다. 또한 <그림 1 (b)>에 보인 바와 같이 가상 클러스터를 하나의 노드로 표현하면 이들 역시 계층 구조를 갖게 된다. 우리는 싱크 노드에 가까운 가상 클러스터를 그렇지 않은 클러스터들에 대해서 상위에 위치한다고 정의한다.

<그림 1(a)>의 노드 B, C, F 등은 두 가상 클러스터에 동시에 속하게 된다. 이들은 상위 클러스터 내의 트리 구조의 잎(leaf)에 해당되며 동시에 하위 클러스터 내의 뿌리(root)에 해당된다. 예를 들어 노드 B는 가상 클러스터 0의 잎 노드이자 가상 클러스터 1의 뿌리 노드이다. 우리는 이러한 노드들을 의사 싱크 노드(pseudo sink node)라고 부른다. 최상위 가상 클러스터의 뿌리 노드는 싱크 노드가 된다.

전체 센서 네트워크는 가상 클러스터 내의 트리들이 연결되어 하나의 트리로 간주할 수 있으며 우리는 가상 클러스터 내의 각 트리를 부 트리(sub-tree)라 부르기로 한다. 각 부 트리의 최대 높이는 상수 H를 넘지 않도록 정한다. <그림 1>의 경우 상수 H의 값은 3이다. 또한 가상 클러스터들은 싱크 노드가 포함된 가상 클러스터를 기준으로 얼마나 떨어져 있는 지에 따라서 상대 위치 값을 가지며 우리는 이 값을 단(Tier) 위치 값이라고 부른다. 예를 들어, <그림 1>에서 싱크 노드가 포함된 가상 클러스터 0의 단 위치 값은 0이고 가상 클러스터 1, 2, 3의 단 위치 값은 1이 된다.

가상 클러스터내의 각 노드들은 해당 트리에서 수준(level) 값이라고 부르는 위치 값을 가진다. 즉, 가상 클러스터 내의 뿌리 노드에 해당되는 싱크 노드 혹은 의사 싱크 노드의 수준 값은 0이라고 정의하고 각 노드는 해당 뿌리 노드에 얼마나 떨어져 있느냐에 따른 수준 값을 갖는다. 예를 들어 <그림 1 (a)>에서 노드 F는 의사 싱크 노드 B로부터 2 홉 떨어져 있으므로 수준 값이 2이다.

각 노드의 위치는 단 위치 값과 수준 값으로 표현할 수 있다. 우리는 노드 A의 단 위치 값이 a이고 수준 값이 b일 때 A(a, b)로 표기하기로 한다. 예를 들어 <그림 1 (a)>의 노드 F의 경우 단 위치 값이 1이고 수준 값이 2이므로 F(1, 2)로 표기한다.

## IV. 제안하는 MAC 프로토콜

### 1. 전체 시간 프레임 구조

제안하는 MAC 프로토콜은 <그림 2>와 같은 TDMA (Time Division Multiple Access) 기반의 시간 프레임(time frame) 구조를 사용한다.

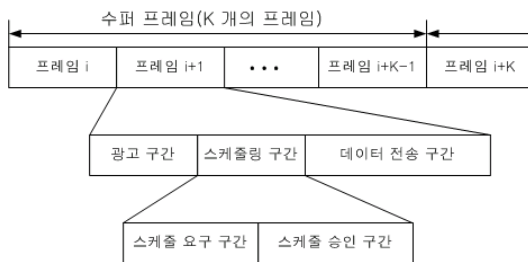


그림 2. 전체 시간 프레임 구조  
Fig. 2. Entire time frame structure

시간은 고정된 크기의 시간 프레임으로 나뉜다. 각 프레임은 다시 고정된 크기의 세 구간, 즉, 광고 구간(advertisement period)과 스케줄링 구간(scheduling period), 데이터 전송 구간(data transmission period)으로 구성된다. 스케줄링 구간은 다시 고정 크기의 스케줄 요구 구간(schedule request period)과 스케줄 승인 구간(schedule confirm period)으로 나누어진다.

또 K 개의 시간 프레임을 묶어서 하나의 수퍼 프레임(super frame)이라 명명한다. 이 때 K 값은 상수 값이다. 수퍼 프레임은 가상 클러스터를 생성 및 유지할 때 적용되는 단위이다. 임의의 노드가 이동, 삽입, 혹은 소멸 등의 토폴로지 변화가 발생할 때 최대 수퍼 프레임 시간이 지나면 그 변화가 반영된다.

### 2. 광고 구간

광고 구간은 노드들이 광고 패킷(advertisement packet)을 전송하는데 사용된다. 광고 패킷은 싱크 노드에 의해서 생성되고 전체 센서 네트워크로 전파된다. 광고 패킷의 역할은 싱크 노드에 의해서 설정되는 시스템 인자를 전달하고 또 가상 클러스터 형성을 위한 정보를 전달하는 것이다. 광고 패킷에 포함되는 주요 필드는 ID 필드, H 필드, T 필드, L 필드, 그리고 E 필드이다. ID 필드는 노드의 식별자를 나타내며, H 필드

는 가상 클러스터 내의 트리가 만들 수 있는 최대 높이를 의미한다. E 필드는 노드에 남아 있는 에너지의 수준을 나타낸다. 나머지 T 필드와 L 필드는 가상 클러스터 형성을 위해 센서 노드들이 정보 전달을 위해 사용하며 자세한 설명은 뒤로 미룬다.

광고 구간은 시간 프레임 내에 항상 고정된 곳에 위치하지만 광고 패킷은 수퍼 프레임 주기로 전송된다. 즉, K 시간 프레임 주기에 위치한 프레임 내의 광고 구간에서 광고 패킷의 전송이 시도된다. 따라서 노드들은 그 주기에 해당되는 프레임 내의 광고 구간에만 수신을 위해서 깨어 있고 나머지 광고 구간들에서는 휴면(sleep)을 취함으로써 에너지 효율성을 높일 수 있다.

광고 패킷의 가장 중요한 역할중 하나는 가상 클러스터 형성을 위한 정보 전달이다. 가상 클러스터 형성은 순방향 위치 전달 단계와 역방향 부 트리(sub-tree) 구성의 두 단계로 이루어지는데, 부 트리 구성은 다음 절에 설명하는 스케줄링 요구 구간을 활용한다. 이 두 단계는 동일한 시간 프레임내의 광고 구간과 스케줄링 요구 구간에 이루어지기 때문에 가상 클러스터가 형성되는 데 소요되는 시간은 1개의 시간 프레임이며 한번 형성된 가상 클러스터는 수퍼 프레임 시간만큼 유지된다.

순방향 위치 전달은 광고 패킷 내에 포함된 T 필드와 L 필드를 활용한다. 각 노드는 자신의 단 위치 값과 수준 값을 수신된 광고 패킷의 T 필드 값과 L 필드 값을 기반으로 결정하게 된다. 싱크 노드는 단 위치 값과 수준 값이 0이다. 싱크 노드는 자신의 광고 패킷을 수신하는 노드의 단 위치와 수준이 각각 0과 1이 됨을 알려 주기 위해서 광고 패킷의 T 필드 값과 L 필드 값을 각각 0과 1로 설정하여 전송한다. 가령 광고 패킷을 수신한 노드 A는 그 광고 패킷의 T 필드 값이 a이고, L 필드 값이 b일 때 자신의 위치를 A(a, b)로 간주할 수 있다. 노드 A는 자신이 수신한 광고 패킷을 기반으로 자신의 위치를 결정한 후 자신의 광고 패킷을 생성하여 전송함으로써 다른 노드가 자신의 위치를 결정하도록 한다. 자신의 광고 패킷을 생성할 때 만일 자신의 위치가 A(a, b)이었다면 광고 패킷의 T 필드 값을 a로, L 필드 값을 b+1로 설정한다. 만약 b+1 값이 H와 같게 되면, T 필드 값을 a+1로 설정하고, L 필드 값을 0으로 초기화 하여 전송한다.

각 노드는 인접한 다수의 이웃 노드들로부터 광고 패킷을 수신하므로 일반적으로 자신이 간주할 수 있는 위치 값이 여러 개이다. 예를 들어, <그림 3>에 나타난 바와 같이 노드 C의 경우 광고 패킷을 노드 A, 노드 B, 노드 E로부터 수신할 수 있다.

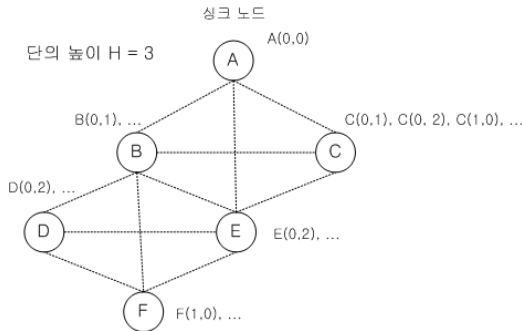


그림 3. 노드들의 위치 후보 값들  
Fig. 3. Location candidate values for nodes

노드 A의 광고 패킷에 T 필드와 L 필드 값은 (0, 1)이다. 이를 수신한 노드 B와 C는 자신의 위치를 B(0, 1), C(0, 1)로 간주할 수 있다. 만일 노드 B가 생성하는 광고 패킷의 T 필드와 L 필드 값이 (0, 1)이라면 이를 수신한 노드 C는 자신의 위치를 C(0, 1)뿐만 아니라 C(0, 2)로 간주할 수 있다. 이런 과정을 반복하면 각 노드는 자신의 위치 후보가 다수 존재하게 된다. 각 노드가 여러 위치 후보들 중에서 자신의 위치를 선택하는 방법은 뒤에서 자세히 설명한다.

광고 패킷을 수신한 노드가 자신의 광고 패킷을 생성 및 전송하는 시점은 자신이 선택한 위치 값에 따라 다르다. 가령 노드 B가 노드 A로부터 r번째 프레임에 광고 패킷을 전달 받았다고 가정 하자. 노드 B는 자신의 위치를 후보들 가운데 하나를 선정하고 보통 r번째 프레임내의 광고 구간에서 자신의 광고 패킷 전송을 시도한다. 하지만 만일 노드 B가 선정한 자신의 위치가 노드 A보다 하위에 위치한 가상 클러스터에 속하게 된다면, 즉, L 필드 값을 0으로 초기화 시키고, T 필드 값을 1 만큼 증가 시켰다면 노드 B는 r번째 프레임이 아닌 r+1번째 프레임의 광고 구간에 전송을 시도한다. 그 이유는 동일한 가상 클러스터 내의 노드들은 프레임 단위 시간으로 동기화되기 때문이다.

광고 패킷을 전송할 때 광고 구간 내에서 충돌(collision)을 회피하고자 최대 R시간의 임의의 대기 시간(random backoff time)을 갖은 후에 전송한다. 만일 충돌이 발생하여 광고 패킷이 소실된다 할지라도 수퍼 프레임 주기인 K 프레임 주기로 광고 패킷을 재전송할 기회가 발생한다. 또 수신된 광고 패킷의 내용은 각 노드에 저장되므로 광고 패킷을 몇 차례 수신하지 못했다 할지라도 전체 시스템의 동작에는 별 무리가 없다.

각 노드가 자신의 위치를 결정하는 방법은 다음과 같다. 각 노드는 전송 받은 광고 패킷을 통하여 자신의 위치 후보를 생성하기 위하여, 광고 패킷으로부터 얻은 인접 노드 정보를 저장하고 유지한다. <표 1>은 <그림 3>의 노드 E가 유지할 수 있는 인접 노드 정보의 한 예이다.

표 1. 노드의 부모 후보자 선정을 위한 인접 노드 정보 테이블 예  
Table 1. An example of neighboring node information table for selecting parent candidates of a node

ID	단	수준	에너지	신뢰도
B	0	1	2	0.85
C	0	1	3	0.64
D	0	2	1	1.0
F	1	0	4	1.0

<표 1>과 같은 인접 노드 정보 테이블은 광고 패킷을 수신하면 그 패킷내의 ID 필드, T 필드, L 필드, E 필드의 값으로부터 얻을 수 있다. <표 1>의 신뢰도는 광고 패킷을 수신하면 그 ID에 해당하는 엔트리의 신뢰도 값을 1로 설정한다. 신뢰도 값은 해당 정보의 신뢰도를 나타내는 값이다. 신뢰도 값은 매 수퍼 프레임마다 일정량 감소하고, 해당 노드로부터 광고 패킷을 수신할 때 마다 1로 초기화 된다. 만일 신뢰도 값이 임계값(threshold value) 이하로 내려가면, 해당 노드가 이동하였거나 배터리가 방전되었을 경우로 간주하여 노드의 정보를 삭제한다. 만일 수신된 광고 패킷의 ID 값이 표에 저장된 단 및 수준 값과 다르다면 새로 수신된 값으로 갱신한다. 즉, 인접 노드 정보 테이블에는 ID 당 1개의 엔트리만 존재하며 최신 정보로 갱신됨을 의미한다.

각 노드가 자신이 유지하는 인접 노드 정보를 기반으로 자신의 위치를 선정하는 방법은 현재 테이블 내 항목들 중 단 값이 제일 작은 것을 고른다. 또 동일한 단 값을 갖는 것들 중 수준 값이 제일 작은 값을 선정한다. 예를 들어, 노드 E가 <표 1>과 같은 값을 갖는 경우 노드 E는 E(0, 1), 즉, 자신이 첫 번째 단에 2번째 수준에 있는 것으로 간주한다.

각 노드가 자신의 위치를 선정하면 가상 클러스터가 형성된 것으로 볼 수 있고, 전체 센서 네트워크는 하나의 계층 구조를 이루게 된다. 이 계층 구조는 싱크 노드로 데이터 수집이 이루어 질 수 있는 경로들이 된다. 예를 들면 <그림 3>의 경우 <그림 4> 같은 가상 클러스터들로 나누어질 수 있게 된다.

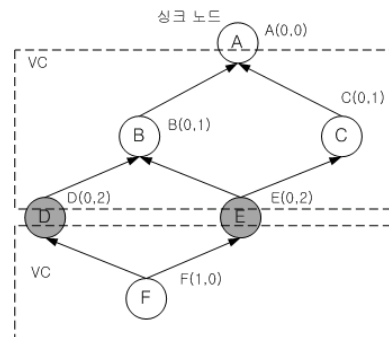


그림 4. 가상 클러스터 형성 예  
Fig. 4. An example of constructing virtual clusters

(그림 4)의 경우 노드 E는 노드 B 혹은 노드 C가 부모 노드가 될 수 있어 두 경로가 존재할 수 있다. 이 중 에너지 효율을 고려하여 하나의 경로를 선정하게 되는데 이 부분에 대한 논의는 3.1 절로 미룬다.

### 3. 스케줄링 구간

스케줄링 구간은 광고 구간을 통해서 순방향으로 형성된 단을 기반으로 역방향 자료 전달 경로를 결정하고, 대역폭 요구와 할당을 수행한다. 이 구간은 다시 스케줄 요구 구간과 스케줄 승인 구간으로 나누어진다.

#### 3.1 스케줄 요구 구간

스케줄 요구 구간은 동일 클러스터 내의 노드들이 (의사) 싱크 노드에게 역방향으로 스케줄 요구 패킷 (schedule request packet)을 전송하는데 사용된다. 스케줄 요구 패킷은 두 가지 기능을 수행한다. 첫 번째 기능은 IV의 2 절에 설명한 가상 클러스터 형성의 두 번째 단계인 부 트리 형성을 통해 데이터 전송 경로를 확정하는 것이고 두 번째 기능은 자료 전송을 위한 링크 대역폭 예약이다.

우선 부 트리가 형성되는 방법을 살펴보자. 각 노드는 부모 후보 노드들 가운데 자신이 결정한 위치보다 한 수준 위의 노드들 가운데 신뢰도와 에너지 수준의 곱이 가장 큰 노드를 부모 노드로 선정할 뒤 스케줄 요구 패킷을 부모 노드에게 전송한다. 만일 부모 노드로 선정된 노드의 에너지 수준이 떨어지게 되면 에너지 수준과 신뢰도의 곱의 값이 적어지게 되므로 다른 노드가 부모 노드로 선정될 확률이 높아진다. 이 방식은 에너지 소모가 하나의 노드에 집중되는 것을 막고 노드들의 에너지를 균형 있게 소모시켜 네트워크의 라이프 사이클을 늘리는 장점이 생긴다. 예를 들어 (그림 4)와 (그림 5)에서 노드 E는 에너지 소모량에 따라서 노드 B 또는 노드 C를 부모 노드로 정할 수 있는데 (그림 5)의 노드 E는 노드 C를 부모 노드로 선정할 경우이다.

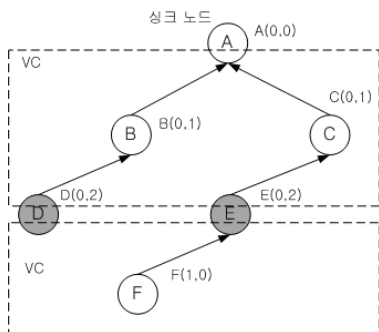


그림 5. 부 트리 형성 예  
Fig. 5. An example of sub-tree construction

(그림 5)에서 보는 바와 같이 각 노드의 스케줄 요구 패킷이 각각의 부모 노드에 도착하게 되면 전체 센서 네트워크는 하나의 트리로 간주할 수 있게 되고 이 경로를 통해서 데이터 전달이 이루어진다. 또한 이 하나의 트리는 싱크 노드 혹은 의사 싱크 노드를 뿌리 노드로 하는 다수 개의 부 트리 연결로 간주할 수 있다. 이 부 트리들은 스케줄 승인이 결정되는 기본 단위이며 자세한 설명은 3.2절로 미룬다. 이러한 부 트리들의 연결된 형태의 계층 구조는 DMAC과 달리 한 두 개의 노드의 위치가 변화될 때 전체 구조가 변경되는 심각한 문제점이 발생하지 않는다. 만일 노드의 위치가 변화되면 전체 트리가 아닌 관련된 부 트리 한 개 혹은 두 개에만 영향이 지역화 되기 때문이다.

스케줄 요구 패킷의 내용은 ID 필드와 (하위 노드들을 고려한) 대역폭 요청 양을 포함한다. 대역폭 요청 양은 자식 노드들이 요청한 대역폭과 자신이 필요로 하는 대역폭의 합이다. 대역폭 요청 양은 몇 개의 시간 프레임마다 몇 개의 타임 슬롯을 필요로 하는 지로 나타낸다. 여기서 타임 슬롯이란 1개의 고정 크기 패킷을 전송하는데 걸리는 시간으로 정의한다.

스케줄 요구 패킷은 광고 패킷을 받은 동일한 프레임에 속한 스케줄 요구 구간에 역방향으로 전송된다. 따라서 스케줄 요구 패킷은 슈퍼 프레임 주기로 전달되므로 각 노드는 스케줄 요구 패킷이 전송되지 않는 프레임의 스케줄 요구 구간에 휴면함으로써 에너지 효율성을 높인다.

스케줄 요구 구간 동안 부 트리에 속한 모든 노드들이 스케줄 요구 패킷을 자신의 부모 노드에게 전달해야 하고, 이때 스케줄 요구 패킷의 충돌을 최소화해야 한다. 만일 패킷 충돌이 발생하면 다음 슈퍼 프레임 시간 동안 스케줄 요구 패킷이 전달되지 못하기 때문이다. 이러한 충돌을 최소화하기 위해 우리는 스케줄 요구 구간을 단의 최대 높이가 H개일 때 H-1개로 균등하게 분할한다. 스케줄 요구 패킷은 역방향으로 전달되므로 부 트리에서 자신이 위치한 수준의 역순, 즉, 앞 노드가 H-1 개로 분할된 영역 중 처음 영역에 전송을 시도하고, 의사 싱크 노드의 자식 노드가 마지막 영역에 전송을 시도한다. 동일한 수준에 있는 노드들, 즉, 형제 노드들은 자신의 영역 내에서 광고 패킷을 전송할 때와 동일하게 임의 대기 시간을 갖고 전송하는 경쟁 기반 전송 기법을 사용한다.

의사 싱크 노드는 자신이 뿌리 노드 역할을 하는 부 트리의 대역폭 요구 정보를 알게 되는데 1개의 프레임 시간이 소요된다. 이 대역폭 정보는 자신이 일 노드 역할을 하는 상위 부 트리에 다음 슈퍼 프레임 시간 뒤에 반영된다. 단의 개수가 N개일 때 N 슈퍼 프레임이 지나면 싱크 노드에 결국 하위 노드들의 대역폭 요구가 모두 반영된다.

### 3.2 스케줄 승인 구간

스케줄 승인 구간에서는 앞선 스케줄 요구 구간에서 받아들인 대역폭 요구 정보를 가지고 (의사) 싱크 노드가 대역폭 할당을 결정하고 그 결과를 스케줄 승인 패킷에 담아 자식 노드에게 전달한다. 자식 노드는 다시 자신이 할당 받은 대역폭을 바탕으로 자신의 자식에게 스케줄 승인 패킷을 전달한다.

스케줄 승인 패킷의 내용은 자식 노드 ID, 전송 시점과 할당된 타임 슬롯 개수를 포함한다. 전송 시점은 이번 프레임의 데이터 전송 구간에 몇 번째 타임 슬롯인지로 나타낸다. 각 노드는 자식 노드들의 수가 서로 다르므로 스케줄 승인의 크기는 자녀 노드들의 개수에 비례한 가변 크기를 갖는다.

스케줄 승인 패킷은 충돌로 소실되면 자식 노드가 데이터를 전송할 기회를 잃어버리게 된다. 그런데 스케줄 승인 패킷은 가변 크기이므로 스케줄 요구 구간의 경우처럼 H-1 개의 균등 영역으로 분할하여 각 수준의 노드들에게 할당할 수 없다. 그러나 스케줄 승인 패킷을 수신한 자식 노드들은 자신의 형제(sibling)들이 어느 시점부터 얼마만큼의 타임 슬롯을 할당 받았는지를 알 수 있으므로 이 순서에 기반을 둔 대기 시간을 가진 뒤에 자신의 스케줄 승인 패킷 전송을 시도함으로써 형제들 간의 스케줄 승인 패킷 충돌을 회피한다. 예를 들어 <그림 5>에서 노드 A가 노드 B에게 3번째 타임 슬롯부터 2개를 할당하고 노드 C에서 10번째 타임 슬롯부터 1개를 할당했다고 가정하자. 그러면 노드 A는 자신이 처음이므로 즉시 자신의 스케줄 승인 패킷을 전송하고, 노드 B는 일정 시간 뒤 임의의 시간을 랜덤하게 더 기다린 후 자신의 스케줄 승인 패킷을 전송한다.

스케줄 승인 패킷은 스케줄 요구 패킷처럼 수퍼 프레임 간격으로 전송하는 것이 아니라 매 프레임 마다 전송한다. 이것은 스케줄 승인 패킷이 소실될 때 발생할 수 있는 데이터 손실을 최소화함과 동시에 매 프레임 마다 서로 다른 할당이 가능하게 하여 대역폭을 더욱 효율적으로 할당하기 위함이다.

### 3.3 데이터 전송 구간

데이터 전송 구간에서는 각 노드가 스케줄 승인 패킷을 통해 할당받은 시간에 맞춰 자신의 데이터를 전송한다. 이 때 전송 슬롯을 할당 받지 못한 노드들은 데이터 전송 구간에서 안테나를 끄고 휴면함으로써 에너지를 절약한다. 또 데이터 전송 스케줄을 할당 받은 노드도 자신이 전송할 시점이 아닌 데이터 전송 구간에 대해서는 휴면구간으로 활용한다.

## V. 시뮬레이션

### 1. 실험 환경

우리는 제안하는 MAC 프로토콜과 SMAC을 시뮬레이션을 통해 성능 비교를 수행하였다. DMAC의 경우 토폴로지 변화가 없는 경우 모든 노드들의 전송 스케줄이 싱크 노드에 맞추도록 설정하는 시간을 고려하지 않으면 에너지 효율성과 지연 측면에서 최고의 성능을 낼 수 있다. 그러나 DMAC은 토폴로지 변화에 적응하지 못하며 처음 주어진 토폴로지에 따른 초기 설정 비용이 크다. 따라서 본 연구는 토폴로지 변화에 적용할 수 있는 SMAC과 성능 비교를 수행하였다.

실험은 300개의 노드를 1,000m×10,000m 면적에 고르게 배치하였다. 실험에서 사용한 시간 프레임의 인자 값은 <표 2>와 같다.

표 2. 실험에 사용된 시간 프레임의 인자 값  
Table 2. Parameter values of time frames for experiments

	제안하는 MAC (H=5)	SMAC
전체시간	200ms	200ms
광고/동기화	5ms	10ms
요구/RTS	10ms	5ms
승인/CTS	5ms	5ms
전송	180ms	180ms

제안하는 MAC 프로토콜의 부 트리 최대 높이 H 값은 5, 10, 혹은 20을 사용하여 실험 하였다. <표 2>의 값은 제안하는 MAC 프로토콜의 부 트리의 최대 높이인 H 값이 5일 때 값이다. 이 때 프레임 내의 데이터 전송 구간과 그렇지 않은 구간의 비율은 9:1이다. H 값이 10과 20일 때는 이 9:1 비율에 맞게 프레임 크기를 조절하였다. 예를 들어 H 값이 10일 때 프레임 전체 시간은 400 ms이고 그 중 데이터 전송 구간은 360 ms이다. 수퍼 프레임 K 값은 H에 따라 512(H=5), 256, 128(H=20) 프레임으로 설정하여 동일한 시간이 되도록 하였다. 각 노드들의 데이터 주기는 25, 50, 75초중에 임의로 선택하고, 한 번 선택되면 실험 도중에 변경되지 않는다. 각 노드는 250 m 범위 내에서 250 Kbps로 전송할 수 있고, 전파의 간섭범위는 550 m, 패킷의 크기는 100 바이트로 가정하였다 [11]. 전송과 수

신, 대기 상태의 에너지 소모 비율은 1.76 : 1(0.395W) : 0.88로 기본 설정 값을 사용하였다. 수면 구간과 안테나 전원을 켜고/끄는 데 따른 에너지 소모는 없는 것으로 간주한다. SMAC의 경우도 데이터 전송 구간과 그렇지 않은 구간이 9:1이 되도록 설정하였다.

성능 측정 기준은 에너지 효율성과 전송 지연이다. 전송 지연은 패킷이 생성되어 싱크 노드까지 전달되는 시간을 측정했다.

## 2. 실험 결과

### 2.1 전송 지연

〈그림 6〉은 제안하는 MAC 프로토콜에서 부 트리의 최대 높이 H 값 설정에 따라 홉 수에 대한 전송 지연을 측정해본 것이다. 제안하는 MAC 프로토콜도 홉 수에 따라 지연이 증가하지만 그것은 단의 부 트리의 최대 높이 H 값과 홉 수에 관계해서 매우 적은 기울기로 지연이 증가된다. 홉 수에 따라 선형적으로 증가하지 않고 홉 수를 부 트리의 최대 높이 H 값으로 나눈 몫의 값에 비례해서 지연이 단계적으로 증가함을 알 수 있다. 그것은 가상 클러스터의 하위에 위치한 의사 싱크 노드의 대역폭 요구가 다음 슈퍼 프레임 주기에 반영되기 때문이다. 즉, 의사 싱크 노드에 저장된 데이터에 큐잉 지연이 다음 슈퍼 프레임 시간 동안 발생하기 때문이다. 반면 동일한 단에 속하는 노드들은 홉 수가 증가해도 전송지연이 크게 차이가 없다. 같은 부 트리에 속한 노드들은 한 개의 프레임 시간이 지나면 의사 싱크 노드로 데이터가 전달되기 때문이다. 이 그림에서 H 값이 작을수록 전송 지연 측면에서는 더 유리한 것을 알 수 있다.

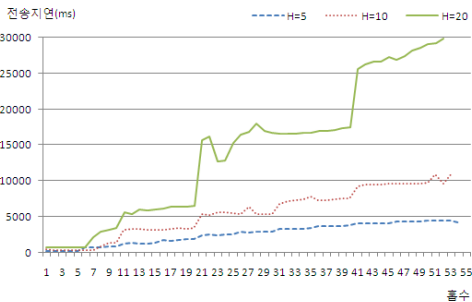


그림 6. 부 트리의 최대 높이 H 값에 따른 전송 지연 변화  
 Fig. 6. Transmission delays according to the number of hops give different H values of sub-trees

그러나 H 값이 작으면 가상 클러스터에 속하는 노드의 수가 적어지고 만일 노드가 이동을 했을 때 해당 가상 클러스터를 벗어나 다른 가상 클러스터에 속하게 될 확률이 높아지게 된다. 이 경우 다른 가상 클러스터에 속하게 되면 새로 속한 가상 클러스터에 자신의 데이터 전송을 위한 스케줄 요청을 슈퍼 프레임 시간만큼 기다려야 하며 또 그 요구가 상위 클러스터 각각에 요구되고 반영될 때 마다 슈퍼 프레임 시간만큼을 기다려야 하기 때문에 결국 전송 지연이 매우 커지게 된다. 만일 새로 속한 가상 클러스터에서 3개의 단을 통과해야 하고 싱크 노드에 도달해야 한다면, 추가적으로 H 값이 5인 경우 각 홉을 통과하는데 걸리는 시간예다가 3(단) x 512프레임(슈퍼프레임) x 200ms(프레임 길이)의 시간이 추가적으로 필요하게 된다. 반면 H 값이 20인 경우 싱크 노드까지 통과해야 하는 단의 개수가 줄어들게 된다. 가령 단의 개수가 1이 된다면 추가 시간은 1/3로 줄어준다. 결국 H 값이 작을수록 노드 이동이 없는 상태에서는 전송 지연이 줄어들지만, 노드 이동시 가상 클러스터를 벗어날 확률이 높아지게 되며, H 값이 커질수록 그 반대의 효과를 갖게 된다. 따라서 노드의 이동성과 개수 등을 고려하여 적절한 H 값을 갖도록 해야 하며 이러한 연구는 향후 연구로 할 예정이다.

〈그림 7〉은 SMAC과 제안하는 MAC 프로토콜에서 H 값을 20으로 설정한 경우에 대해서 홉 수에 따른 싱크 노드까지의 평균 전송 지연을 비교한 것이다. 제안하는 MAC 프로토콜은 가상 클러스터들 간에 데이터 생성 정보를 기반으로 스케줄 생성하고 프레임 시간에 동기화되기 때문에, 낮은 전송 지연을 제공한다. 하지만 SMAC은 가상 클러스터들 간에 전송 스케줄을 동기화 하지 않기 때문에 한 가상 클러스터에서 다른 가상 클러스터로 데이터가 전송될 때 활동/수면 스케줄이 어긋나서 노드가 저장하고 있는 데이터가 많아지기 때문에, 전송 지연이 증가하게 된다. 〈그림 7〉에서 보면 제안하는 MAC 프로토콜은 홉 수가 증가되어도 지연이 조금씩 증가되는 반면에 SMAC은 홉 수 증가에 현저히 지연이 커짐을 알 수 있다.

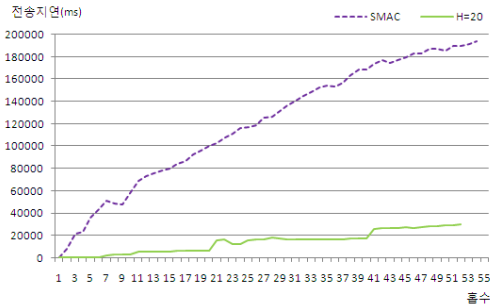


그림 7. 홉 수에 따른 싱크 노드까지의 평균 전송 지연  
 Fig. 7. Transmission delays according to the number of hops with SMAC and proposing MAC with H value = 20

2.2 에너지 효율

우리는 에너지 효율을 알기 위하여서 패킷 하나를 싱크 노드까지 전달하는데 소모되는 전체 네트워크 측면의 에너지를 척도로 사용하였다. <그림 8>은 패킷 한 개를 싱크 노드로 전달하는데 참여하는 노드들(중계 노드)이 소모한 에너지의 총합을 보여준다.

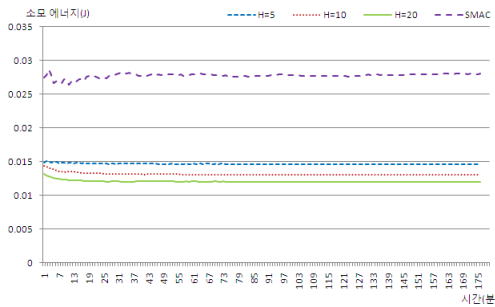


그림 8. 패킷 한 개를 싱크 노드까지 전달하는데 필요한 에너지  
 Fig. 8. Necessary energy for transmitting a packet to the sink node

즉, 모든 노드의 에너지 총합에서 패킷 한 개를 싱크 노드까지 전달하는데 소모된 에너지를 말한다. 초기 안정화 구간이 어느 정도 지나면 제안하는 MAC 프로토콜이 SMAC 보다 적은 에너지를 소모함을 볼 수 있다. SMAC의 경우 두 가상 클러스터의 경계에 모두 속하는 노드들이 데이터 연계를 위해서 깨어야 하는데 두 가상 클러스터의 전송 스케줄은 서로 독립적이므로 깨어 있어야 하는 시간이 길어지고 제안하는 MAC 프로토콜보다 많은 에너지를 소모하게 된다. <그림 8>에서 H 값에 따른 에너지 소모는 H 값이 작을수록 조금 유리하지만 사실상 별다른 차이가 없음을 알 수 있다.

2.3 비교 분석 요약

2.2절의 실험 결과를 바탕으로 요약하면 다음과 같다. 제안하는 스케줄러는 지연 관점에서 6~8배 정도 더 짧은 중단 간 지연을 보였다. 또한 에너지 효율성 관점에서 비교해 보면 패킷 한 개를 싱크 노드로 전달할 때 SMAC 보다 절반 정도 작은 에너지를 소모하였다.

VI. 결론

우리는 무선 센서 네트워크의 다양한 응용 가운데 환경 관찰 응용을 위한 MAC 프로토콜을 제안하였다. 제안하는 MAC 프로토콜은 전체 센서 네트워크를 가상 클러스터 단위로 관리하고 각 가상 클러스터 내부는 부 트리 형태로 관리되며 부 트리 전체가 하나의 트리를 형성하는 구조를 갖는다. 이러한 구조는 몇몇 노드들의 토폴로지 변화가 전체 네트워크가 아닌 한 두 개의 부 트리로 그 영향이 지역화 되는 장점을 갖는다. 우리는 시뮬레이션을 통하여 SMAC 프로토콜보다 지연 측면에서 장점을 가짐을 보였다. 또한 에너지 효율성 측면에서도 유리할 수 있음을 보였다.

제안한 프로토콜은 토폴로지 변화에 대응할 수 있도록 설계되었지만 현재 노드 이동에 대한 성능 평가는 향후 연구로 남겨 둔다. 노드 이동을 어떠한 평가 기준에 따라서 측정해야 할지 기준이 명확하지 않기 때문이며 이러한 평가 기준의 정의 또한 향후 연구되어야 할 문제이다. 또한 다양한 시나리오에 대한 분석도 추가적으로 필요하다. 그리고, 본 연구는 TDMA 기반 프로토콜의 일종인데 CDMA 프로토콜과 좀 더 공평한 성능 비교를 위한 측정 기준 개발과 실험도 향후 추진할 예정이다.

감사의 글

이 논문은 2007년 정부(교육인적자원부)의 재원으로 한국학술진흥재단의 지원을 받아 수행된 연구(KRF-2007-611-D00019)이며 부분적으로 Brain Korea 21 과제의 지원을 받았다.

참고문헌

[1] Th. Arampatzis, J. Lygeros, and S. Manesis, "A Survey of Applications of Wireless Sensors and Wireless Sensor Networks", 13th Mediterranean Conference on Control and Automation, pp.

27-29, Jun. 2005

[2] Wendi B. Heinzelman et al., "An Application-Specific Protocol Architecture for Wireless Microsensor Networks," IEEE Trans. on Wireless Communications, vol. 1, no. 4, pp. 660-670, Oct. 2002

[3] 김동민, 김성철, "무선 센서 네트워크에서 주기적인 트래픽의 효율적인 모니터링을 위한 MAC 프로토콜", 한국컴퓨터정보학회논문지, 제13권 제7호, 157-164쪽, 2008년 7월

[4] 김성철, 김동민, "무선센서 네트워크에서 네트워크 성능을 향상시키는 하이브리드 MAC 프로토콜", 한국컴퓨터정보학회논문지, 제13권 제2호, 177-183쪽, 2008년 3월

[5] Ian F.Akyildiz et al., "A survey on Sensor Networks," IEEE Communications Magazine, vol. 40, no.8, pp.102-114, Aug. 2002

[6] A. Mainwaring, D. Culler, J. Polastre, R. Szewczyk and J. Anderson, "Wireless sensor networks for habitat monitoring", International workshop on Wireless sensor networks and applications, pp. 88-97, Sept. 2002

[7] W. Ye, J. Heidemann, and D. Estrin, "Medium Access Control with Coordinated, Adaptive Sleeping for Wireless Sensor Networks", IEEE/ACM Transaction on Networking, vol. 12, no. 3, pp. 493-506, June 2004

[8] G. Lu, B. Krishnamachari, C. S. Raghavendra, "An Adaptive Energy-Efficient and Low-Latency MAC for Data Gathering in Wireless Sensor Networks", 18th International Parallel and Distributed Processing Symposium, pp. 224-231, Apr. 2004

[9] Joseph Polastre, Jason Hill, David Culler, "Versatile low power media access for wireless sensor networks", Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems, pp. 95-107, Nov. 2004

[10] Michael Buettner, Gary V. Yee, Eric Anderson, Richard Han, "X-MAC: a short preamble MAC protocol for duty-cycled wireless sensor networks", Proceedings of the 4th international conference on Embedded networked sensor

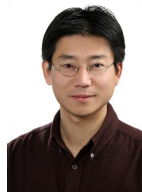
systems, pp. 307-320, Oct. 2006

[11] IEEE Standard for Information Technology - Telecommunications and information exchange between systems - Local and metropolitan area networks - specific requirement Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs), pp. 1-203, 2007

**저 자 소 개**



**백두성 (Doo-sung Back)**  
 2006년 : 전북대학교 전자정보공학부 컴퓨터공학 학사  
 2008년 : 전북대학교 전자정보공학부 컴퓨터공학 석사  
 현재 : 전북대학교 전기전자컴퓨터공학부 컴퓨터공학 박사과정  
 관심분야 : 센서네트워크, P2P 네트워크, 운영체제 보안



**편기현(Kihyun Pyun)**  
 1995년 : 인하대학교 전자계산공학과 학사  
 1997년 : KAIST 전산학과 석사  
 2002년 : KAIST 전산학과 박사  
 2003년 : KAIST 전기및전자공학 박사후 연구원  
 현재 : 전북대학교 전기전자컴퓨터공학부 컴퓨터공학전공 조교수  
 관심분야 : 유무선 고품질 서비스, 유무선 패킷 스케줄링, 시스템 소프트웨어, 모바일 소프트웨어