

■ 2004년 정보과학 논문경진대회 수상작

# 에너지 효율적인 데이터 기반 센서 네트워크 라우팅 프로토콜

## (Energy Efficient Data-centric based Sensor Network Routing Protocol)

박 노 성 <sup>†</sup>      김 대 영 <sup>††</sup>  
(Noseong Park)      (Daeyoung Kim)

**요 약** 센서 네트워크에서는 베이스 노드와 다수의 센서 노드들간의 데이터 중심 (Data-centric) 기반의 통신 모델을 사용한다는 특징을 활용하여, 오버헤드를 최소화 하면서 최저 전력 라우팅 경로를 찾고, 또한 전체 네트워크의 수명을 최대화 시킬 수 있는 PAD (Power Aware Data-centric routing protocol)를 제안한다. PAD는 최저전력 라우팅 경로와는 상관없는 통신 링크를 제거한 최저전력특징그래프 (Minimum Energy Property Graph)를 찾은 후, 오버헤드를 최소화 하고 slow convergence와 라우팅 경로의 루프 문제를 해결한 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm을 사용하여 라우팅 경로를 결정한다. 특히 PAD가 제안한 최저전력특징그래프를 찾는 알고리즘은 기존의 방식에 비해서 훨씬 빠르며, 간단하여 구현이 용이하면서도 가장 적은 수의 에지를 가지는 그래프를 구한다. 이는 기존의 방식이 사용하던 path-loss 모델만을 이용한 기하학적 계산과 복잡한 알고리즘을 path-loss 모델로부터 독립시켜 전력소모를 예측할 수 있는 어떠한 방법이든지 사용 가능하게 하고 또한 최단거리 알고리즘을 사용한 결과이다. PAD는 모든 과정을 분산된 방식으로 수행하며, 또한 최소의 오버헤드만을 가지므로, 다양한 센서 네트워크 응용에서 사용할 수 있을 것으로 기대한다.

**키워드** : 센서 네트워크, 라우팅, 전력, 데이터 중심, 최저전력특징그래프

**Abstract** We propose the PAD (Power Aware Data-centric Routing Protocol), which finds minimum energy routes and prolongs network life-time, for the data-centric sensor networks. Firstly, the PAD discovers the minimum energy property graph by removing redundant communication links. The proposed algorithm to find the minimum energy property graph is faster, simpler and easier to implement than existing algorithms. Secondly, the PAD runs the DDBF (Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm) to determine routing paths between a base node and all sensor nodes. The DDBF solves the drawbacks of the distributed bellman-ford algorithm, i.e. slow convergence and a possible cyclic routing path. Since the PAD is a fully distributed algorithm with low overhead, it can be used in various kinds of resource limited sensor network applications.

**Key words** : Sensor Network, Routing, Low Power, Data centric, Minimum Energy Property Graph

### 1. 서 론

주변 환경을 감시하고 데이터를 수집하는 용도로 이용될 수 있는 센서 네트워크는 스마트 홈이나 사무, 공장 자동화 그리고 미래에 구현될 유비쿼터스 컴퓨팅에

서 인간과 환경의 상호작용을 가능하게 하는 핵심 기술로 인식되고 있다. 근래의 반도체, 무선 통신 등의 기술 발전에 힘입어 그 실현 가능성이 한층 높아 졌지만, 센서 네트워크는 사용목적에 의존적인 성향이 있으며, 또한 실제 구현에 제약이 상당히 많은 편이다[1]. 대표적인 제약사항은 다음과 같다. 센서 노드의 수가 수십 개에서 수만 개 정도까지 응용에 따라 가변적이며, 네트워크 일부분의 고장이 전체 네트워크에 영향을 끼쳐서는 안 되며, 네트워크의 토폴로지가 자주 바뀔 수 있다. 또한 센서 노드는 배터리 용량과 처리, 저장, 통신 기능이

<sup>†</sup> 학생회원 : 한국정보통신대학교 공학부  
behack@icu.ac.kr

<sup>††</sup> 정 회 원 : 한국정보통신대학교 공학부 교수  
kimd@icu.ac.kr

논문접수 : 2004년 6월 12일  
심사완료 : 2004년 11월 22일

충분하지 않다.

그 중에서도 배터리에 의존하는 센서 노드의 제약사항은 매우 심각하며, 이를 해결하기 위한 저전력 설계는 센서 네트워크 구현에 필수 불가결한 기술이다. 센서 네트워크는 노드가 데이터 송신뿐만 아니라 중계 기능을 하는 Ad-hoc 네트워크이기 때문에, 임의의 센서 노드가 일찍 전력을 소진 한다면 네트워크 전체의 수명이 줄어들 수 밖에 없다. 따라서 하드웨어뿐만 아니라 프로토콜, 운영체제, 미들웨어, 시큐리티 등의 모든 기능을 저전력을 고려하여 설계하여야 한다. 본 논문에서는 센서 네트워크를 위한 저전력 네트워크 프로토콜인 PAD (Power Aware Data-centric routing protocol)를 제안하며, 최저전력 라우팅 경로 탐색과 네트워크 수명을 최대화하는 것을 목표로 삼는다[2]. 최저전력 라우팅 경로 탐색은 출발지에서 목적지로 가는 전반적인 라우팅 경로 차원에서 전력 소모를 최소화 하는 것이다. 무선 통신에서 출력 신호세기는 소모하는 전력의 양에 비례하므로 최저전력경로를 따라서 각 홉 마다 필요한 최소 신호세기로 전송하면 전력소모를 최소화할 수 있다. 네트워크 수명의 최대화는 노드들의 잔류전력을 최대한 균형되게 유지해 줌으로써 얻을 수 있다.

지금까지 센서 네트워크를 대상으로 하는 다양한 종류의 라우팅 프로토콜들이 개발되었으며, 그 중에서 전력소비를 줄이려는 대표적인 것이 LEACH[3], EAR[4], MECN[5]이다. LEACH는 클러스터링 방식의 프로토콜으로써 클러스터 헤드와 슬레이브 노드들 간에 TDMA를 사용한다. 슬레이브 노드는 할당 받은 타임슬롯에서만 RF 트랜시버를 작동시켜 전력소모를 줄인다. EAR은 출발지와 목적지 사이의 경로 중 가장 적은 전력을 소모하는 경로를 찾아서 전송을 한다. 그러나 이런 최저전력경로를 이용한 라우팅이 전체 네트워크의 최대 수명을 보장하지는 못 한다. 따라서 EAR은 최저전력경로 외에 다른 경로들도 함께 찾아서 각 경로의 잔류전력을 평가하여 각 경로가 선택될 적절한 확률을 부여한다. 이러한 방법은 전력이 충분한 경로가 자주 선택되게 함으로써 전체 네트워크의 수명을 늘려준다. MECN은 노드들 사이의 최저전력경로에 포함되지 않을 통신링크를 제거한 후 전력소모를 평가기준으로 하여 Distributed Bellman-Ford Algorithm[6]을 실행하여 최저전력 라우팅을 위한 라우팅 테이블을 구성한다. MECN은 노드들 사이의 최저전력경로를 알아내기 위해서 EAR과 비슷한 방법을 이용하지만, 라우팅 테이블을 만들기 전에 최저전력경로와 상관없는 통신링크를 제거한다는 점에서 MECN이 더 우수하다고 할 수 있으나, 네트워크의 수명을 위해서 다양한 경로를 이용한다는 점에서는 EAR의 장점을 찾아볼 수 있다.

그러나 위의 프로토콜들은 다음과 같은 문제점을 가지고 있다. LEACH는 클러스터 헤드 선택이 결정적이지 않으며, 센서네트워크 내의 모든 노드가 베이스 노드와 통신 가능해야 한다는 점에서 실제 상황에 적용되기 어렵다. MECN과 EAR은 라우팅 경로를 찾고 유지하기 위한 오버헤드가 크다는 단점이 있다. MECN이 최저전력경로와는 상관없는 통신링크를 제거하기 위해서 사용한 방법은 과도한 계산을 요구하며, 구현도 쉽지 않다. Distributed Bellman-Ford Algorithm도 주기적인 라우팅 정보 방송으로 인해 과도한 전력이 소모되며, slow convergence와 라우팅 경로의 비정상적인 루프 현상이 발생 할 수 있다. EAR도 출발지와 목적지 사이에 위치한 노드들 간에 주기적으로 잔류전력과 같은 라우팅 정보를 주고 받아야 한다.

기존 방법의 단점을 보완하기 위해서 본 논문에서 제안하는 PAD는 현존하는 대부분의 센서 노드에서 운용 가능할 만큼 적은 오버헤드를 발생시키도록 설계되었다. 이를 위해 PAD가 사용하는 방법은 크게 두 가지로 나눌 수 있다. 첫째는 MECN 등에서 사용된 것과 같이 최저전력경로와는 상관 없는 통신링크를 적은 오버헤드를 가지고 제거하는 것이고, 다른 하나는 센서 네트워크에 적합하게 변형시킨 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm을 이용하여 라우팅 테이블을 구성하는 것이다. 통신 링크를 제거하기 위해서 PAD가 사용하는 방법은 다음과 같다. 각 노드는 인접노드의 정보를 모아서 Dijkstra's Algorithm[7]을 이용하여 최저전력경로와는 상관없는 통신링크를 제거한다. 이는 MECN의 것 보다 더 빠르고, 구현이 쉬우며, 가장 최적의 결과를 얻을 수 있다. Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm에서는 생성되는 라우팅 정보의 수가 최소화 되었으며, 네트워크의 수명을 증가시키기 위해서 노드들의 전력을 비슷하게 유지시키는 기능을 가지고 있다. EAR 처럼 많은 후보 경로들의 전력량을 파악하는 방식은 오버헤드가 크기 때문에, PAD는 라우팅 경로에 포함된 노드가 전력이 충분하지 않다면 매 순간 임시로 다른 노드를 통한 우회 경로를 선택함으로써 전체 네트워크 수명을 늘린다. PAD는 이 모든 기능을 분산된 방식으로 해결 하였으며, ICU의 ANTS (An evolvable Network of Tiny Sensors) 프로젝트에서 기반 네트워크 프로토콜로 사용된다.

본 논문의 2장에서는 센서 네트워크 프로토콜 관련 연구를 소개하며, 3장에서는 센서 네트워크 모델과 용어를 정의하며, 4장에서는 최저 전력 라우팅 그리고 5장에서는 센서 네트워크 수명 최대화 기술을 제안한다. 그리고 6장에서는 제안된 알고리즘의 성능 분석과 마지막으로 7장에서는 결론과 향후 연구 계획으로 끝을 맺는다.

## 2. 관련연구

센서 네트워크 라우팅 프로토콜의 설계 요구사항은 크게 두 가지로 나뉠 수 있다. 첫째는 센서 노드가 소형 배터리로 장기간 운용되어야 하기 때문에 저전력 특성을 가져야 하며, 둘째는 대부분의 노드가 IP 주소와 같은 글로벌 주소를 가지지 않는다는 것이다. 특히 두 번째 요구사항은 데이터 중심(Data-centric)과 데이터 집중(Data aggregation)이라 불리는 센서 네트워크만의 독특한 특징과 관련이 있다.

데이터 중심 방식에서는 베이스 노드가 얻고자 하는 정보(interest)를 일반 노드들에게 알려주고, 노드들은 그와 일치하는 이벤트가 감지되면 해당 정보를 베이스 노드에게 전송한다[8]. 반대로 일반 노드들이 자신이 제공 가능한 이벤트에 대한 정보를 알려주고, 베이스 노드가 원하는 데이터만 요구할 수도 있다[9]. 데이터 중심 방식에서는 Attributed-based naming[10]이 필수적이다. Attributed-based naming에서는 특정 노드를 지칭하는 것이 아니라 특정 이벤트를 기술하여 쿼리를 생성한다. 예를 들어 화재감지를 위해서 “연소가스가 감지되는 지역은?”과 같은 이벤트를 기술하여야 한다.

데이터 집중은 데이터 중심 라우팅에서 Implosion과 Overlap을 해결하기 위해서 사용된다. Interest에 의한 데이터는 베이스 노드로 전송되는 도중에 다른 비슷한 데이터와 통합될 수 있다. 대부분의 경우에 이벤트가 발생한 주위의 많은 노드들이 중복된 데이터를 전송한다. 이런 현상을 방지하기 위해서 노드는 전송 중에 비슷한 데이터가 있으면 하나로 통합하는 작업을 수행해야 한다.

기존에 개발된 센서 네트워크용 라우팅 프로토콜은 크게 플랫(flat)방식과 계층구조(hierarchy)방식으로 나뉜다. 플랫방식에서는 노드가 모두 동등한 권한을 가지고 다른 노드의 데이터를 목적지로 전달하는 멀티-홉 통신을 한다. 대표적인 플랫방식의 프로토콜은 Directed Diffusion[8], MECN, EAR, SPIN[9] 등이다. 계층구조 방식은 노드의 역할이 상위와 하위 계층으로 구분되어 하위 계층은 상위 계층의 통제를 받으며 데이터 송수신도 언제나 상위계층의 노드를 통해서만 한다. 계층구조 방식의 프로토콜로써는 LEACH, PEGASIS[11] 등이 존재한다.

Directed Diffusion은 센서 네트워크의 데이터 중심 특징을 이용한 대표적인 라우팅 프로토콜이다. 베이스 노드는 센서 노드들이 수행할 감지 작업을 포함한 interest를 모든 센서 노드들에게 유포한다. Interest와 일치하는 이벤트를 감지한 노드는 그 전에 결정된 경로를 따라서 베이스 노드에게 전송한다.

SPIN은 전통적인 flooding 기법의 단점을 보완하는 기법이다. 노드는 실제 데이터를 flooding하기 보다는 데이터를 기술한 ADV 메시지를 모든 인접노드들에게 방송한다. 인접노드들이 ADV에 기술된 데이터에 관심이 있다면 REQ 메시지로써 응답을 하고, 노드는 REQ를 보낸 인접노드에게만 데이터를 전송한다.

LEACH는 노드들의 클러스터를 만든다. 각 노드는 스스로 클러스터 헤드가 될 것인지를 결정한다. 일단 헤드가 정해지면 헤드는 다른 노드들에게 헤드가 되었다는 사실을 브로드캐스팅하고 헤드가 아닌 노드들은 더 강한 세기로 신호를 보낸 헤드의 클러스터에 슬레이브로 참가한다. 일정시간이 지나면 노드들은 새로운 클러스터 헤드를 정한다.

PEGASIS는 노드들의 체인을 만들고 베이스 노드와의 통신을 담당하는 체인 헤드로 모든 데이터를 전송한다. 최적의 체인을 구성하는 것은 Traveling Sales Person's problem과 같으므로 PEGASIS는 Greedy 방식을 통하여 체인을 구성한다. PEGASIS는 LEACH에 비해서 적게는 100%에서 많게는 300% 정도까지 향상된 성능을 보인다.

센서 네트워크는 점과 에지의 집합인 그래프  $G=(V, E)$ 로써 표현 가능하다. 이때 에지의 가중치가 해당 통신링크를 통해서 전송할 때 소모되는 전력량을 의미한다면 최저전력경로를 찾는 문제는 전통적인 최단거리문제와 동일한 의미를 가진다. 초기의 그래프에서 최저전력경로를 구성하는데 필요 없는 에지를 제거한 그래프를 최저전력특징그래프라고 한다. 초기의 그래프 보다 최저전력특징그래프 상에서 라우팅 프로토콜을 실행하면 라우팅 정보 방송에 따른 오버헤드가 줄어들어 전력 소모가 감소하는 것은 당연하다. 더구나 라우팅의 목표가 최저전력경로를 찾는 것이라면 초기그래프를 이용하는 것이나 최저전력특징그래프를 이용하는 것이나 결과의 차이가 없다.

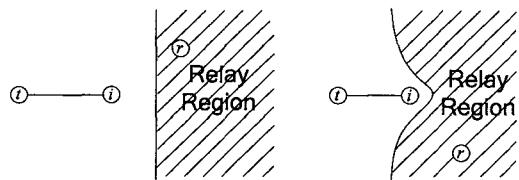


그림 1 릴레이영역 (왼쪽:  $\alpha=2$ , 오른쪽:  $\alpha=4$ )

최저전력특징그래프를 구하는 방법은 Rodoplou와 Meng의 MECN[5]을 비롯한 일련의 연구[2,12]에서 제안되었다. 이 일련의 연구들은 모두 두 노드 사이의 통신에 필요한 전력량이 거리의  $\alpha$ , ( $2 \leq \alpha \leq 5$ )승에 비해

한다는 path-loss 모델을 바탕으로 알고리즘을 간소화하거나 에지의 수가 더 적은 최저전력특징그래프를 찾는 방향으로 개선되어왔다.

그림 1과 같이 데이터를 전송하려는 전송노드  $t$ 와 목적지인 수신노드  $r$ 과  $t$ 와  $r$  사이의 중간노드  $i$ 가 있다고 하자.  $t$ 가  $r$ 에게 바로 전송할 경우에 소비되는 전력은  $\delta(t, r)^a + \omega$ 로 정의된다.  $\delta(t, r)$ 은 노드 사이의 거리이다.  $\delta(t, r)^a$ 은  $t$ 가 송신할 때 소모되는 전력을 의미하고,  $\omega$ 는  $r$ 이 수신 시에 소모하는 전력량을 의미한다. 만약  $t$ 가  $i$ 를 거쳐서  $r$ 에게 전송 한다면 전력소모는  $\delta(t, i)^a + \delta(i, r)^a + 2\omega$ 이다. 이때 아래의 조건을 만족한다면  $i$ 를 거쳐서 전송하는 것이 직접적인 전송보다 더 적은 전력을 소모한다.

$$\delta(t, r)^a + \omega > \delta(t, i)^a + \delta(i, r)^a + 2\omega'$$

그림 1과 같이 2차원 평면에서 전송노드  $t$ 와 중간노드  $i$ 의 위치가 결정되면 간단한 기하학적인 계산으로 특정영역에 위치한 노드는 모두 위의 부등식을 만족함을 알 수가 있다. 위의 부등식을 언제나 만족하는 영역을 릴레이영역이라 하고, 릴레이영역 안에 위치하는 노드를 릴레이노드라 한다. 특히 전송노드와 수신노드 사이에  $k$ 개의 중간노드가 존재할 때 수신노드를  $k$ -릴레이노드라고 한다. 따라서 그림 1의 전송노드  $t$ 에서 단일-릴레이노드  $r$ 에게 데이터를 전송할 때는 언제나 중간노드  $i$ 를 거쳐서 가는 것이 직접적인 전송보다 더 적은 전력을 소모한다.

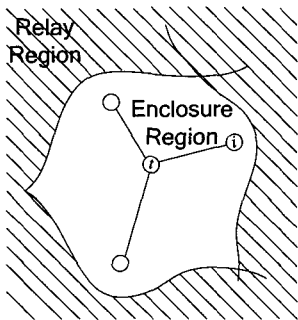


그림 2 Li와 Wan의 정의에 따른  $t$ 의 엔클로저영역

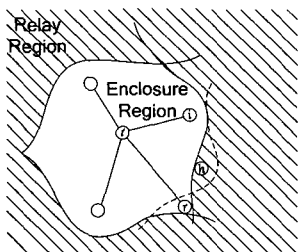


그림 3 MECN에 의해 만들어지는  $t$ 의 엔클로저영역

Li와 Wan은 그림 2에서와 같이 인접노드의 릴레이영역으로 둘러 쌓인 영역을 엔클로저영역이라고 정의하였다. 전송노드  $t$ 는 엔클로저영역 안에 위치한 노드들과 에지를 연결하여 엔클로저그래프를 만든다. 각 노드가 만든 엔클로저그래프를 모두 합친 그래프는 최저전력특징그래프의 한 종류이며, 기존의 연구들은 이 엔클로저그래프를 효과적으로 찾는 방법들에 대해서 연구하였다.

그러나, MECN은 정교하지 못한 알고리즘으로 인해서 그림 3과 같이 불완전한 엔클로저영역과 그래프를 만들게 된다. MECN은 어떤 노드  $r$ 이 다른 노드의 릴레이영역에 위치하고 있으면,  $r$ 에 의해서 만들어 지는 릴레이영역에 대해서 고려하지 않는다. 그림 3에서  $r$ 에 의해서 만들어지는 릴레이영역에 존재하므로  $t \rightarrow h \rightarrow r$ 이  $t \rightarrow r$  보다 에너지 효율적이다. 따라서  $r$ 은 엔클로저그래프에 반드시 포함되어야 하는 것은 아님에도 MECN은  $h$ 가  $i$ 의 릴레이영역에 포함되어 있어서  $r$ 을 엔클로저그래프에 포함시키게 된다. MECN은 위의 예제와 같이 단일-릴레이노드의 부분을 제거하여 엔클로저그래프를 만들며, 시간 복잡도는  $O(V^3)$ , ( $V$ 는 인접노드의 개수)이다.

SMECN은 MECN의 복잡한 알고리즘을 간소화하고, 불완전한 엔클로저영역 문제를 해결하였으며,  $k$ -릴레이노드 모두를 제거하여 엔클로저그래프를 만드는 방법을 제안하였다. 그러나 MECN에 비해서 간소화된 SMECN도 여전히 비효율적이며, 실용성이 떨어진다.

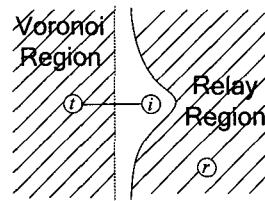


그림 4  $t$ 의 보로노이영역

Li와 Wan은 그림 4와 같이 잘 알려진 보로노이영역으로 엔클로저영역을 근사화하는 방법을 이용하여,  $O(V \log V)$ 의 낮은 복잡도의 알고리즘을 제안하였다. Li와 Wan의 방법은 최적의 해가 아니라 근사 엔클로저그래프를 생성하게 된다.

본 논문에서 Li와 Wan의 알고리즘과 비슷한  $O(V \log V + E)$ , ( $E$ 는 에지의 개수)의 시간에 분산된 방법으로 구할 수 있는 가장 최적화된 최저전력특징그래프를 찾는 방법을 제안한다. 더구나 제안하는 알고리즘은 기존의 방법들이 노드들의 거리 정보와 path-loss에만 의존하는데 반하여, 실제신호세기측정을 이용한 보다 정교한 방법도 사용할 수 있다.

### 3. PAD 시스템 모델 및 용어 정의

센서 네트워크는 센서 노드를 의미하는 점과 통신링크를 의미하는 에지로 이루어진 방향성 그래프  $G=(V, E)$ 로 표현되며, 가중치는 해당 통신링크의 전력소모를 의미한다. 본 장에서는 PAD에서 사용된 전력소모 예측 모델과 센서 네트워크 모델, 그리고 관련된 용어정의에 대해서 기술한다.

#### 3.1 전력소모 예측 모델

전력소모, 즉 에지의 가중치는 송신노드와 수신노드가 소모한 전력량의 합으로 정의된다. 수신시의 전력소모량은 하드웨어 설계 시에 고정되는 상수 값으로서 측정 없이 바로 알 수 있으므로, 이번 절에서는 송신노드의 전력소모 예측에 대해서만 언급한다.

전력소모 예측 방법으로 가장 많이 쓰이는 방법은 두 노드의 통신에 필요한 신호의 세기가 거리의  $\alpha$ , ( $2 \leq \alpha \leq 5$ )승에 비례한다는 path-loss 모델이다. path-loss 모델 중 대표적인 것이  $\alpha=4$ 인 two-ray 모델[13]과  $\alpha=2$ 인 free-space 모델[14]이다. 그러나 path-loss 모델은 특정 환경을 대상으로 하여 모델링 한 것이다. 따라서 사용되는 주변 환경에 매우 의존적인 특징이 있어서 정확한 값을 측정 할 수는 없다.

수신 노드에서 신호를 정상적으로 수신하기 위해서는 신호대잡음비가 중요하다. 즉, 데이터를 담고 있는 신호가 노이즈 보다 일정비율이상 커야 하는데 이 임계강도(threshold)는 주위의 온도나 간섭 등에 영향을 받는다. 본 논문에서는 모든 노드에 걸쳐서 임계강도가 일정하다고 가정한다. two-ray 모델을 예로 들면 아래와 같이 임계강도 이상으로 수신노드에 신호가 도달하기 위해서 전송노드가 보내야 할 최소 신호세기를 계산할 수 있다. <수식 1>에서  $P_r$ 이 수신노드에서 감지된 신호의 세기,  $P_t$ 가 전송노드에서 방사한 신호의 세기,  $G$ 가 송수신 노드의 안테나 게인,  $h$ 가 송수신 노드의 안테나의 높이를 의미한다.  $\delta$ 는 송수신 노드 사이의 거리를 의미한다.

$$P_r = G_r G_t \frac{h_t^2 h_r^2}{\delta^4} P_t$$

수식 1 two-ray 모델

$$P_{\min} = \frac{\delta^4}{G_r G_t h_t^2 h_r^2} P_{\text{threshold}}$$

수식 2 전송시의 최소 신호세기

$P_r$ 에 임계강도  $P_{\text{threshold}}$ 를 대입하면, <수식 2>와 같이 전송노드가 방사해야 할 최소 신호세기의 식을 얻을

수 있다. 거리만을 고려한다면, 어떤 노드  $u$ 와  $v$ 가 통신하기 위해 필요한 전력량은 <수식 3>과 같이 표현된다.  $\omega$ 가 의미하는 것은 수신노드가 수신 시에 소모하는 전력량으로써 일정한 상수 값이다. Rodopl와 Meng은 직접적인 실험을 통하여 노드  $u$ 와  $v$ 가 통신하기 위해 필요한 전력량을 나타내는 <수식 4>를 구하였다.

$$\rho(u, v) = \delta(u, v)^4 + \omega$$

수식 3 거리만을 고려한 two-ray 모델

$$\rho(u, v) = \delta(u, v)^4 + 2 \times 10^8$$

수식 4 Rodopl와 Meng의 모델

Path-loss 모델 외에 에지의 가중치를 예측하기 위한 전력소모 예측 모델로 이용될 수 있는 것은 직접적인 신호세기 측정 방법이 있다. 노드  $u$ 가  $P_t$ 세기로 신호를 전송하여 노드  $v$ 가  $P_r$ 의 세기로 수신하였다고 하자. 이때 감쇄는 <수식 5>와 같다.  $P_r$ 에 임계강도  $P_{\text{threshold}}$ 를 대입하면, 미리 구한 감쇄를 이용하여 노드  $u$ 가 전송해야 할 최소 신호세기는 <수식 6>과 같음을 알 수 있다.

$$L = -10 \log \frac{P_r}{P_t}$$

수식 5 감쇄

$$P_{\min} = P_{\text{threshold}} \times 10^{\frac{L}{10}} = \frac{P_t}{P_r} \cdot P_{\text{threshold}}$$

수식 6 최소 신호세기

Path-loss 모델은 노드들의 위치정보만 알면 사용할 수 있으므로 간단하지만 모든 실제 환경 요인을 고려하지는 못 한다. 따라서 본 논문에서는 거리에 따른 path-loss 뿐만 아니라 장애물이나 다른 노이즈가 존재한다는 좀 더 현실적인 환경을 가정하여 내용을 전개한다. 즉, 실제 신호세기 측정 방법을 이용한 전력소모 예측 모델을 이용한다.

#### 3.2 센서 네트워크 모델과 기본 용어

센서 네트워크는 센서 노드를 의미하는 점과 노드 사이의 통신링크를 의미하는 에지와 통신링크에서 소모되는 전력량을 의미하는 가중치의 집합인 그래프로 표현된다. 네트워크가 동일한 노드들로 구성되어 있고, path-loss 모델을 이용한다면 가중치는 오직 거리에 의해서 결정되므로 양방향 모두 같은 값을 가진다. 따라서 방향성을 가지지 않은 그래프로서 표현된다. 그러나 실

제로는 두 노드 사이의 양방향 모두의 전송이 같은 가중치를 가진다고 할 수 없으므로 실제 신호세기 측정 모델을 이용하면 방향성을 가진 그래프로서 표현된다.

MECN을 비롯한 기존의 연구는 path-loss 모델을 사용한다. 이는 거리만을 이용하는 것으로서 노드들이 2차원 평면상에 배치되었다고 가정한다. 그러나 실제 신호세기 측정 모델을 이용하면 3차원 공간 상에서 거리와 안테나의 높이 같은 기본적인 요소뿐 아니라 온도나 장애물과 같은 모든 잡음 요소를 고려할 수 있다. Path-loss 모델을 이용하기 위해서는 GPS와 같은 위치측정기가 필요하고, 실제 신호세기 측정 모델을 이용하기 위해서는 수신

신호의 세기를 측정하는 기능이 필요하다.

센서 네트워크를 구성하는 모든 노드들은 동일한 능력을 가지는 노드들이라 가정한다. 따라서 전송한계와 신호 최대출력이 같다. 센서 네트워크의 데이터 중심 특징을 고려하면 센서 노드들 사이의 직접적인 데이터 교환은 고려하지 않아도 된다. 베이스 노드에서 센서 노드로의 interest와 센서 노드에서 베이스 노드로의 감지한 데이터 전송만이 있을 뿐이다. 따라서 라우팅 테이블을 만들기 위해 센서 노드들끼리 라우팅 정보를 주고 받을 수는 있지만 센서 노드들이 필요로 하는 라우팅 테이블은 오직 베이스 노드로 전송할 때 필요한 경로에 대한

표 1 기본 용어와 표기법

기호	정 의
$A_u$	노드 $u$ 의 전송한계 지역, $v \in A_u$ 이면 $v$ 가 $u$ 의 전송한계 지역 안에 위치함을 의미한다.
$ p $	경로 $p$ 의 길이는 경로에 포함된 홉 수로 정의된다.
$\rightarrow$	단일-홉을 의미한다. $u \rightarrow v$ 이면 $v \in A_u$ 이다.
$\Rightarrow$	2홉 이상을 의미한다. $u \rightarrow v$ 이면 중간에 중간노드를 한번 이상 거쳐서 $v$ 에게 전송됨을 의미한다.
$A_u$	노드 $u$ 의 전송한계 안에 위치하는 모든 노드이고 $u$ 의 인접노드라 한다. $A_u = \{x   x \in A_u\}$
$A_{u,k}$	$u$ 의 인접노드들 중 $k$ 번째 인접노드를 의미한다.
$X$	$A_u$ 와 $A_v$ 에서의 $u$ 와 같은 중심노드를 의미한다.
$\Gamma_u$	중심노드 $u$ 와 $u$ 의 인접노드 $A_u$ 로 구성된 노드의 집합이고 그룹이라고 한다. $\Gamma_u = \{u\} \cup A_u$
$\rho(u \rightarrow v)$	노드 $u$ 가 $v$ 에게 전송할 때 소모되는 전력은 $u$ 가 신호를 출력할 때 소모되는 전력량과 $v$ 가 수신할 때 소모되는 전력량의 합으로 정의된다.
$\rho(p)$	경로 $p$ 를 따라 목적지까지 전송하는데 소모되는 전력량을 의미한다. 경로 $p = n_1 \rightarrow n_2 \rightarrow \dots \rightarrow n_m$ 이 있을 때 $\rho(p) = \sum_{k=1}^{m-1} \rho(n_k \rightarrow n_{k+1})$ 이다.
최저전력경로	두 노드 사이의 여러 경로들 중 가장 적은 전력을 소모하는 경로를 의미한다.
단위최저전력경로	최저전력경로 중 길이가 1인 경로
초기그래프	네트워크에 존재하는 모든 노드와 통신링크를 점과 에지로 포함하는 그래프
최저전력그래프 (Minimum Energy Graph, MEG)	초기그래프에 존재하는 모든 노드들 사이의 최저전력경로만을 모은 그래프이다.
최저전력특징그래프 (Minimum Energy Property Graph, MEPG)	최저전력그래프와 같이 모든 최저전력경로를 포함하면서 에지의 수가 최저전력그래프 보다는 많고 초기 그래프 보다는 적은 그래프이다. 따라서 하나의 초기그래프에 대해서 많은 종류의 최저전력특징그래프가 만들어 질 수 있다.
$N_u$	노드 $u$ 의 인접노드들 중 최저전력특징그래프에서도 에지로 연결된 노드를 이웃노드라고 한다. $N_u = \{x   (u,x) \in \text{MEPG}\}$
$N_{u,k}$	$u$ 의 이웃노드들 중 $k$ 번째 이웃노드를 의미한다.
$\mathfrak{N}_u$	노드 $u$ 의 이웃노드들 중 노드 $v$ 를 거쳐서 베이스 노드로 전송하는 것이 가장 적은 전력을 소모할 때 $v$ 를 $u$ 의 다음노드라 한다. 이는 다음과 같이 정의 될 수도 있다. 임의의 최저전력경로 $p = n_1 \rightarrow n_2 \rightarrow \dots \rightarrow n_m$ 에서 $n_{k-1}$ , ( $1 \leq k \leq m-1$ )은 $n_k$ 의 다음노드이다.
$H(u)$	노드 $u$ 에서 베이스 노드로의 최저전력경로의 홉 수를 의미한다.
$T_u(PC, HC)$	Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm이 주고 받는 라우팅 정보를 의미하고 트리거메시지라 한다. $T_u(PC, HC)$ 는 노드 $u$ 가 발송한 트리거메시지를 의미한다. 트리거메시지에는 전력소모 값과 홉 수의 두 가지 필드가 있고 각각의 값을 $T_{u,PC}$ 와 $T_{u,HC}$ 로 표기한다.
갱신주기	Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm이 모든 노드의 라우팅 테이블을 동시에 갱신하는 시간 간격을 의미한다.
$\epsilon(u)$	노드 $u$ 의 잔류전력량을 의미한다.
$\epsilon(N_u)$	노드 $u$ 의 이웃노드들의 잔류전력량은 개개 노드의 잔류전력량의 평균값으로 정의된다.

것뿐이다.

표 1에 본 논문에서 사용할 기본적인 용어와 해당 용어에 대한 형식적인 표기법을 명시한다.

#### 4. 최저전력 라우팅

PAD는 센서 네트워크의 데이터 중심 특징을 고려하여 설계된 최저전력 라우팅 프로토콜로써, 최저전력특징그래프 상에서 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm을 수행하여 최저전력경로를 찾아낸다. 최저전력특징그래프를 이용하면 에지가 초기그래프에 비해서 적으므로 라우팅 정보가 과도하게 flooding 되는 것을 막을 수 있으며, flooding이 줄어들므로 인해서 데이터 링크 계층의 부담과 라우팅 정보를 처리하는데 소모되는 전력을 줄일 수 있다. 또한 최저전력경로를 따라서 전송할 때 다음노드에게 필요한 최소 송신출력으로 데이터를 전송하기 때문에 신호를 생성하는데 소모되는 전력을 최소화할 수 있다. Distributed Data-centric Bellman Ford Algorithm은 라우팅 정보를 최소한으로 발생시키며, slow convergence와 라우팅 경로의 루프 같은 문제를 방지한다. 또, 라우팅 정보에 따른 오버헤드를 최소화하여서 자원 제약이 심한 센서노드에 적합하다.

##### 4.1 최저전력경로와 최저전력특징그래프의 기본 성질

최저전력경로는 임의의 두 노드 사이의 가능한 모든 경로들 중 전력소모가 가장 적은 것을 말한다. 본 논문에서는 에지의 가중치를 전력소모로 정의 하였으므로 최저전력경로는 최단거리 알고리즘을 이용하면 쉽게 구할 수 있다. 최저전력특징그래프를 구하기 위해서 베이스 노드가 모든 네트워크 정보를 모으는 집중화된 방식은 오버헤드가 커서 센서 네트워크에서는 적절하지 않다. 최단거리경로(또는 최저전력경로)의 optimal sub-structure 특징을 이용하면 최저전력특징그래프를 분산된 방식으로 구할 수 있다. Optimal sub structure는 어떤 최저전력경로는 보다 짧은 최저전력경로들로 구성되는 것을 의미한다. 따라서 최저전력경로는 길이가 1인 단위최저전력경로들로 나뉘어 질 수 있다. 최저전력그래프는 최저전력경로만을 모은 것인데 최저전력경로는 단위최저전력경로만으로 구성되므로 최저전력그래프는 단위최저전력경로로 구성된다고 할 수 있다.

집중화된 방식은 정확히 노드들 사이의 최저전력경로만을 포함하는 최저전력그래프를 구할 수 있지만 분산된 방법은 에지가 보다 많은 최저전력특징그래프를 구하게 된다.

**보조정리 1.** 최저전력경로에는 사이클이 없다.

**증명.** 아래와 같은 경로  $p$ 가 있다고 하자.

$$p = n_1 \rightarrow n_2 \rightarrow \dots \rightarrow n_i \rightarrow \dots \rightarrow n_m$$

$n_i$ 를 여러 번 포함하고 있다. 이는  $n_i$ 에서 사이클이

발생하였음을 의미한다. 이런 경우  $n_i$ 를 한번만 거쳐 가는 경로  $p'$ 을 만들 수 있다.

$$p' = n_1 \rightarrow n_2 \rightarrow \dots \rightarrow n_i \rightarrow n_m$$

$\rho(p) > \rho(p')$ 이므로 사이클을 가진 경로  $p$ 는 최저전력경로가 아니다.

**보조정리 2.** 최저전력경로는 optimal sub-structure 특징을 가지고 있다. 즉, 최저전력경로는 더 짧은 길이의 최저전력경로들로 구성된다.

**증명.** 임의의 최저전력경로  $p$ 가 다음과 같이 구성되어 있다고 하자.  $p$ 에는 사이클이 없으므로 각 노드는 정확히 한번씩만 포함된다.

$$p = n_1 \rightarrow n_2 \rightarrow \dots \rightarrow n_i \rightarrow n_j \rightarrow \dots \rightarrow n_m$$

이때  $p$ 의 임의의 두 노드  $n_i$ 와  $n_j$  사이의 경로를  $t$ 라 하자. (단,  $j > i$ )  $t$ 가 최저전력경로가 아니라면 다른 경로  $t'$ 가  $n_i$ 와  $n_j$  사이의 최저전력경로이다.  $t$ 를  $t'$ 으로 대체한 다른 경로  $p'$ 이 있어서  $\rho(p) > \rho(p')$ 이 되어서  $p$ 가 최저전력경로라는 가정에 모순된다. 따라서  $p$ 의 모든 부분 경로들은 모두 최저전력경로이다. 이처럼 최저전력경로를 더 작은 최저전력경로들로 나눌 수 있으므로 optimal sub-structure 특징을 가지고 있다.

**보조정리 3.** 최저전력경로는 단위최저전력경로들로만 구성된다.

**증명.** 어떤 경로  $p$ 가 있고 이 경로가 최저전력경로라 하자. 이때  $p$ 는 다음과 같이 표현 가능하다.

$$p = n_1 \rightarrow n_2 \rightarrow \dots \rightarrow n_i \rightarrow n_j \rightarrow \dots \rightarrow n_m$$

이때  $n_i \rightarrow n_{i+1}$ , ( $1 \leq i < m-1$ )도 <보조정리 2>에 의해서 최저전력경로이다.  $n_i \rightarrow n_{i+1}$ 은 길이가 1인 최저전력경로이므로 단위최저전력경로가 된다. 따라서 임의의 최저전력경로  $p$ 는  $|p|$ 개의 단위최저전력경로의 연결이다.

**정리 1.** 최저전력그래프는 단위최저전력경로로만 구성된다.

**증명.** 최저전력그래프는 최저전력경로로만 구성되고, <보조정리 3>에 의해 최저전력경로는 단위최저전력경로만으로 구성되므로 최저전력그래프는 단위최저전력경로로만 구성된다.

<정리 1>로부터 최저전력특징그래프를 구하는 분산된 방식의 단순화된 알고리즘에 대한 아이디어를 얻을 수 있다. 최저전력그래프는 단위최저전력경로만으로 구성되고, 단위최저전력경로는 길이가 1인 경로이므로 인접노드와의 에지 중에 존재한다. 따라서 인접노드와의 에지가 다른 경로들 보다 더 적은 전력을 소모한다면 단위최저전력경로가 되는 것이다. 이런 특징은 각 노드가 인접노드의 정보만을 모아서 분산된 방식으로 최저전력특징그래프를 구하는 것을 가능하게 한다.

#### 4.2 Minimum Energy Property Graph Algorithm

최저전력특징그래프를 구하기 위해서 모든 중심노드

표 2 인접노드테이블

	$X$	$A_{X,1}$	...	$A_{X,n}$
$X$	$0$	$\rho(X \rightarrow A_{X,1})$	...	$\rho(X \rightarrow A_{X,n})$
$A_{X,1}$	$\rho(A_{X,1} \rightarrow X)$	$0$	...	$\rho(A_{X,1} \rightarrow A_{X,n})$
$A_{X,2}$	$\rho(A_{X,2} \rightarrow X)$	$\rho(A_{X,2} \rightarrow A_{X,1})$	...	$\rho(A_{X,2} \rightarrow A_{X,n})$
$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$	$0$	$\vdots$
$A_{X,n}$	$\rho(A_{X,n} \rightarrow X)$	$\rho(A_{X,n} \rightarrow A_{X,1})$	...	$0$

$u$ 는 그룹  $\Gamma_u$ 에 존재하는 모든 에지의 가중치에 대한 정보를 모아야 한다. 이 정보를 행렬 형태의 표 2와 같은 인접노드 테이블이라 불리는 공간에 저장한다.

인접노드테이블을 만들기 위해서 각 중심노드  $s$ 는 최대출력으로 비콘 (beacon) 메시지를 전송한다. 이를 수신한 인접노드들  $A_s$ 는 비콘 메시지가 수신된 신호세기를 측정하여 중심노드  $s$ 에게 보고한다. 이때의 최소 전력소모는 <수식 5, 6>을 이용해서 계산한 최소 신호세기로부터 알 수 있다. 중심노드  $s$ 는 비콘 메시지에 응답한 노드들을 인접노드로 하고 전력소모를 예측한 후 그 정보를 방송한다.  $\rho(A_{s,i} \rightarrow A_{s,j})$ , ( $1 \leq i, j \leq n$ )와  $\rho(A_{s,i} \rightarrow s)$ 는 중심노드  $s$ 가 직접 구할 수 없으므로  $A_{s,i}$ 가 중심노드가 되어서 방송한 전력소모 예측을 수신하여 인접노드테이블을 채운다. 만약 path-loss를 사용하고자 한다면 단순히 노드들이 위치정보를 인접노드들에게 방송하면 된다.

인접노드테이블이 완성되면 Dijkstra's Shortest Path Algorithm을 실행하여 단위최저전력경로를 제외하고 모든 그 외 에지들을 제거한다. <알고리즘 1>에 최저전력특징그래프 알고리즘을 제시한다.

<알고리즘 1>에서  $w[\Gamma_c][\Gamma_c]$ 는 인접노드테이블을 의미한다.  $d[v]$ 에는 중심노드  $c$ 에서  $v$ 로 전송할 때의 경로가 소모하는 전력량에 대한 정보를 저장된다. 11번째 줄의  $ExtractMin(Q)$ 는  $Q$ 에 포함된 노드들 중에 가장 적은  $d[v]$ 를 가지는 노드를 반환하는 함수이다.  $p[v]$ 에는 중심노드  $c$ 에서  $v$ 로 가는 최저전력경로에서  $v$  바로 전에 거치는 노드에 대한 정보를 저장한다.  $p[v]$ 에 전체

알고리즘 1 최저전력특징그래프 (MEPG) 알고리즘

```

MEPG ( $c, w[\Gamma_c][\Gamma_c]$ )
1. for each vertex  $v \in \Gamma_c$ 
2.   do  $d[v] \leftarrow \infty$ 
3.    $p[v] \leftarrow NIL$ 
4.  $d[c] \leftarrow 0$ 
5.  $N_c \leftarrow \infty$ 
6.
7.  $S \leftarrow \phi$ 
8.  $Q \leftarrow \Gamma_c$ 
9.
10. while  $Q \neq \phi$ 
11.   do  $u \leftarrow ExtractMin(Q)$ 
12.    $S \leftarrow S \cup \{u\}$ 
13.   for each vertex  $v, v \in A_u$ 
14.     do if  $d[v] > d[u] + w[u][v]$ 
15.       do  $d[v] \leftarrow d[u] + w[u][v]$ 
16.          $p[v] \leftarrow u$ 
17.
18. for each vertex  $v, v \in A_c$ 
19.   do if  $p[v] = c$ 
20.     then  $N_c \leftarrow N_c \cup \{v\}$ 
    
```

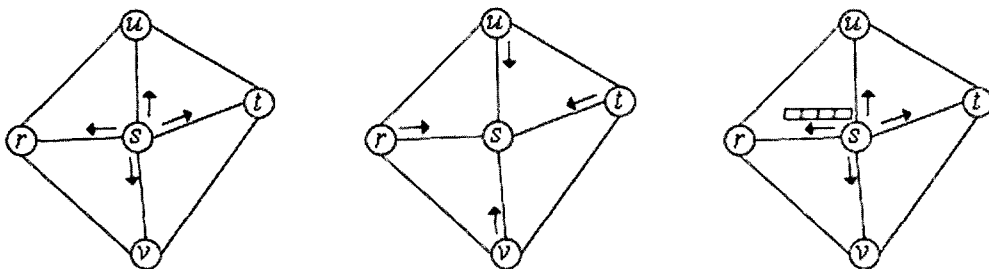
경로가 저장되지는 않지만 최저전력경로의 optimal sub-structure성질을 이용하면 아래와 같이 재귀적으로 전체 경로를 알 수가 있다.

$$\begin{aligned}
 c \Rightarrow u \rightarrow v, (p[v] = u) \\
 c \Rightarrow u' \rightarrow u \rightarrow v, (p[u] = u') \\
 c \Rightarrow u'' \rightarrow u' \rightarrow u \rightarrow v, (p[u'] = u'') \\
 \vdots
 \end{aligned}$$

단위최저전력경로도 위와 비슷한 방법으로 구할 수 있다.  $p[v]=c$ 는  $c \rightarrow v$ 가 단위최저전력경로가 되기 위한 필요충분조건이고, 그때  $v$ 를 이웃노드  $N_c$ 에 추가한다.

**정리 2.** 최저전력특징그래프는  $p[v]=c$ 인 에지의 집합이다.

**증명.**  $p[v]=c$ 가 의미하는 것은 중심노드  $c$ 에서 인접노드  $v$ 로의 최저전력경로가  $c \Rightarrow c \rightarrow v$ 라는 것이다. <보조정리 1>에 의해서  $c \Rightarrow c$ 는 사이클이므로 최저전력경로에 포함될 수 없다. 따라서  $c \rightarrow v$ 가 최저전력경로가 된다. 반대로  $c \rightarrow v$ 가 단위최저전력경로라면  $v$  바로 전



(a) 비콘 메시지 전송

(b) 신호세기로 응답

(c) 전력소모 예측 방송

그림 5 인접노드테이블 구성



의 노드가  $c$ 이므로  $p[v]=c$ 임은 당연하다. 따라서  $p[v]=c$ 는  $c \rightarrow v$ 가 단위최저전력경로이기 위한 필요충분조건이다. 따라서, 최저전력특징그래프는  $p[v]=c$ 인 에지의 집합이다.

**정리 3.** <알고리즘 1>에 의해서  $k$ -릴레이노드, ( $k \geq 1$ )는 모두 제거된다.

**증명.** 어떤  $k$ -릴레이노드  $v$ 가 존재 하는데 <알고리즘 1>에 의해서  $c \rightarrow v$ 가 제거되지 않았다고 하자.  $v$ 가  $k$ -릴레이노드라는 것은 길이가  $k+1$ 인 어떤 경로  $p$ 가 있어서  $\rho(p) < (c \rightarrow v)$ 임을 의미하고, <알고리즘 1>은 최단거리를 구하는 Dijkstra's Algorithm이므로  $c \rightarrow v$ 가 제거되지 않았다는 것은  $c$ 와  $v$ 사이의 모든 경로  $t$ 에 대해서  $\rho(c \rightarrow v) < \rho(t)$ 임을 의미한다.  $\rho(p) < \rho(c \rightarrow v)$ 와  $\rho(c \rightarrow v) < \rho(t)$ 는 서로 모순되므로 그러한 노드  $v$ 는 존재할 수 없다. 따라서 <알고리즘 1>에 의해서  $k$ -릴레이노드는 모두 제거된다.

**정리 4.** <알고리즘 1>에 의해서 구한 그래프는 최저전력특징그래프이다.

**증명.** 어떤 전체 네트워크를 나타내는 초기그래프를  $G$ 라 하자. 중심노드  $c$ 가 있고,  $c$ 의 어떤 인접노드  $v$ 가 있다. 초기그래프  $G$ 에  $c$ 에서  $v$ 로 가는 경로가  $k$ 개 있고 그 경로들의 집합을  $P_{G(c,v)}$ 라 하자.  $c$ 에서  $v$ 로의 최저전력경로를 아래와 같이 표현할 수 있다.

$$\min(P_{G(c,v)})$$

중심노드  $c$ 와  $c$ 의 인접노드들로 이루어진 그룹의 그래프를  $T$ 라 하면  $T \subset G$ 이다. 따라서  $T$ 에 포함된  $c$ 에서  $v$ 로 가는 경로들의 집합을  $P_{T(c,v)}$ 라 했을 때,  $P_{T(c,v)} \subset P_{G(c,v)}$ 이다. 만약  $\min(P_{G(c,v)}) = c \rightarrow v$ 이면,  $\min(P_{T(c,v)}) = c \rightarrow v$ 이므로 분산된 방식의 <알고리즘 1>도 모든 단위최저전력경로를 찾을 수 있다. 그러나,  $\rho(\min(P_{G(c,v)})) < \rho(\min(P_{T(c,v)}))$ 이고  $\min(P_{T(c,v)}) = c \rightarrow v$ 라면,  $c \rightarrow v$ 는 단위최저전력경로는 아니지만, 그래프  $T$ 에서는 가장 적은 전력을 소모하므로 <알고리즘 1>은 단위최저전력경로로 인식한다. 따라서 단위최저전력경로 외에 다른 불필요한 경로를 포함하고 있으므로, <알고리즘 1>에 의해서 구해지는 그래프는 최저전력특징그래프이다.

Dijkstra's Algorithm은  $ExtractMin(Q)$  함수를 피보나치 힙을 이용해서 구현한다면  $O(V \log V + E)$ 의 시간복잡도를 가지고, 단위최저전력경로를 찾는 부분은  $O(V)$ 의 시간복잡도를 가진다. 따라서 <알고리즘 1>의 최저전력특징그래프 알고리즘은  $O(V \log V + E)$ 의 시간복잡도를 가진다.  $V$ 는 그룹에 포함된 노드의 개수  $|V_c|$ 이고,  $E$ 는  $V_c$ 에 존재하는 에지의 개수이다. <정리 3, 4>에 의해서 본 논문이 제안하는 최저전력특징그래프 알고리즘은 분산된 방식으로 구할 수 있는 최적의 결과임을 알 수 있다. 이는 기존의 연구와 비교하여 상당히 발전

된 결과이다. 단일-릴레이노드를 제거하는 MECN은  $O(V^3)$ 의 시간 복잡도를 가지고, 본 논문의 것과 같이  $k$ -릴레이노드를 제거할 수 있는 SMECN도 복잡한 구조로 되어 있으며, 이 전까지 연구된 가장 낮은 시간 복잡도인  $O(V \log V)$ , ( $V = |A_c|$ )의 Li와 Wan의 알고리즘은 단일-릴레이노드를 제거하는 방법의 근사 해를 구할 뿐이다.

본 논문이 제안하는 최저전력특징그래프 알고리즘은 인접노드테이블을 만드는 과정과 단위최저전력경로를 찾는 경로가 분리되어 있어서, 인접노드테이블을 만들 때 어떤 가중치를 사용하느냐에 따라 여러 가지 목적으로 이용될 수 있다. 즉, 최저지연시간특징그래프나 최저전송실패특징그래프 등도 만들 수 있다. 이는 거리와 path-loss에 의존하는 기존의 방법에서는 전혀 불가능했던 것이다.

#### 4.3 Tunable Minimum Energy Property Graph Algorithm

DSR이나 AODV같은 동적 프로토콜은 경로를 파악하기 위해서 RREQ (Routing REQuest) 메시지를 발송하고, 그에 대한 응답을 이용한다. 따라서 많은 노드들에게 RREQ가 발송될수록 경로를 찾을 수 있는 확률이 높아진다. 이와 같이 때로는 에지의 개수를 적절히 조절할 필요가 있을 것으로 사료된다. 따라서 최저전력특징그래프 알고리즘을 에지의 개수를 조절할 수 있도록 확장한다.

최저전력특징그래프에 포함되는 에지의 개수를 조절하는 방법은  $k$ -릴레이노드로의 에지를 제거 하는데 있어서  $k$ 를 적절히 조절하는 것이다. 일례로 단일-릴레이노드를 찾는 MECN이  $k$ -릴레이노드들을 찾는 SMECN에 비해 30% 정도의 더 많은 에지를 가지고 있다[12]. 중간노드가  $k$ 개 있다는 것은 경로의 길이가  $k+1$ 임을 의미한다. 따라서 단위최저전력경로를 구하는데 있어서 직접적인 전송과 비교되는 경로의 길이를 제한함으로써  $k$ 를 조절할 수 있다.

<알고리즘 2>에 경로의 길이를 고려한 에지수의 조절이 가능한 최저전력특징그래프 알고리즘을 제시한다. 중심노드에서 그룹내의 모든 노드들로의 최저전력경로의 길이에 대한 정보를 유지하는  $\{l_v\}$ , ( $v \in (X \cup A_x)$ )를 초기화한 후 12에서 19번째 줄의 순환에서 경로의 전력소모를 비교할 때 길이도 같이 비교한다. 결과로써 단위최저전력경로는  $limit$ , ( $limit > 2$ ) 이하의 길이를 가진 노드들까만 비교되어  $k$ -릴레이노드로, ( $1 \leq k \leq limit - 1$ )의 에지들만이 제거된다. 즉, <알고리즘 1>과 같은 시간 복잡도로 최저전력특징그래프에 포함되는 에지의 개수를 조절할 수 있다.

**정리 5.** <알고리즘 2>는  $limit$ , ( $limit > 2$ )이하의 길

알고리즘 2 에지수의 조절이 가능한 최저전력특징그래프 (TMEPG) 알고리즘

```

TMEPG ( $c, w, |\Gamma_c|, |\Gamma_c|, limit$ )
1. for each vertex  $v \in \Gamma_c$ 
2. do  $d[v] \leftarrow \infty$ 
3.  $l[v] \leftarrow \infty$ 
4.  $p[v] \leftarrow NIL$ 
5.  $d[c] \leftarrow 0$ 
6.  $l[c] \leftarrow 0$ 
7.  $N_c \leftarrow \emptyset$ 
8.
9.  $S \leftarrow \emptyset$ 
10.  $Q \leftarrow \Gamma_c$ 
11.
12. while  $Q \neq \emptyset$ 
13. do  $u \leftarrow ExtractMin(Q)$ 
14.    $S \leftarrow S \cup \{u\}$ 
15.   for each vertex  $v, v \in A_u$ 
16.     do if  $d[v] > d[u] + w[u][v]$ 
17.        and  $l[u] + 1 \leq limit$ 
18.           do  $d[v] \leftarrow d[u] + w[u][v]$ 
19.               $l[v] \leftarrow l[u] + 1$ 
20.               $p[v] \leftarrow u$ 
21. for each vertex  $v, v \in A_c$ 
22.   do if  $p[v] = c$ 
23.     then  $N_c \leftarrow N_c \cup \{v\}$ 
    
```

이를 가진 경로와만 비교하여 단위최저전력경로를 구한다.

**증명.** 아래의 루프 불변식(loop invariant)을 이용하여 증명한다.

12와 19번째 줄 사이의 순환구문에서  $l[v] \leq limit, (v \in S)$ 는 언제나 만족된다.

Initial situation: 가장 처음으로 S에 포함되는 노드는 c이고  $l[c]=0$ 은 변하지 않으므로 위의 불변식은 참이다.

Maintenance: 어떤 노드 v가 S에 포함되었을 때 처음으로 불변식을 위반하였다고 하자. 즉,  $l[v] > limit$ 이다.  $l[v] > limit$ 은 v가  $l[u] > limit$ 인 어떤 노드 u의 인접노드이고 16번째 줄의 조건을 만족하여 18번째 줄에서  $l[v]$ 가 증가하였음을 의미한다. 그러나 16번째 줄의  $l[u] + 1 \leq limit$ 에 의해서  $l[u] > limit$ 인 노드 u는 절대 16번째 줄의 조건을 만족하지 못 한다. 따라서 16번째 줄의 비교 조건에 의해서 limit 이하의 길이를 가진 경로와만 전력소모 값을 기준으로 하여 최저전력경로를 찾는다. 그리고, 21에서 23번째 줄의 순환구문에서 단위최저전력 경로를 찾으므로 최종적으로 단위최저전력경로는 limit, ( $limit > 2$ )이하의 길이를 가진 경로와만 비교하여 구해진다.

**4.4 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm**

최저전력특징그래프에는 모든 최저전력경로가 포함되어 있기는 하지만, 실제 라우팅에 필요한 라우팅 정보가

없다. 멀티-홉 방식에서 라우팅에 필요한 최소한의 정보는 목적지 노드를 향한 다음노드가 어떤 것이냐 하는 것이다. 이러한 정보는 라우팅 테이블에 저장되고, 라우팅 테이블은 최저전력특징그래프 상에서 Distributed Bellman-Ford Algorithm을 이용하여 구할 수 있다. Distributed Bellman-Ford Algorithm은 RIP에서 사용된 Distance Vector 방식의 라우팅 프로토콜로써 고전적이고, 꾸준히 개선되어온 훌륭한 라우팅프로토콜 중의 하나이다. 그러나 slow convergence와 라우팅 경로의 루프 같은 문제점을 가지고 있어서 Link State[15]방식의 OSPF가 개발되었다. OSPF를 사용하기 위해서는 노드들이 전체 네트워크의 정보를 가지고 있어야 한다. 이는 오버헤드가 많아서 소형의 센서 노드에 구현하기에는 부적합하다.

Distributed Bellman-Ford Algorithm을 그대로 센서 네트워크에 이용하기에는 네 가지 부적합한 이유가 있다. 첫 번째, 센서 네트워크의 데이터 중심 특징을 고려하면 베이스 노드와 일반 노드 사이의 최저전력경로만이 필요하다. 두 번째, Distributed Bellman-Ford Algorithm은 노드들이 주기적으로 정보를 주고받으면서 라우팅 테이블을 갱신하는데 이는 전력소모를 유발한다. 세 번째, 네트워크 변화가 전파되어 라우팅 테이블이 갱신되는데 시간이 오래 걸린다. 마지막으로, Distributed Bellman-Ford Algorithm의 근본적인 문제점으로 데이터 전송경로에 사이클과 같은 비정상적인 현상이 발생한다. 집중된 방식인 OSPF에서는 비정상적인 라우팅 경로 문제가 발생하지 않지만 오버헤드가 심하다. 따라서 PAD에서는 아래와 같이 변형된 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm을 제안한다.

- 베이스 노드만이 처음으로 트리거메시지  $T_{BN}(0,0)$ 를 보낸다.
- 일반 센서 노드는 트리거메시지를 다른 노드로부터 수신하기 전에 먼저 트리거메시지를 발송하지 않는다.
- 각 노드는 트리거메시지의 첫 번째 필드인 전력소모량을 기준으로 하여 경로를 평가한다. 즉, 어떤 노드 c에서 베이스 노드로의 최저전력경로의 전력소모 값은 아래의 식과 같이 표현된다.

$$\min(T_{v,PC} + \rho(c \rightarrow v)), v \in N_c$$

- 새로운 트리거메시지에 포함된 전력소모 값과 그 트리거메시지를 보낸 노드로의 에지의 가중치의 합이 라우팅 테이블에 기록된 기존의 최저 전력소모 값 보다 크거나 같다면 무시하고, 작다면 라우팅 테이블의 전력소모 값과 홉 수를 새로운 값으로 갱신한다.
- 새로운 트리거메시지에 의해서 다음노드의 전력소모 값이나 홉 수가 변경되면 다음노드를 제외한 다른 모든 이웃노드에게 트리거메시지를 발송한다.

- 각 노드는 아래와 같은 라우팅 테이블을 유지한다. 라우팅 테이블에는 이웃노드 개수만큼의 행이 존재한다. 각 이웃노드는 전력소모 값과 홉 수의 정보를 가지고 있어서, 해당 이웃노드를 통해서 베이스 노드로 데이터를 전송할 때 예상되는 전력소모 값과 경로의 길이를 나타낸다.

표 3 라우팅 테이블

이웃노드	전력소모 값	홉 수	잔류전력량
$N_{c,1}$	-	-	-
$\vdots$	-	-	-
$N_{c,n}$	-	-	-

<알고리즘 3>에 제안된 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm을 제시한다. 2번째 줄에서 만약 노드가 처음으로 트리거메시지를 수신하는 것이라면  $tmp\_N_c$ 에 *NIL*을 저장한다.  $rt[u][0]$ 은 라우팅 테이블

알고리즘 3 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm

```

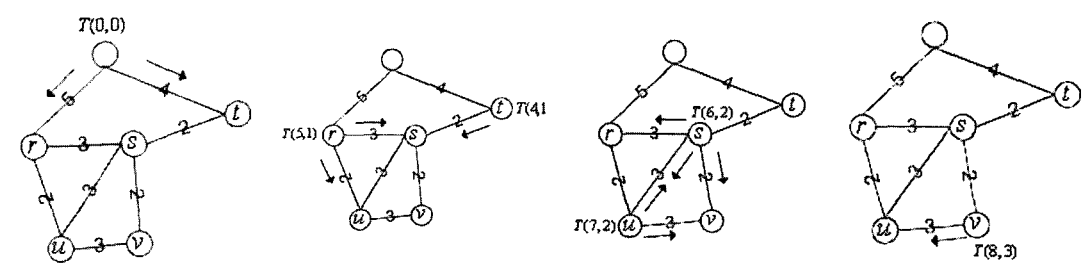
DDBF ( $c, u, w[|I_c|][|I_c|], T_{u,PC}, T_{u,HC}$ )
1.  $min\_PC \leftarrow \infty$ 
2.
3. if first visit
4.   then  $tmp\_N_c \leftarrow NIL$ 
5.   else  $tmp\_N_c \leftarrow N_c$ 
6.
7. if  $T_{u,PC} + w[c][u] < rt[u][0]$ 
8.   do  $rt[u][0] \leftarrow T_{u,PC} + w[c][u]$ 
9.   do  $rt[u][1] \leftarrow T_{u,HC} + 1$ 
10.  else return
11.
12. for each vertex  $v, v \in N_c$ 
13.   do if  $min\_PC > rt[v][0]$ 
14.     do  $min\_PC \leftarrow rt[v][0]$ 
15.     do  $N_c \leftarrow v$ 
16.
17. if  $tmp\_N_c = NIL$ 
18.   then send  $T(rt[N_c][0], rt[N_c][1])$  to  $N_c - \{N_c\}$ 
19.   else if  $rt[tmp\_N_c][0] \neq rt[N_c][0]$ 
20.     or  $rt[tmp\_N_c][1] \neq rt[N_c][1]$ 
21.     then send  $T(rt[N_c][0], rt[N_c][1])$  to  $N_c - \{N_c\}$ 
    
```

에서 이웃노드  $u$ 의 전력소모 값을 의미하고  $rt[u][1]$ 은 홉 수를 의미한다. 7번째 줄에서 새로운 트리거메시지의 전력소모 값이 기존의 것보다 크다면 단순히 무시한다. 기존의 것 보다 작다면 for 루프를 돌면서 라우팅 테이블에서 전력소모 값이 가장 적은 노드를 다음노드로 선택한다. 따라서 시간복잡도가  $O(N_c)$ 임을 쉽게 알 수 있다.

위와 같이 변형된 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm은 불필요한 주기적인 트리거메시지와 일반 노드와 노드 사이의 최저전력경로에 대한 트리거메시지를 제거하였다. 트리거메시지가 많이 발생한다면 그것들을 처리하는데 많은 전력과 시간이 필요할 것이다. 따라서 최저전력특징그래프 상에서 실행되는 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm은 라우팅 테이블을 구성할 때 전력소모와 시간을 줄여준다.

그림 6을 이용해서 트리거메시지가 전파되면서 라우팅 테이블을 구하는 간단한 예제를 설명한다. 노드들은 다른 노드로부터 트리거메시지를 기다리고, 베이스 노드가 처음으로 트리거메시지를 발생시킨다. 각 노드들은 수신된 트리거메시지의 전력소모 값과 해당 예지의 가중치를 더한 후 가장 작은 값을 가지는 노드를 다음노드로 선택한 후 다음노드를 제외한 모든 이웃노드들에게 방송한다. 트리거메시지는 계속 예지의 가중치가 누적되면서 네트워크 안의 모든 노드들에게 전파된다.

베이스 노드에서 각 센서 노드로의 전송을 down-link, 각 노드에서 베이스 노드로의 데이터 전송을 up-link라고 하자. 데이터 중심 특징의 센서 네트워크에서는 down-link보다 up-link의 전송 비용이 상대적으로 높다. 베이스 노드가 interest를 센서노드들에게 유포하면, 각 노드들은 일치하는 이벤트가 발생할 때 마다 데이터를 베이스 노드로 전송해야 한다. 따라서 하나의 interest에 의해서 다수의 데이터가 베이스 노드로 전송된다. Up-link의 전송 횟수가 더 많으므로 up-link의 최저전력경로를 찾는 것이 더 중요한 문제이다. 추가적으로 만약에  $\rho(u \rightarrow v) = \rho(v \rightarrow u)$ 라면, down-link의 최저전력경로는 up-link의 최저전력경로의 역순이 되므



(a) 베이스 노드가 처음 방송 (b) 계속 방송한다. (c) 최소값을 선택한다. (d) 라우팅 테이블 완성  
그림 6 라우팅 테이블 구성 예제

로 up-link의 최저전력경로를 찾는 것만으로도 down-link의 최저전력경로를 찾을 수 있다.

라우팅 테이블의 결과와 트리거메시지가 수신되는 순서와는 전혀 관계가 없다. 라우팅 테이블에 최저전력경로의 정보를 저장하기 위해서는 현재까지 수신된 트리거메시지에서 가장 적은 전력소모 값을 가지고 있는 것을 선택하면 된다. 이러한 특징으로 인해서 어떤 노드가 최저전력특징그래프 알고리즘을 종료하기 전에 트리거메시지를 수신했다면 단순히 메모리에 저장한 후 나중에 처리하면 된다. 최저전력특징그래프 알고리즘과 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm 간에는 시간적인 의존성이 존재하지 않는다.

Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm은 연속적으로 변하는 통신링크의 상황을 반영하기 위해서 주기적으로 모든 노드의 라우팅 테이블을 동시에 갱신하는 방법을 사용한다. 주위의 상황에 민감하게 대처하기 위해서는 주기적으로 라우팅 정보를 주고 받으면서 라우팅 테이블을 갱신해야 한다. 그러나 이러한 방식은 주기적인 라우팅 정보에 의해 전력소모가 심하고, slow convergence나 비정상적인 라우팅 경로의 루프 현상과 같은 문제가 발생할 수 있다. 이러한 문제점을 해결하기 위해서는 Link State 방식이나 다른 보완책을 사용해야 하나 이는 센서 노드에 구현하기에는 오버헤드가 크다. 따라서 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm은 특정 시간이 지난 후 다시 인접노드 테이블을 만들고 라우팅 테이블을 처음부터 다시 만드는 방법을 이용한다.

우선 베이스노드는 트리거메시지  $T_{BN}(0,0)$ 을 전송한 후 적절한 시간이 지난 후 다시  $T_{BN}(0,0)$ 을 전송한다. 새로운 트리거메시지를 수신한 노드는 일단 저장한 후 인접노드테이블을 갱신하고 단위최저전력경로를 다시 구한 후 저장하였던 트리거메시지를 처리한다. 라우팅 테이블이 갱신되는 시점과 시점 사이를 갱신주기라고 한다.

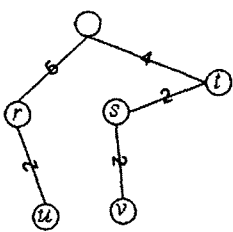
이렇게 새로운 라우팅 테이블을 구하는 과정에서도 베이스노드로의 데이터 전송은 계속될 수 있다. 라우팅

테이블은 최저전력경로를 따라서 한 홉씩 증가하면서 만들어 진다. 따라서 예전 라우팅 테이블로 전송을 하여도 일단 새롭게 라우팅 테이블을 갱신한 노드에게 도달하면 그때부터는 새로운 최저전력경로를 따라서 베이스노드에게 전달된다. 또는 베이스노드에게 전송되는 과정에서 새롭게 라우팅 테이블을 갱신한 노드의 중계를 받지 않을 수도 있다. 이는 예전의 최저전력경로를 따라서 베이스노드에게 전송되는 것을 보장한다.

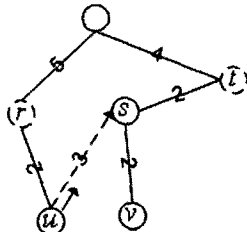
### 5. 센서 네트워크의 수명 연장

센서 네트워크의 수명은 네트워크를 구성하는 노드들의 수명에 의존적이다. 따라서 노드들의 잔류전력을 비슷하게 유지시키는 것이 네트워크 수명을 연장하는 핵심 기술이다. 멀티-홉 방식의 라우팅 프로토콜에서는 노드가 다른 노드의 데이터를 중계해야만 한다. 만약 몇몇 노드가 다른 대부분의 노드들의 데이터를 중계한다면 그 노드들의 전력만이 급격히 감소될 것이다. 이는 네트워크 수명에 좋지 않은 영향을 끼친다. 따라서 다른 노드에게 전송할 때 잔류전력량을 고려하여 전력이 많은 노드에게 중계를 요청하면 노드들의 수명을 비슷하게 유지하는데 도움이 된다. 그러나 이 방법은 잔류전력량이 충분한 노드를 찾아서 네트워크를 계속 떠도는 떠돌이 데이터 문제와 원래의 노드로 다시 되돌아 오는 사이클 현상이 발생할 수 있다.

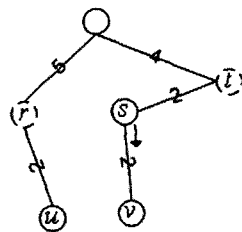
그림 7에 위의 문제점들에 대한 간단한 예제를 보인다. 그림 6의 예제에서 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm을 이용하여 그림 7의 (a)와 같은 라우팅 트리가 구성된다. 어느 순간 노드  $r$ 과  $t$ 의 전력이 충분하지 않다고 하자.  $u$ 가 데이터를 전송하고자 할 때 다음노드  $r$ 이 전력이 충분하지 않기 때문에  $s$ 에게 중계를 요청한다.  $s$ 도 다음노드인  $t$ 가 전력이 충분치 않아서  $v$ 에게 중계를 요청한다.  $v$ 는 다음노드가  $s$ 이므로 다시  $s$ 에게 전송한다. 결과적으로  $s$ 와  $v$  사이에 사이클 현상과 떠돌이 데이터 현상이 동시에 발생하게 된다. EAR은 그러한 문제를 발생시키지 않기 위해서 여러 개



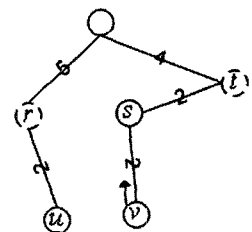
(a) 그림 5 예제의 라우팅 트리



(b)  $r$ 이 전력이 충분치 않아  $s$ 를 선택



(c)  $t$ 가 전력이 충분치 않아  $v$ 를 선택



(d)  $s$ 는  $v$ 의 다음노드이다.

그림 7 사이클 현상과 떠돌이 데이터 예제

의 경로 정보를 파악하고 상황에 맞게 하나의 경로를 선택적으로 이용한다. 이와 같이 여러 개의 경로에 대한 정보를 계속 유지하는 것은 오버헤드가 클 것으로 예상된다. 따라서 본 논문에서는 경로에 대한 정보는 하나만을 유지하고, 필요할 때 동적으로 이웃노드 중에 하나를 임시의 다음노드로 선택하는 ARM(Acyclic Rerouting Method)이라는 방법을 제안한다. ARM은 다음과 같이 작동한다.

- 라우팅 테이블을 구성할 때 트리거메시지의 두 번째 필드로 홉 수를 저장하였다. 다음노드가 전력이 충분하지 않아서 임시로 중계를 요청할 노드를 선택할 때 홉 수가 자기 것보다 적은 노드들 중에 잔류전력량이 가장 많은 노드를 선택하면 사이클과 떠돌이 데이터 현상을 막을 수 있다.

각 노드는 정해진 주기마다 잔류전력량을 모든 이웃노드들에게 방송한다.  $v$ 로부터 잔류전력량을 보고받은 노드  $u$ 는  $\epsilon(v)$ 를 갱신하고  $\epsilon(u) < \beta \cdot \epsilon(N_u)$ , ( $0 < \beta \leq 1$ )면 이웃노드들에게 더 이상 중계할 수 없음을 알린다. 이때  $u$ 가  $v$ 의 다음노드라면  $v$ 는 <알고리즘 4>의 ARM 방법을 이용하여 임시 다음노드를 찾는다. 만약  $u$ 의 전력이  $\epsilon(u) > \omega \cdot \epsilon(N_u)$ , ( $1 \leq \omega$ )면  $v$ 는  $u$ 를 다시 다음노드로 선택한다.

**정리 6.** 다음노드의 전력이 충분하지 않아서 다른 노드를 선택할 때 홉 수가 자기보다 작은 노드를 선택하면 사이클과 떠돌이 데이터 문제가 생기지 않는다.

**증명.** 어떤 노드  $n_0$ 의 다음노드가 전력이 충분치 않아서  $n_1$ 을 임시 다음노드로 선택하였다고 하자. 이때 베이스 노드로서의 경로는 아래와 같다.

$$n_0 \rightarrow n_1 \rightarrow n_2 \rightarrow n_3 \rightarrow n_{i-1} \rightarrow BN$$

ARM 방법에 의한 임시 다음노드 선택 시에 홉 수가 현재의 노드보다 작은 노드가 선택되고, 최저전력경로를 따른 전송 시에도 홉 수가 1씩 꾸준히 감소하므로, 위의 경로는 언젠가 홉 수가 0인 베이스 노드에게 전송된다. 그리고,  $H(n_k) < H(n_0)$ , ( $k \geq 1$ )이므로,  $n_k$ 는  $n_0$ 를 임시 다음노드로 선택할 수 없으므로 사이클도 발생하지 않는다.

만약 ARM에서 임시의 다음노드를 선택할 때 홉 수가 작은 노드가 아니라 작거나 같은 노드를 선택한다면 사이클 현상을 막을 수 있지만 떠돌이 데이터 현상을 이론적으로 막을 수 없다. 그러나 떠돌이 데이터 현상이

알고리즘 4 ARM 방법

```

ARM( $c, s$ )
1.  $max \leftarrow 0$ 
2. for each vertex  $v, v \in N_c - \{s\}$ 
3. do if  $\epsilon(v) > max, H(v) < H(c)$ 
4.   do  $max \leftarrow \epsilon(v)$ 
5.    $N_c \leftarrow v$ 
    
```

자주 발생하지 않는다면 작거나 같은 노드를 선택하는 것도 좋은 방법이며 임시 다음노드에 대한 선택의 폭을 넓혀준다. <알고리즘 4>에 ARM 방법을 기술한다.

## 6. 성능 평가

본 논문에서 제안하는 PAD의 성능 평가를 위해서 핵심이 되는 부분인 최저전력특징그래프에 포함된 에지의 개수, 노드의 수명, 잔류 전력량의 균형적인 소모 정도에 대해서 시뮬레이션을 통하여 분석하였다.

### 6.1 시뮬레이션 모델

MECN 등의 기존의 최저전력특징그래프를 구하는 방법들에 대한 AODV를 이용한 Ad-hoc 네트워크 상황에서의 시뮬레이션은 기존의 논문[12]에서 벌써 수행되었다. 본 논문에서는 ns-2[16]를 이용하여 최저전력특징그래프를 이용하는 PAD를 센서 네트워크 환경에서 평가하였다. 센서 노드 모델은 버클리대의 MICA2로 설정하였다. MICA2의 RF칩은 433MHz 주파수를 이용하며, 최대 10dbm의 신호출력과 -109dbm의 수신 임계강도를 가진다. 전력소모는 최소 신호세기에서 5.3mA, 최대 신호세기에서 26.7mA이며, 지상으로 10cm 위치에 1dB의 안테나를 가지고 있다고 가정하였다. 이상의 스펙으로부터 최대신호전송거리는 10m가 된다. CSMA/CA 방식의 MAC 계층 프로토콜을 사용한다. DSDV를 변형한 최단홉라우팅을 네트워크 계층 프로토콜로써 사용하지 않[17], 주기적인 라우팅정보 방송으로 인하여 전력소모가 심하다. 따라서 보다 공정한 비교를 위하여 PAD와 같이 갱신주기마다 라우팅 경로를 찾도록 수정하였다. 또, MICA2는 매 패킷 전송마다 신호세기를 조절하지 않고, 그 전에 미리 정해진 세기로 항상 전송하므로 신호세기 조절 기능을 제외하였다. 패킷 사이즈는 42 바이트이며, 최대 초당 53개의 패킷을 전송할 수 있다. 노드의 초기 배터리는 3J로 설정하였다. 한 변이 50m인 정방형의 센서 필드에 베이스 노드 하나와 199개의 센서 노드를 임의로 배치하였으며, 각 센서 노드는 1초에서 10초 사이에 임의로 정해진 주기로 패킷을 베이스 노드에게로 전송하도록 하였다.

보다 정확하고 다양한 분석을 위하여 제안하는 방법들에 대해서 여러 가지 설정에서 시뮬레이션을 수행하였다. 첫째는 최저전력특징그래프를 사용하는가에 대한 부분으로 이를 위해서 제안하는 DDBF 알고리즘을 최저전력특징그래프가 아닌 초기그래프 상에서 수행하는 방법의 결과를 분석하였다. 표 4의 DDBF\_InitGraph가 이를 의미한다. 두 번째는 MPEG, DDBF 알고리즘 수행 시에 수신 시의 전력소모를 고려하느냐에 대한 것으로 이를 위해서는 두 알고리즘 수행 시에 수신 시의 전력소모를 0으로 고정 시켰으며, 표 4의 DDBF\_MEPG\_

zero\_ω 항목이 이에 해당한다. 표 4의 DDBF\_MEPG가 본 논문에서 제안하는 PAD 프로토콜을 의미하며, Min-hop은 위에서 설명한 MICA2의 최단홉라우팅을 공정한 평가를 위해서 변형한 것을 의미한다.

모든 결과는 100개의 서로 다른 임의의 노드 위치와 패킷 전송 주기에서 얻은 결과를 평균한 값이다.

6.2 시뮬레이션 결과

Ad-Hoc 환경에서 최저전력특징그래프의 성능을 평가한 기존의 연구[12]는 단일-릴레이노드 만을 제거하는 방법은 k-릴레이노드를 제거하는 방법보다 30% 더 많은 에지를 가지는 그래프를 찾는다는 것을 시뮬레이션 상에서 확인하였지만, 본 시뮬레이션 환경에서는 TMEPG 알고리즘 실행 시에 limit을 2로 함으로써 불필요한 대부분의 에지를 줄일 수 있었다. 이는 센서 네트워크 환경이 신호도달 거리가 더 짧음을 고려하면 당연한 결과이다.

표 4에서 MICA2의 최단홉라우팅을 위한 Min-Hop이나 DDBF\_InitGraph는 모두 초기그래프에서 라우팅을 수행하므로 한 노드는 평균 21.73개의 에지를 가지며, PAD를 의미하는 DDBF\_MEPG는 평균 18.30개의 에지를 가지며, 최저전력특징그래프를 찾고, 라우팅 경로를 결정할 때 알고리즘들이 수신 시의 전력소모를 무시하도록 한 DDBF\_MEPG\_zero\_ω는 그 보다 적은 평균 12.66개를 가짐을 알 수 있다. 또, Min-Hop은 언제나 최대신호로 패킷을 전송하므로 방송 범위가 원래의 신호도달가능거리인 10m이며, DDBF\_InitGraph는 신호세기를 조절하지만 초기그래프 상에서 라우팅을 하므로 방송 범위의 감소 효과가 크지 않다. DDBF\_MEPG와 DDBF\_MEPG\_zero\_ω의 경우는 각각 6.96m와 3.18m까지 감소한다. 이로부터 DDBF\_MEPG\_zero\_ω가 수신 시의 전력소모를 무시하였으므로 최저전력특징그래프를 찾는 것은 아니지만, 에지의 개수와 라우팅 정보 방송시의 범위가 가장 적기 때문에 라우팅 오버헤드가 Min-Hop을 제외한 같은 최저전력라우팅 중에는 최소가 됨을 짐작할 수 있다. 그러나 반대로 홉 수가 5.15로 최대여서 일반 패킷 전송 에는 더 많은 오버헤드를 가진

을 알 수 있다. 패킷을 전송할 때 Min-Hop은 신호세기를 조절하지 않고 언제나 최대세기로 전송하므로 초당 80.1mJ를 소모하고, 나머지 방법들은 다음 노드로의 전송에 필요한 최소세기로 조절해서 전송하므로, 더 적은 에너지를 소모한다. DDBF\_MEPG\_zero\_ω에서 방송 범위가 최소인 것과 같이 다음 노드로의 전송 시의 초당 에너지 소모량도 최소화된다. 이상의 결과를 종합해서 보면 라우팅 정보 오버헤드는 Min-Hop이 가장 적고, 같은 최저전력라우팅 중에는 DDBF\_MEPG\_zero\_ω

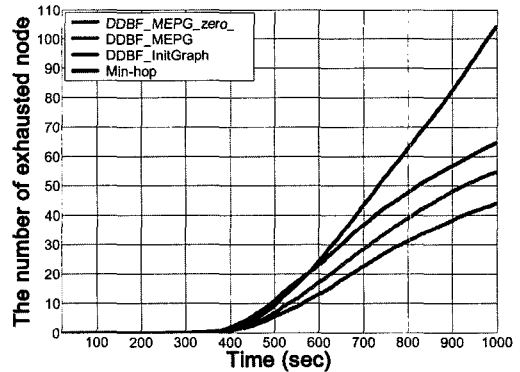


그림 8 배터리를 소진한 노드의 수 비교

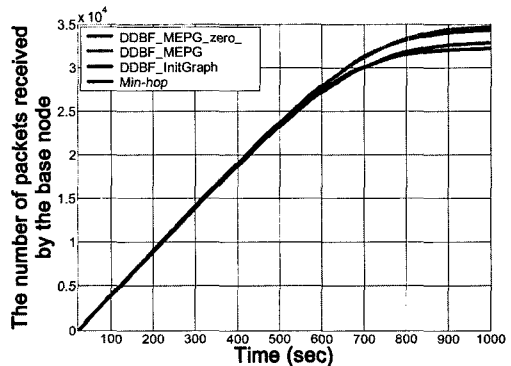


그림 9 특정 시간 t까지 베이스 노드가 수신한 누적된 패킷의 수 비교

표 4 각 라우팅 방법의 패킷 전송 시 초당 소모하는 평균 에너지량, 시뮬레이션 종료 후의 한 노드가 가진 평균 잔류전력량, 한 노드가 전체 시뮬레이션 시간 동안 방송한 라우팅 정보의 평균 횟수, 처음으로 만들어진 라우팅 트리에서 각 노드로부터 베이스노드로의 평균 홉 수, 처음으로 찾은 최저전력특징그래프에서 한 노드와 연결된 에지의 평균 개수, 방송되는 신호의 평균 도달 거리

	패킷 전송시의 초당 에너지 소모량 (mJ/sec)	시뮬레이션 종료 직후의 잔류전력량 (mJ)	라우팅 정보 방송 횟수	홉 수	에지의 수	방송 범위 (m)
Min-hop	80.1	484.0	11.05	3.46	21.73	10.00
DDBF_InitGraph	33.9	936.0	30.29	4.14	21.73	9.94
DDBF_MEPG (= PAD)	32.3	1075.9	26.39	4.16	18.30	6.96
DDBF_MEPG_zero_ω	23.6	1289.9	21.98	5.15	12.66	3.18

$\omega$ 의 것이 가장 적다. 일반 패킷 전송 시에는 DDBF\_MEPG가 초당 평균 에너지 소모량은 DDBF\_MEPG\_zero\_ $\omega$ 보다 크지만 홉 수가 더 짧아서 가장 뛰어나다.

그림 8은 시간이 지나면서 배터리가 소진된 노드의 수를 보여주고 있다. 400초를 지나면서 노드들이 배터리를 소진하기 시작하며, Min-Hop이 가장 빨리 증가한다. 그림 9는 특정 시간까지 베이스노드가 수신한 패킷의 수를 누적한 값을 보여준다. Min-Hop은 노드들이 가장 빨리 배터리를 소진하므로 후반으로 갈수록 베이스 노드에게 성공적으로 전달되는 패킷의 수가 적음을 알 수 있다. DDBF\_MEPG와 DDBF\_MEPG\_zero\_ $\omega$ 는 배터리를 소진한 노드의 수가 다른 방법에 비해서 적으므로 더 많은 패킷들이 생성되고, DDBF\_MEPG가 DDBF\_MEPG\_zero\_ $\omega$ 보다 약간 더 많은 패킷들을 성공적으로 전송함을 알 수 있다. 이는 위에서 말한 것과 같이 DDBF\_MEPG가 패킷 전송 시에 가장 뛰어난 것을 의미한다. 최저전력특징그래프를 이용하는 다른 이점 중의 하나는 전송실패가 감소한다는 것이다. DDBF\_InitGraph의 경우 전체 시뮬레이션 시간 동안 한 노드는 평균 57

번의 전송실패를 경험했지만, DDBF\_MEPG의 경우는 평균 52번의 전송실패가 발생했다. 이러한 특징도 DDBF\_MEPG의 베이스 노드로의 보다 많은 패킷 전달에 기여하였다.

그림 10은 특정 시간까지 모든 노드들에 의해 생성된 누적된 패킷의 수에 대한 베이스 노드가 성공적으로 수신한 패킷의 비율을 보여준다. Min-Hop이 가장 강력한 신호세기로 가장 짧은 홉 수를 거쳐서 전송하는 만큼 초반에는 99% 정도의 성공률을 보이지만, 노드들이 배터리를 소진하면서 성공률은 역전되어 DDBF\_MEPG가 가장 높은 성공률을 보인다. 시뮬레이션 초기에 Min-Hop을 제외한 다른 방법들은 97%~98% 정도의 성공률을 보인다.

시뮬레이션 후의 각 노드들이 가진 잔류전력량의 초기 양에 대한 비율에 따른 노드 수의 분포를 그림 11에 표시하였으며, 에너지를 모두 소진한 노드는 그림 11에서 제외하였다. Min-Hop은 90% 이상의 에너지를 가지고 있는 노드가 거의 없고, 비율이 낮을수록 노드의 수가 더 많음을 알 수 있다. 반대로 DDBF\_MEPG나 DDBF\_MEPG\_zero\_ $\omega$ 는 70%나 80% 정도의 에너지를 가진 노드의 수가 가장 많음을 알 수 있다.

그림 12는 전체 시뮬레이션 시간 동안의 라우팅 정보의 방송 횟수에 따른 노드 수의 분포를 보여준다. Min Hop에서는 11번 정도 라우팅 정보를 방송한 노드가 18개 정도로 가장 많음을 알 수 있다. 최저전력라우팅의 경우는 전반적으로 고르게 분포되는데 많게는 최대 60번에서 70번 정도까지 방송하는 노드들도 존재한다. 최저전력라우팅의 라우팅 정보 방송이 최단홉라우팅보다 많은 이유는 표 4의 결과처럼 홉 수가 더 길고, 짧은 경로를 통해서 일찍 도달한 트리거메시지의 전력소모 값보다 더 긴 경로를 통해서 나중에 도달한 트리거메시지의 전력소모 값이 더 적은 경우가 많기 때문이다.

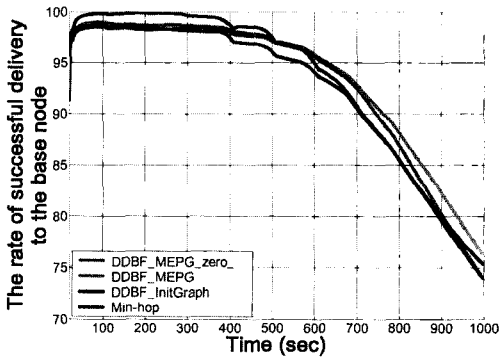


그림 10 특정 시간  $t$ 까지 생성된 모든 패킷 중에 베이스 노드에게 성공적으로 전달된 패킷의 비율

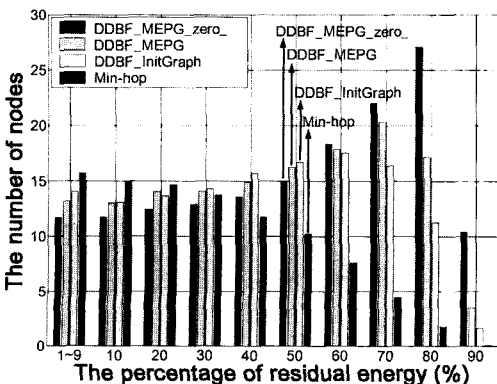


그림 11 잔류전력량에 대한 노드 수의 분포

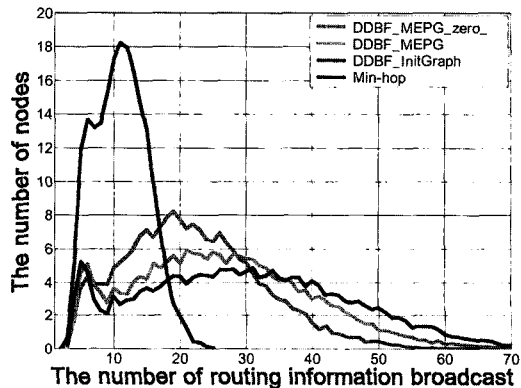


그림 12 라우팅 정보 방송 횟수에 대한 노드 수의 분포

이를 줄이기 위한 하나의 방법은 가장 적은 전력소모 값을 수신했을 때 바로 방송하는 것이 아니라 지연시켜서 그 사이에 새로운 최소값이 도달하기를 기다리는 것이다. 그러나 이는 지연시간이 길어질 수 있어서 좋은 방법이 아니라 할 수 있다. 최저전력라우팅 방법들 중에는 라우팅 오버헤드가 가장 적은 DDBF\_MEPG\_zero\_ $\omega$ 의 노드들이 전체적으로 더 적은 횟수를 방송함을 알 수 있다.

이상의 시뮬레이션 결과는 본 논문에서 제안하는 PAD (DDBF\_MEPG)가 센서 네트워크 환경에서도 충분히 전력소모를 줄이기 위해서 사용될 수 있음을 뒷받침한다. 비록 DDBF\_MEPG\_zero\_ $\omega$ 가 라우팅 테이블 구성 시의 오버헤드가 적지만, 일반 패킷 전송 시에 흡수와 수신 시의 전력소모 등을 종합적으로 고려하면 PAD가 가장 뛰어나다. 또, 최저전력특징그래프를 사용하면 라우팅 오버헤드가 감소하고, 충돌 등으로 인한 전송실패가 감소함을 시뮬레이션을 통하여 실험적으로 입증하였다.

## 7. 결론

본 논문에서는 센서 네트워크에서 이용 가능한 최저 전력 라우팅 프로토콜인 PAD를 제안하였다. PAD는 노드들의 잔류전력량을 비슷하게 유지하여 네트워크 수명을 연장시킨다. 그 과정에서 필요한 라우팅 정보의 수를 최소화하기 위해서 최저전력특징그래프와 Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm을 이용한다. 제안된 최저전력특징그래프를 구하는 알고리즘은 기존의 방식에 비해서 훨씬 빠르고, 실제 구현이 간단하고, 최적의 결과를 보이며, 기존의 방법들과는 달리 전력소모 외에 다른 가중치를 사용할 수 있어 그 응용 범위가 훨씬 넓다. Distributed Data-centric Bellman-Ford Algorithm도 데이터 중심 특징의 센서 네트워크에 맞게 특화되어 최소한의 라우팅 정보로 최저전력 라우팅을 수행하며 slow convergence와 라우팅 경로의 루프와 같은 문제들을 유발하지 않는다. 또한 본 논문에서 제안된 최저전력특징그래프를 기존의 다른 라우팅 프로토콜에 적용하여 전력소모를 줄일 수 있다. 예를 들어 Ad-hoc 네트워크 프로토콜인 DSR(Dynamic Source Routing)의 경우 flooding의 수를 줄이기 위해서 에지를 감소시킨 최저전력특징그래프가 이용될 수도 있다. 현재 PAD에 노드의 이동성과 self-healing을 지원하기 위한 프로토콜을 연구 중이며, 제안된 알고리즘을 실제 센서 노드에 구현할 예정이다.

## 참고 문헌

[1] I. F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam

and E. Cayirci, "A Survey on Sensor Networks," IEEE Communications Magazine, Vol. 40, No. 8, pp. 102-114, August 2002.

- [2] L. Li and P. Wan, "Constructing Minimum Energy Mobile Wireless Networks," ACM Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC), Oct, 2001.
- [3] W. R. Heinzelman, A. Chandrakasan and H. Balakrishnan, "Energy-Efficient Communication Protocol for Wireless Microsensor Networks," Proceedings of the IEEE Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS), Vol. 8, pp. 1-10, Jan 2000.
- [4] R. C. Shah and J. M. Rabaey, "Energy aware routing for low energy ad hoc sensor networks," Proceedings of the IEEE Wireless Communication and Networking Conference (WCNC), Mar. 2001.
- [5] V. Rodoplu and T. H. Meng, "Minimum Energy Mobile Wireless Networks," IEEE Journal Selected Areas in Communications, Vol. 17, No. 8, pp. 1333-1344, Aug 1999.
- [6] N. A. Lynch, "Distributed Algorithms," pp. 51-80, Morgan Kaufmann Publisher, 1996.
- [7] T. H. Cormen, C. E. Leiserson, R. L. Rivest and C. Stein, "Introduction to Algorithms," pp. 595-601, The MIT Press, 2001.
- [8] C. Intanagonwiwat, R. Govindan and D. Estrin, "Directed diffusion: a scalable and robust communication paradigm for sensor networks," Proceedings of the ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MOBI-COM), pp. 56-67, August 2000.
- [9] W. R. Heinzelman, J. Kulik and H. Balakrishnan, "Adaptive Protocols for Information Dissemination in Wireless Sensor Networks," Proceedings of the ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MOBICOM), pp. 174-185, Aug. 1999.
- [10] C. Shen, C. Srisathapornphat and C. Jaikeo, "Sensor Information Networking Architecture and Applications," IEEE Personal Communications, Vol. 8, No. 4, pp. 52-59, August 2001.
- [11] S. Lindsey and C. Raghavendra, "PEGASIS: Power-efficient gathering in sensor information systems," IEEE Aerospace Conference, March 2002.
- [12] L. Li and J. Y. Halpern, "Minimum energy mobile wireless networks revisited," Proceedings of the IEEE International Conference of Wireless Communications (ICC), June 2001.
- [13] T.S. Rappaport, "Wireless Communications: Principles and Practice," pp. 107-110, Prentice Hall, 2002.
- [14] T.S. Rappaport, "Wireless Communications: Principles and Practice," pp. 120-125, Prentice Hall, 2002.



- [15] J. M. Mcquillan, I. Richer and C. Rosen, "The new routing algorithm for the ARPANET," IEEE Transactions on Communications, Vol. 28, No. 5, pp. 711-719, 1980.
- [16] VINT Project. The UCB/LBNL/VINT network simulator-ns Version 2, <http://www.isi.edu/nsnam/ns>
- [17] P. Buonadonna, J. Hill and D. Culler, "Active Message Communication for Tiny Networked Sensors," Proceedings of the Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, Apr. 2001.



박 노 성

2003년 2월 숭실대학교 컴퓨터학부 학사  
 2003년 2월~현재 한국정보통신대학교  
 공학부 석사. 관심분야는 센서 네트워크,  
 실시간 임베디드 시스템, 알고리즘, 수리  
 논리



김 대 영

1990년 2월 부산대학교 전산통계학과 학사.  
 1992년 2월 부산대학교 전산통계학과 석사.  
 2001년 8월 University of Florida 컴퓨터공학 박사.  
 1992년 1월~2001년 7월 한국전자통신연구원 연구원  
 1999년 5월~1999년 8월 AlliedSignal Aerospace 연구소 방문연구원.  
 2001년 9월~2002년 1월 Arizona State University 컴퓨터공학과 연구 조교수.  
 2002년 2월~현재 한국정보통신대학교 조교수. 관심분야는 센서 네트워크, RFID, 실시간 임베디드 시스템