

6LoWPAN을 위한 최소경로비용 라우팅 프로토콜에 관한 연구[†]

(A Study on the Minimum Route Cost Routing Protocol for 6LoWPAN)

김 원 근*, 김 중 규**
(Won Geun Kim, Jung Gyu Kim)

요 약 최근 무선센서네트워크 환경에서는, 네트워크의 확장성 및 이동성을 제공하고 외부 인터넷망과 연동할 수 있는 기술이 큰 이슈가 되고 있다. 현재 IPv6 기반의 저전력 무선 센서 네트워크 기술인 6LoWPAN (IPv6 over Low-power Wireless Personal Area Network) 기술이 IETF에서 표준화 되고 있다. 본 논문에서는 6LoWPAN 환경에서 사용하기 위한 라우팅 프로토콜서, LOAD를 기반으로 하여 Link Qualities 값에 따른 패킷 재전송률을 경로 비용으로 활용하여 경로를 결정함으로써 최소 패킷 재전송이 이루어지는 최소경로비용 라우팅 프로토콜(MCL; Minimum route Cost routing protocol for 6Lowpan)을 제안하였다. 제안한 기법은 LOAD와 AODV 비해 각각 평균적으로 약 13%, 약 16% 정도 에너지 소비가 적은 것으로 실험을 통해 확인하였고, 전체 네트워크의 에너지를 고르게 사용하여 에너지 효율성이 우수하고, 네트워크 라이프타임이 향상됨을 알 수 있다.

핵심주제어 : 6LoWPAN, 패킷 재전송률, 최소경로비용, 라우팅 프로토콜

Abstract It is recently issued scalability, mobility and external internet connection on Wire-less sensor network. The low power wireless sensor networks based on IPv6 technology 6LoWPAN technology is being standardized in the IETF. This paper for the 6LoWPAN environment based on the routing protocol LOAD, route cost applied the packet re-transmission rate which follows in Link Qualities price which uses at course expense and packet transmission Minimum route Cost routing protocol where does on the course where the smallest packet re-transmission becomes accomplished proposed. The technique which proposes compared and LOAD and AODV that about 13%, about 16% energy consumption is few respectively averagely, Energy of the entire network equally, used and energy effectiveness and improvement of network life time experiment led and confirmed.

Key Words : 6LoWPAN, Packet re-transmission, Minimum route cost, Routing protocol

1. 서 론

전 세계적으로 언제 어디에서나 컴퓨터에 접속이 가능한 유비쿼터스 환경을 구축하기 위해서 기반이 되는 USN(Ubiquitous Sensor Network) 기술에 많은 관심이 모이고 있다. USN 응용 서

[†] 이 논문은 2007학년도 대구대학교 학술연구비 지원에 의한 논문임.

* (재)대경광역경제권선도산업지원단 그린에너지실 연구원

** 대구대학교 정보통신공학부 교수, 교신저자

비스로는 환경 감시, 홈오토메이션, 위치추적, 건축물 관리 등의 다양한 분야의 응용 서비스가 있다. 이러한 응용 서비스의 주된 기술로서 USN의 핵심 기술 중 WSN(Wireless Sensor Network)기술이 있다. WSN은 센서 모듈과 통신 모듈을 갖는 센서 노드들로 이루어지고 이러한 수많은 노드들이 유기적으로 동작하는 하나의 네트워크를 구성한다. 각 센서노드들은 센싱을 통한 데이터 수집과 처리, 전송 과정을 수행한다. WSN은 물리적으로 접근이 어려운 지역에 설치되기 때문에 배터리 교체와 충전이 어려워 에너지의 빠른 고갈 문제로 한정된 에너지로 얼마나 오랫동안 네트워크를 유지하는가가 주된 관심사다[1].

WSN 환경에서는 한정된 에너지문제로 네트워크의 라우팅 효율성 및 라이프타임 향상과 또한, 확장성 및 이동성을 제공하고 외부 인터넷망과 연동할 수 있는 기술이 큰 이슈가 되고 있다. 이러한 문제점들의 뒷받침 할 수 있는 기술로서 현재 IEEE 802.15.4를 기반으로 저 전력 무선센서네트워크 기술의 표준안들이 몇몇 제안되고 있다. 그중에서 ZigBee Alliance의 ZigBee와 IETF (Internet Engineering Task Force)에서 표준화 되고 있는 IPv6 기반의 6LoWPAN(IPv6 over Low-power Wireless Personal Area Network)이 저전력 무선 센서 네트워크를 위해서 표준안으로 작업 중인 네트워크 표준안이다. 이 표준안들은 각각 센서 네트워크를 구축하고 노드 상호간 데이터를 주고받는 방안에 대해서 기술되어 있다.

센서 네트워크는 센서 노드들로 구성된 무선 네트워크를 통해서 정보를 수집한다. 일반 센서 노드들은 데이터가 발생하면 이를 수집하는 노드에게 전달하는데 이 노드를 Sink 노드라고 한다. 이렇게 Sink 노드를 통해서 수집된 정보는 일반적인 네트워크를 통해서 사용가능하게 된다.

ZigBee는 ZigBee 노드들로 구성된 무선 센서 네트워크를 구성하여 외부의 컴퓨터를 통해서 ZigBee 네트워크를 제어하고자 한다. 따라서 모든 노드들은 ZigBee 네트워크 환경을 지원하고 있어야 한다. 하지만 ZigBee 네트워크가 아닌 환경에 있는 컴퓨터는 ZigBee 네트워크에 접근

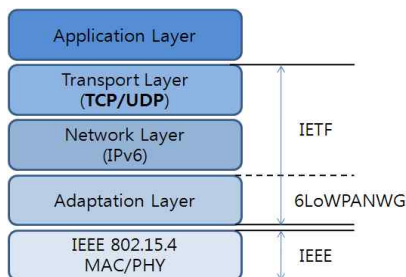
하기 위해서 ZigBee 게이트웨이를 지나서 통신을 해야만 한다. 이러한 방식은 ZigBee 게이트웨이가 간접적인 방식으로 네트워크로의 접근 방식을 지원하는 구조이다. 하지만 6LoWPAN의 경우 앞의 두 가지와는 달리 네트워크가 IPv6를 이용하여 직접 접근하는 것을 지원하고 있다. 따라서 외부의 IP(Internet Protocol) 네트워크를 사용하는 컴퓨터가 6LoWPAN을 사용하는 네트워크 장비에 직접 접근하여 데이터를 주고받거나 정보를 수집하는 것이 가능하다. 두 기술 모두 저 전력 무선 센서 네트워크를 지향하지만 ZigBee는 외부 인터넷망 연동하기 위해서는 고성능의 게이트웨이가 필요 하며 모든 노드들은 ZigBee 네트워크 환경을 지원하고 있어야 한다는 문제점이다. 이런 단점을 극복하기 위한 기술로서 6LoWPAN 기술이 최근 많은 연구가 이루어지고 있다.[2][3]

6LoWPAN에서는 LOAD(6LoWPAN Ad-hoc On-Demand Distance Vector), HiLow (Hierarchical Routing over 6LoWPAN) DYMO-low (Dynamic MANET On-demand for 6LoWPAN) 등의 라우팅 프로토콜이 제안되어 있다. 위에서 언급한 라우팅 프로토콜은 6LoWPAN 환경에 적합한 경량의 라우팅 프로토콜이다. 하지만, 무선 센서네트워크에서 중요한 에너지 문제에 대해서는 언급을 하지 않고 있다. 본 논문에서는 위에서 언급한 프로토콜 중 LOAD를 기반으로 무선 센서 네트워크의 에너지 효율성을 높일 수 있는 방안에 대해서 제안하고자 한다. LOAD는 라우팅 수행에 있어서 홉 카운트와 IEEE 802.15.4에서 제공하는 LQI(Link Quality Indicator)를 사용 할 수 있음을 언급하고 있다. 그래서 본 논문에서는 LQI 임계값을 세분화하여 LQI 임계값에 따른 패킷 재전송률을 경로 비용으로 활용하여, 최소 패킷 재전송이 이루어지는 경로로 패킷 전송을 하여 네트워크의 오버헤드를 줄이고 전체 네트워크의 에너지를 고르게 사용하여 에너지 효율성 및 네트워크 라이프타임을 향상시킬 수 있는 최소경로비용 라우팅 프로토콜을 제안하고 이의 성능을 확인하였다[1][2][3].

2. 6LoWPAN 개요

6LoWPAN 워킹 그룹은 LoWPAN 상에서 IEEE 802.15.4 PHY/MAC 상위 계층으로 IPv6 패킷 전송 방안을 목표로 하고 있다. 즉 IEEE 802.15.4 PHY/MAC의 상위 계층으로 IP 및 TCP/UDP 등의 환경을 구축하는 데에 있어서 주기적 수면을 포함한 라우팅, 작은 오버헤드, 작은 경로표 등을 구현하고자 한다. 6LoWPAN에서 작업한 표준 기술은 IP 적응계층, 패킷 포맷, 주소부여 및 관리, 네트워크 관리, 동적 라우팅, 보안 등으로 <그림 1>과 같다.

6LoWPAN 기술은 기존의 IP 인프라를 사용하기 때문에 추가 비용이 들지 않고 잘 알려지고 검증된 IP 기술을 사용할 수 있다는 장점이 있다. IPv6의 큰 주소공간과 자동 주소 할당 등의 기능으로 확장성 및 이동성 향상된다. IEEE 802.15.4 PHY/MAC을 사용하기 때문에 패킷 전송에 있어서 제약을 갖게 된다.



<그림 1> 6LoWPAN 작업 그룹 범위

6LoWPAN 특징은 다음과 같다:

- 작은 패킷 크기: 물리 계층 패킷 크기가 최고 127바이트이고, 따라서 상위 계층에서 사용 가능한 프레임 크기는 102 바이트임
- MAC 계층에서 16비트 주소 와 64비트 주소 지원
- 250kbps 이하의 작은 대역폭
- 스타 토폴로지와 메쉬 토폴로지를 지원
- 저 전력 배터리로 동작
- 저가형 센서와 스위치 등의 장비와 관련 있다.
- 기기들의 위치는 일반적으로 정해지지 않는다. 때때로 기기들에 대한 접근성이 떨어

질수 있다.

- LoWPAN 내의 기기들은 다양한 이유로 신뢰성을 보장받기 힘들다.

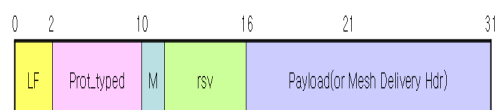
6LoWPAN의 이러한 특징의 제약을 해결하기 위해서 IEEE 802.15.4 MAC/PHY와 네트워크 계층 사이에 적응 계층을 추가한다.[4]

2.1 6LoWPAN 적응계층

적응계층에서는 IPv6의 MTU를 IEEE 802.15.4의 물리계층의 PDU(Protocol Data Unit)를 사용하여 전송을 하기 위해 패킷의 단편화와 결합 기능을 담당하며 이러한 동작을 위해 적응 계층에서는 3가지의 프레임 형식을 정의한다.

1) 단편화(Fragmentation)

첫 번째 프레임 형식은 보낼 payload의 크기가 IEEE 802.15.4의 프레임 크기보다 작은 경우에 사용되며, 이 경우 보낼 데이터가 적기 때문에 단편화를 할 필요가 없다. 결국 단편화에 관한 정보는 프레임 안에 들어가지 않으며, 보낼 데이터는 단 하나의 프레임으로 전송 가능하기 때문에 캡슐화 헤더는 단 2바이트만을 사용하게 된다. <그림 2>가 단편화가 일어나지 않았을 경우 첫 번째 단편 헤더 형식을 보인 것이다.



<그림 2> 단편화가 일어나지 않았을 경우 첫 번째 단편 헤더 형식

LF(Link Fragment) 필드는 2비트로 구성되어 있고, 각 비트에 따른 의미는 <표 1>과 같다. 그 다음에 오는 Prot_type 필드는 8비트로 구성되어 있으며 이 필드는 이 프레임 이후에 오는 데이터그램의 특성을 뜻한다. Prot_type 필드가 16진수 1일 경우 IPv6를 위한 Prot_type임을 의미하며 16진수 2일 경우에는 헤더 압축을 의미한다. "M" 비트는 데이터 공간에 mesh 라

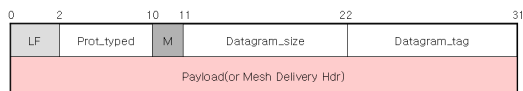
우팅을 위한 Mesh Delivery 필드를 사용할 것인지에 대한 여부를 나타낸다. "M" 비트가 1일 경우에는 Mesh Delivery 필드의 사용을 의미하고 0일 경우에는 사용하지 않음을 의미한다.

<표 1> Link Fragment Bit Pattern

LF비트	의 미
00	단편화를 하지 않는 경우(Unfragmented)
01	첫 번째 단편 프레임(First Fragment)
10	마지막 단편 프레임>Last Fragment)
11	중간 단편 프레임(Interior Fragment)

두 번째 프레임 형식은 IPv6 데이터그램이 하나의 IEEE 802.15.4 패킷 안에 들어갈 수 없는 경우에 사용된다. 이와 같은 경우에는 단편화를 해야 하므로 <그림 3>과 같은 프레임 형식을 가지게 된다.

단편화가 발생하면, 패킷은 Datagram_tag 필드와 Datagram_size 필드에 관한 정보를 가지게 된다. Datagram_Tag 필드는 초기 값이 정의되어 있지는 않지만 범위는 0~127 사이의 값을 가지게 되고 연속적으로 단편화된 데이터그램에 대해서는 값이 1씩 증가하게 된다.



<그림 3> 단편화가 일어났을 경우 첫 번째 단편 헤더 형식

Datagram_size 필드는 11비트로 구성이 되어 있으며 단편화된 payload의 크기를 나타낸다. 또한 이것은 IP 헤더크기 40바이트뿐만 아니라 일반적인 IPv6의 MTU 크기인 1280바이트 보다 큰 1500바이트의 크기도 가리킬 수 있다. 특정 경우에 따라서는 이 필드가 없을 수도 있으나 mesh 망에서는 앞서 보내진 단편이 먼저 도착한다는 보장이 없기 때문에 이 필드가 있다면 보다 효과적으로 재결합을 수행할 수 있게 된다.

단편화된 데이터그램의 첫 번째 단편과는 달리 그 이후부터 마지막 이전까지의 단편은, 첫

번째 단편과 다른 필드는 Datagram_offset 필드 일 뿐 나머지는 첫 번째 단편의 형식과 동일하다. Datagram_offset 필드는 8비트로 구성되어 있으며 IP 데이터 그램 크기에 있어 시작점부터의 차이를 뜻한다. 이러한 이유로 이 필드는 두 번째 단편부터 공간을 차지하게 된다. 즉, 첫 번째 단편은 당연히 0 값을 갖게 되거나 생략되게 되며 두 번째 단편부터는 앞의 단편의 크기에 따라 값을 갖게 된다.

2) 결함(Reassembly)

IPv6 패킷은 여러 개의 단편으로 나뉘어 전송된다. 이때 목적지 노드는 수신되는 단편의 전송 노드 주소 필드와 Datagram_tag 필드의 정보를 가지고 단편화 된 IPv6 패킷을 재결합한다. 목적지 노드는 각 단편의 payload를 Datagram_offset 필드가 가리키는 순서에 따라 적절한 결함 버퍼에 옮겨놓는다. 이 때 결함 버퍼는 하나의 IPv6 패킷의 크기를 수신된 단편의 Datagram_size 필드를 통해 알게 된다.

만약 특정 단편과 다른 단편이 겹쳐 결함 버퍼에 옮겨지게 되면 지금까지 옮겨두었던 단편들은 결함 버퍼에서 제거된다. 그리고 다시 시작되는 결함과정은 새로운 단편을 수신했을 때 일어난다. 단편 간에 겹침 현상은 캡슐화 헤더에 있는 Data_length 필드의 값을 통해 판별할 수 있다.

3) 헤더 압축(Header compression)

헤더 압축은 네트워크 계층과 전송 계층으로 나눌 수 있다, 네트워크 계층은 IP계층이고 전송 계층은 UDP(User Datagram protocol), TCP (Transmission Control Protocol), ICMP (Internet Control Message protocol) 등이 해당된다.

(1) IPv6 헤더 필드의 인코딩

IPv6의 헤더필드는 Hop Limit(8비트) 필드를 제외하고 모든 필드가 압축 가능하다. 버전 필드의 경우 모든 패킷이 IPv6인 것으로 가정하면 생략가능하고, IPv6의 소스-목적지 주소필드는 그 필드 뒷부분의 64비트 MAC 계층 주소필드

로부터 가져올 수 있어 생략 가능하다. 또한 패킷의 길이의 경우 MAC 헤더를 통해 알 수 있어 생략가능하고, 트래픽 클래스와 플로우 레이블은 0으로 대체할 수 있어 생략이 가능하다. 넥스트 헤더의 경우에는 UDP, TCP, ICMP로 단순화 시킬 수 있다.

IPv6 헤더 필드에서 Hop Limit 필드는 압축되지 않고 항상 완전하게 전송되어야 한다. 일반적인 40바이트의 IPv6 헤더는 HC1 인코딩을 위한 1바이트와 Hop Limit를 위한 1바이트로 압축할 수 있다. 압축된 헤더의 형식은 다음 <그림 4>와 같다.



<그림 4> LoWPAN_HC1

HC1 인코딩의 7번 비트 이후에는 HC2 인코딩이 올 수 있는데, 이 경우 압축할 수 없는 필드는 HC2 인코딩 뒤에 붙게 된다.

HC1 인코딩에 의해 부호화되는 주소 필드에 대한 해석은 <표 2>와 같다.

<표 2> HCI 인코딩에 의한 주소 필드 해석

PI(Prefix carried in-line)	Prefix가 압축되지 않음 (인코딩의 뒤에 붙음)
PC(Prefix Compressed)	Prefix가 압축됨
II(Interface identifier Carried in-line)	Interface Identifier가 압축되지 않음
IC(Interface identifier Compressed)	Interface Identifier가 압축됨 (링크 계층 주소 사용)

<표 3> 주소 압축 상태

소스/목적지 주소	의미	내용
00	PI, II	Prefix와 Interface Identifier 모두 압축되지 않음
01	PI, IC	Interface Identifier만 압축됨
10	PC, II	Prefix만 압축됨
11	PC, IC	Prefix와 Interface Identifier 모두 압축됨

HC1 인코딩 필드의 0번 비트부터 3번 비트까지 4개의 비트는 주소에 대한 압축을 나타낸다. 0번과 1번은 IPv6 소스 주소의 압축상태를 나타내고 2번과 3번 비트는 목적지 주소의 압축 상태를 알려주게 되며, <표 3>과 같은 4가지 경우로 조합되어 사용될 수 있다.

4번 비트는 트래픽 클래스와 플로우 레이블의 압축상태를 의미한다. 값이 0인 경우는 압축되지 않았음을 알리며, 값이 1인 경우는 트래픽 클래스와 플로우 레이블의 값이 0임을 알린다. 5번과 6번 비트는 Next 헤더 필드의 압축상태를 표시한다. 값이 00이면 IPv6 헤더내의 Next 헤더 필드의 값이 그대로 전달되며, 01인 경우 UDP, 10인 경우 ICMP, 11인 경우 TCP를 의미한다.

7번 비트는 HC2 encoding 필드의 존재 유무를 알린다. 값이 0이면 더 이상의 인코딩 필드가 없음을 의미하며, 값이 1이면 HC2 인코딩 필드가 존재함을 의미한다. 5번, 6번 비트의 값을 바탕으로 HC2 인코딩 필드의 종류를 구분할 수 있다.

(2) UDP 헤더 필드 인코딩

이 필드는 HC2 Encoding 중 하나로 HC1 Encoding 필드의 6, 7번째 비트에서 UDP를 선택했을 경우 사용되는 필드이다. HC2 Encoding의 다른 프로토콜 즉, TCP, ICMP 등에 대한 인코딩은 아직 정의하고 있지 않다. HC2_UDP Encoding 헤더는 소스와 목적지 포트(Port), 길이에 대해서 압축이 가능하고 UDP 헤더의 체크섬(checksum) 필드에 대해서만 압축을 할 수 없다. 압축된 HC_UDP Encoding 헤더는 <그림 5>와 같다.



<그림 5> HC2_UDP Encoding

HC_UDP Encoding 필드도 HC1_Encoding 필드와 같이 8비트로 다음과 같이 구성되어 있다. 1번째 비트는 UDP 소스 포트로 0일 경우는 압

축을 하지 않고, 1일 경우에는 포트를 4비트로 압축하는 것으로 16비트 소스 포트를 'P+4'비트 포트로 계산하여 구하게 되는 경우다. 여기서 P는 미리 정해진 포트 번호로 추후에 정의가 필요하다. 압축된 4비트는 포트는 인코딩 뒤에 포함한다. 2번째 비트는 UDP 목적지 포트로 구성은 소스의 경우와 같다. 3번째 비트는 길이 필드를 나타내는 것으로 0은 압축하지 않고, 1은 생략하는 것으로 그 값은 IPv6 헤더 길이 필드로부터 값을 가져와서 계산한다. 나머지 비트는 예약 비트로 남겨져 있다. 마지막 부분에는 HC2_UDP Encoding 필드에서 압축되지 않은 필드와 부분 압축된 필드에 대해서 UDP 헤더와 같은 순서로 들어가게 된다.

6LoWPAN의 특성인 한정된 전력과, 다소 적은 처리량이 요구되는 어플리케이션들에 무선연결환경을 제공하기 위해서 이처럼 IPv6 패킷을 IEEE 802.15.4의 물리계층 패킷 크기에 맞추기 위한 방안이 필요하게 되었다. 앞에 설명한 이 방안이 이러한 목적을 이루기 위한 초기 방안으로, 현재는 아직 오버헤드의 문제점이 있으나 지금도 6LoWPAN WG에서 계속적으로 발전하기 위해 많은 논의가 되고 있으므로 이를 개선하기 위한 더 좋은 방안이 나올 것이라 예상된다[5][6][8].

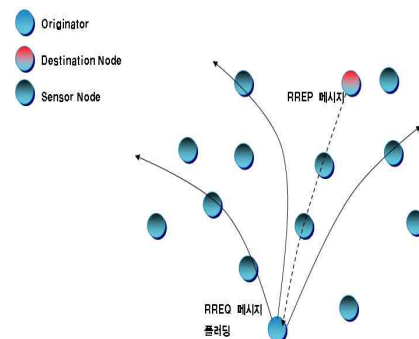
2.2 LOAD(6LoWPAN Ad hoc On-Demand Distance Vector) 라우팅 프로토콜

LOAD는 AODV(Ad hoc On-demand Distance Vector)를 기반으로 하며, IEEE 802.15.4 디바이스들이 6LoWPAN에서 멀티 홉 데이터 전송이 가능할 수 있게 하는 경로를 만들어 주는 프로토콜이다.

LOAD는 소스 노드에서 목적지 노드까지의 경로를 찾기 위해 RREQ(Route Request), RREP(Route Reply), RERR(Route Error) 제어 메시지를 이용하고 경로표와 경로 요구표를 관리한다. 어떤 노드가 목적지까지의 경로를 찾기 위해서는 우선 RREQ 메시지를 브로드 캐스트해야 하고, RREQ 메시지를 수신한 노드들은 같은 방법으로 메시지를 네트워크 전체에 전파시

킨다. RREQ 메시지가 목적지 노드에 도달하게 되면, 목적지 노드는 RREQ 메시지를 전달한 노드에게 RREP 메시지를 전달하며, 이때 RREP 메시지는 유니캐스트로 전달된다. RREQ, RREP 메시지의 교환 과정을 통해, 네트워크에는 양방향의 경로가 설정되며, 데이터 전송이 가능하게 된다. 만약, 중간 노드들 간의 통신이 두절되어 목적지로의 경로가 사라지게 되는 경우, 데이터 전송을 실패한 노드가 해당 데이터를 전송한 노드에게 RERR 메시지를 전달하여 경로가 사용할 수 없어졌음을 알린다. RERR 메시지를 수신한 노드는 다시 경로 검색을 시도한다.

LOAD는 제어 메시지의 크기를 줄이기 위해 <그림 6>에서 보는 바와 같이, 목적지 시퀀스 넘버를 사용하지 않고, 경로 검색 과정을 간략화 하였다. 또한 메시지 루핑을 막기 위해서 오직 목적지 노드만 RREQ에 대한 RREP 응답 메시지를 보내도록 정의하였다. 또한, 경로 비용에 흡 수가 아닌 IEEE 802.15.4에서 지원하는 LQI(Link Quality Indicator)등 다른 metric을 사용할 수 있는 가능성을 열어두고 있다.



<그림 6> LOAD 컨트롤 메시지 전달 구조

(1) LOAD 메시지 형식

경로 검색을 위해서는 <그림 7>과 같은 형태의 RREQ 메시지가 이용된다. Type 필드에는 RREQ 메시지를 의미하는 값 1이 사용된다. “R” 비트는 Local Repair 과정에서 1로 설정되며, “D” 비트와 “O” 비트는 각각 목적지 주소와 RREQ originator의 addressing mode를 의미한다. “D”비트나 “O” 비트가 1로 설정되면, 각 주소가 16비트 주소를 사용함을 의미하고, 0으로

설정된 경우에는 EUI-64 주소가 사용됨을 의미한다. RREQ ID는 RREQ originator가 RREQ 메시지를 생성할 때마다 값을 증가시켜 기록하며, 이를 통해 RREQ 메시지 브로드캐스트에 의한 중복 수신 문제를 처리한다. CT 필드는 Route cost Type으로서 Weak link를 피하는 동안의 Hop count 를 기록하는 필드이고 값은 '0'이 사용 되고 나머지 값은 차후에 사용하도록 아직 정의 되어 있지 않았다. WL 필드는 목적지로부터 근원지까지 라우팅 경로에서 Weak link의 총 개수를 나타낸다. 이 값은 여러 라우팅 경로 발생 시 경로를 선택할 때 Weak link 수와 Hop count를 비교 하여 최종 경로를 선택할 때 사용된다. 경로 비용 필드는 RREQ originator로부터 현재 노드까지의 경로의 노드수를 의미한다. 링크계층 목적지 주소 필드에는 경로를 찾기를 원하는 목적지 주소가 들어가며, 링크 계층 Originator Address에는 RREQ 메시지를 생성하여 전송한 노드의 주소가 들어간다.

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
Type		R	D	O	Reserved			CT	WL	RREQ ID																															
Route cost		Link Layer Destination Address																																							
Link Layer Originator Address																																									

<그림 7> RREQ 메시지 형식

<그림 8>는 RREP 메시지 포맷을 나타낸다. Type 필드에는 RREP 메시지를 의미하는 값 2가 사용되며, “R” “D” “O” 비트는 RREQ 메시지의 경우와 동일한 의미를 갖는다. RREQ ID는 수신된 RREQ 메시지에 기록된 RREQ ID와 같은 값을 사용한다. Route cost는 목적지로부터 현재노드까지의(reverse route) 경로의 노드수를 의미한다. Link Layer Destination Address와 Link Layer Originator Address는 RREQ 메시지에 기록된 것과 동일한 값을 사용한다. Unreachable Link Layer Destination Address 필드에는 Error Code에 기록된 이유로 인해 데이터 패킷 전달이 불가능한 목적지의 주소가 기록된다.

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
Type		R	D	O	Reserved			CT	WL	RREQ ID																					
Route cost		Link Layer Destination Address																													
Link Layer Originator Address																															

<그림 8> RREP 메시지 형식

<그림 9>는 RERR 메시지 포맷을 나타낸다. RERR 메시지는 데이터 패킷 전송 중, 다음 노드와의 링크가 단절되거나 에너지가 부족한 경우 등의 문제에 의해 더 이상의 데이터 패킷 전송이 힘든 경우에 RREQ 메시지의 originator에게 해당 내용을 알리기 위해 사용된다. Type 필드는 RERR 메시지를 의미하는 값 3을 사용하며, “D” 비트는 Unreachable Link Layer Destination Address 필드의 addressing mode를 의미한다. Error Code 필드에 사용될 수 있는 값으로는 0x00(No available route), 0x01(Low battery), 0x02(routing cost not supported)가 있으며 0x03부터 0xff까지는 향후 사용을 위해 reserved되어 있다. Unreachable Link Layer Destination Address 필드에는 Error Code에 기록된 이유로 인해 데이터 패킷 전달이 불가능한 목적지의 주소가 기록된다.

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
Type		D	Reserved			Error Code					Unreachable Link Layer Destination Address																				

<그림 9> RERR 메시지 형식

(2) LOAD 테이블 구조

LOAD는 경로 설정과 유지를 위해 경로 발견과 데이터 관리를 한다. 이러한 작업을 유지하기 위해서 경로표와 Route request table을 관리한다. Routing table은 실제 데이터 패킷이 전달되기 위해 필요한 경로를 저장하고 있으며, Route request table은 경로 탐색 시 사용된다. 경로표와 Route request table을 구성하는 필드와 그 기능은 다음 <표 4>, <표 5>와 같다.

<표 4> Routing table 구성 필드 및 기능

필드명	설명
Destination address	목적지 노드의 16비트 또는 EUI-64 링크 계층 주소
Next hop address	목적지 노드로 가는 경로상의 주위 노드의 16비트 또는 EUI-64 링크 계층 주소
Status	경로의 상태
Life time	경로가 삭제 또는 만료 전까지의 유효시간(ms)

<표 5> Routing request table 구성 필드 및 기능

필드명	설명
Route request ID	경로 요청 프레임에 위한 순차번호이다. 다른 RREQ와 구별되며 새로운 경로 요청 명령 프레임이 생성될 때 마다 1씩 증가
Originator address	경로 요청을 한 소스 노드의 16비트 또는 EUI-64 링크 계층 주소
Reverse route address	소스 노드로 향하는 역경로의 다음 노드의 16비트 또는 EUI-64 링크 계층 주소
Forward route cost	경로 요청을 한 소스 노드로부터 현재 노드까지의 누적된 경로 비용
Reverse route cost	현재 노드로부터 목적지 노드까지의 누적된 경로 비용(accumulated link cost)
valid time	경로 요청 시간이 만료될 때까지의 시간(ms)을 가리키는 카운트다운 타이머

(3) LOAD 라우팅 메시지 처리 절차

센서노드가 다른 노드에게서 RREQ 메시지를 받게 되면 우선, RREQ ID와 Link Layer Originator Address 필드의 값을 이용하여 Route request table을 검색한다. Route request table에 해당 엔트리가 존재하는 경우, 이미 동일한 RREQ 메시지를 처리 한 경우 이므로, 수신한 RREQ 메시지는 무시한다. 만약, 테이블에 해당 엔트리가 존재하지 않는 경우에는 새로운 RREQ 메시지로 간주하고, RREQ ID, Link Layer Originator Address, Route cost 값 등을 Route request table에 추가한다.

새로운 RREQ 메시지를 수신한 경우, 그 RREQ 메시지를 전달한 이전 홉의 노드 주소와 Link Layer Originator Address를 이용하여 라우팅 테이블에 역 경로, 즉 RREQ 메시지를 생성시킨 노드로 향하는 경로를 생성한다. 그 다음 RREQ 메시지의 링크계층 목적지 주소가 자기 자신의 주소인지 확인하고 RREQ를 받은 후 검사를 통해 Weak Link가 있는지 없는지 판단한다. 만약 Weak Link가 있다면 노드 1을 RREQ의 WL 필드에 추가한다. 그런 다음에 자신의 주소가 아니라면 RREQ 메시지의 Route cost를 증가시킨 뒤 브로드 캐스트 한다. 자신의 주소라면, RREQ 메시지를 생성한 노드에게 유니캐스트로 RREP 메시지를 전달한다.

RREP 메시지를 수신한 센서 노드 역시, RREQ 메시지를 수신한 경우와 유사한 작업을 수행한다. RREP 메시지를 수신한 노드는 우선, 라우팅 테이블에 originator에 대한 경로가 있는지 확인한다, 해당 경로가 없고, 자신이 보낸 RREQ 메시지에 대한 응답이 아닌 경우에는 해당 메시지를 무시한다. 해당 경로가 존재하는 경우에는 Route request table 내에 있는 RREQ ID와 originator 주소 쌍을 만족하는 엔트리가 존재하는지 검색하고, 존재 하지 않는다면 해당 메시지를 무시한다. Route request table에 해당 엔트리가 존재하는 경우에는 엔트리 내에 있는 reverse route cost와 RREP 메시지의 route cost를 비교하여 RREP 메시지의 값이 더 좋지 않은 경우에 RREP 메시지를 무시한다.

위의 사항에 모두 해당되지 않는 경우에는 RREP 메시지의 정보를 바탕으로 라우팅 테이블을 업데이트 한다. 자신이 보낸 RREP 메시지에 대한 응답인지를 체크하고, 그렇지 않다면 해당 메시지를 포워딩한다.

RERR 메시지는 라우팅 테이블에 있는 경로로 데이터 패킷을 전달할 수 없을 때 발생된다. RERR 메시지는 라우팅 테이블에 있는 경로로 데이터 패킷을 전달할 수 없을 때 발생된다. RERR 메시지는 데이터 패킷을 전송한 노드에게 유니캐스트로 전달된다[7][8].

3. 제안하는 라우팅 알고리즘

LOAD에서 패킷 전송을 위한 경로는 RREQ, RREP 메시지의 의해 결정된다. RREQ 메시지를 전송한 노드의 입장에서 보면, RREQ 메시지에 대한 응답으로 되돌아오는 RREP 메시지에 의해 패킷 전송 경로가 결정된다. 이때, 목적지 노드에 의해 다수의 RREP 메시지가 발생할 가능성이 있다. 이러한 경우 LOAD는 Route request table 내의 경로 비용을 바탕으로 더 좋은 경로를 선택 한다.

LOAD는 경로 선택 과정에 있어서 최소 홉 카운트 방식과 LQI를 조합하여 사용한다. LQI 측정은 수신된 각각의 패킷에 대하여 수행되며, 그 결과 값은 0x00~0xff 까지 이다. 높은 값일수록 좋은 Link 이다. LOAD는 특정 임계값 이하로 LQI가 낮아진 경로를 Weak Link로 표현하여 사용 한다. 홉 카운트(HC; Hop Count)와 취약한 링크(WL; Weak Link) 수를 조합하기 위해서 사전식 계산 방식을 사용한다. 즉, 취약한 링크의 수와 홉 카운트를 (WL, HC)의 쌍으로 묶은 다음 왼쪽부터 사전식으로 비교하여 경로의 우열을 판단하게 된다. 예를 들어 경로 A와 B가 있다. 경로 A는 WL 수가 3, HC 가 5이며 경로 B는 WL 수가 2, HC 가 6이라고 가정하면, B 경로가 A 경로에 비해 적은 WL을 가지므로 적은 경로 비용을 가진다고 판단한다.

LOAD는 LQI 값이 특정 임계값 이하로 낮아지는 경로, 즉 Weak Link를 사용한다. Weak Link로 패킷 전송이 이루어지면 특정 Link에서 패킷 손실이 발생 하여 패킷 전송 성공을 위해 패킷 재전송이 많이 일어나게 된다. 센서 노드에 트래픽이 집중되어 에너지를 급격히 소모시킨다. LOAD 에서는 경로 비용을 무엇으로 할지 TBD(To be defined)로 두고 있다. 본 논문에서는 위와 같은 LOAD의 문제점을 해결하기 위해 Link Qualities 임계값에 따른 패킷 전송 기댓값을 경로 비용으로 활용하여 전체 네트워크의 라이프타임 및 에너지 효율성을 향상시킬 수 있는 6LoWPAN을 위한 최소경로비용 라우팅 프로토콜(MCL; Minimum route Cost routing protocol for 6Lowpan)을 제안한다.

3.1 MCL 메시지 형식

본 논문에서 사용하는 MCL 메시지 포맷은 아래 <그림 10, 11>과 같다. LOAD의 RREQ, RREP 메시지와 동일하나 LOAD에서 사용하는 WL 필드를 사용하지 않고 각 Link에 따른 재 전송 횟수에 대한 기댓값 필드 ET로 사용 하고 Link grade 필드를 컨트롤 패킷 헤더 내의 5비트의 reserved 비트를 이용 하고 CT 필드의 '0'을 제외 하고 TBD(To be defined)로 두고 있으므로 '1'로 세팅하여 사용하고 경로비용 필드에 본 논문에서 제안하는 방법에 따라 계산된 경로 비용이 기록된다.

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
Type		R	D	O	Link grade					CT	ET	RREQ ID																			
Route cost				Link Layer Destination Address																											
Link Layer Originator Address																															

<그림 10> MCL의 RREQ 메시지 포맷

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
Type		R	D	O	Link grade					CT	ET	RREP ID																			
Route cost				Link Layer Destination Address																											
Link Layer Originator Address																															

<그림 11> MCL의 RREP 메시지 포맷

3.2 Link Qualities grade 방법

LQI는 IEEE 802.15.4 에서 제공하는 수신된 패킷의 강도 및 품질에 대한 특성이다. 그 결과 값은 0x00~0xff 까지 이다. 높은 값일수록 좋은 Link를 뜻한다. 본 논문에서는 10개의 패킷을 전송하여 수신된 패킷의 성공을 측정한 Link Qualities 값에 따른 평균값으로서 <표 6>과 같이 Link Qualities 값을 10 단계로 세분화 하고 각 Link grade로 매핑 한다.

Link Qualities는 센서 노드의 에너지 량과 각 노드 사이의 거리에 따라 달라지고 Link Qualities가 낮을수록 패킷 전송률도 낮아진다고 볼 수 있다. 위 방법으로 Link Qualities를 세분화 하여 Link grade로 표현한 값을 본 논문에서 제안하는 방법을 사용하여 경로 메트릭으로 활

용 할 수 있고 경로 비용을 결정할 수 있다. 따라서 이 값을 사용하여 전체 경로상의 노드들의 Link grade 값을 이용하여 경로를 선택하는 방식으로 사용하는 것이 가능하다.

<표 6> Link Qualities을 Link grade 매핑

230 < LQ ≤ 255	1
205 < LQ ≤ 230	0.9
180 < LQ ≤ 205	0.8
155 < LQ ≤ 180	0.7
130 < LQ ≤ 155	0.6
105 < LQ ≤ 130	0.5
80 < LQ ≤ 105	0.4
55 < LQ ≤ 80	0.3
30 < LQ ≤ 55	0.2
0 < LQ ≤ 30	0.1

3.3 MCL 경로 설정 방법

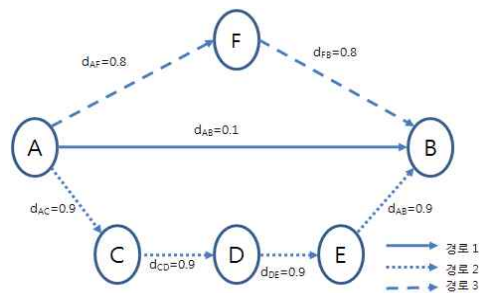
경로설정을 위해 distance-vector 라우팅에서는 hop count를 경로 비용으로 사용한다. 매우 안정적인 전원과 신뢰성이 높은 Link의 네트워크에서는 재전송이 드물게 일어나고 hop count를 적절히 계산하여 목적지로 패킷을 전송한다. 그러나 센서네트워크에서는 무선 환경으로 인해 손실된 링크가 많이 발생 하게 되고 Link Qualities가 낮아지면 패킷 전송률이 떨어지고 link level에 따라 재전송이 발생 한다. 이로 인해 각 홉에서는 손실된 링크에 대한 보상으로 한번 이상의 재전송을 요구한다. Link Qualities 대해 고려하지 않는 링크로 경로를 선택하는 경우에는 패킷을 전달하는 hop count 보다 경로 비용이 더 클 수 있다. 센서네트워크에서 Link Qualities 상태에 따라 패킷 전송률에서 차이가 난다. 모든 패킷 전송에 있어서 ACK 신호를 받아 야지 패킷의 전송이 성공적으로 이루어진다. ACK 신호를 받지 못하면 받을 때 까지 패킷을 재전송 하게 된다. Link Qualities가 떨어지면 패킷 전송률도 낮아지고 패킷 전송을 성공시키기 위해 재전송을 많이 하게 된다. 목적지 까지 Multi-hop 으로 패킷 전송을 할 때 전체 패킷 전송에 있어서 전송 횟수(재전송 포함한 수)가

가장 작은 경로가 좋은 경로로 판단 할 수 있고 또한, 재전송이 많은 짧은 경로 보다 재전송이 적은 긴 경로가 더 좋은 경로로 판단 할 수 있다. 그래서 각 Link에 따른 재전송 횟수에 대한 기댓값을 구하여 라우팅 경로 비용으로 사용 한다. 본 논문에서 재전송 횟수에 대한 기댓값을 ET(Expected reTransmission)라고 한다.

각 노드 사이의 패킷 전송 기댓값을 구하여 각 링크에 대한 ET의 총 합이 가장 작은 값을 가지는 경로를 사용 한다. 패킷 전송 기댓값은 아래 <수식 1>과 같다. P_f 는 한 Link에서 패킷을 송신하는 센서노드가 수신하는 다음센서노드로 패킷을 전송하여 패킷전송이 성공 횟수로서 즉, 송신 확률이고, P_r 은 패킷을 송신한 센서노드가 수신하는 센서노드로부터 ACK를 받는 회수로서 수신 확률이다.

$$ET = \frac{1}{P_f \cdot P_r} \quad \text{수식 1}$$

<그림 12>의 예를 보면 A와 B사이에 각각 다른 Link Qualities와 Hop Count를 가지는 라우팅 경로는 세 가지다. 여기서 위의 <수식 1>을 가지고 각 Link의 ET 값을 구할 수 있다[P_f 의 확률은 그림에서 보이고 있는 Link qualities(예: $d_{AF} \Rightarrow$ A노드와 F노드 사이에서 A노드가 F 노드로 패킷을 전송하는 패킷송신확률(0.8)]이고, ACK를 수신할 확률 $P_r=1$ 로 가정한다.



<그림 12> 각 링크의 패킷전송 확률

위 <수식 1>로부터 구한 ET 값을 <수식 2>

를 사용하여 각 경로에 대한 전체 경로 코스트를 구할 수 있다.

$$C\{P\} = \sum_{l=1}^{L-1} ET\{[D_i, D_{i+1}]\} \quad \text{수식 2}$$

<수식 2>에서 디바이스 [D1,D2...DL]의 거리 L에 대한 경로를 P로 놓고, $[D_i, D_{i+1}]$ 를 링크로 표현하면 위와 같은 경로 코스트 $C\{P\}$ 를 나타낼 수 있다. 여기서 $ET\{[D_i, D_{i+1}]\}$ 의 값은 두 노드가 연결된 링크의 기댓값이다. 이러한 방법으로 전체 경로 비용에 대해 계산하면 <표 7>과 같은 값을 얻을 수 있다.

<표 7> 경로 비용 계산

경로	각 링크별 재전송 회수 및 총합
A-B	재전송이 10회 발생, 총합은 10
A-C-D-E-B	각 링크마다 재전송이 1.11회 발생, 총합은 4.44
A-F-B	재전송이 각 링크마다 1.25회 발생, 총합은 2.5

위의 예로, 패킷의 재전송 빈도가 낮은 경로가 경로 비용도 작고 재전송 빈도가 낮아질수록 센서 노드의 에너지 소모도 낮아지기 때문에 전체 네트워크 라이프타임 및 에너지 효율성을 향상시킬 수 있다. 따라서 A-F-B 경로가 링크 비용이 가장 적고 좋은 경로이다.

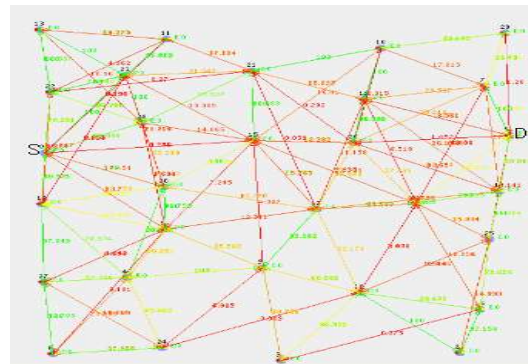
4. 성능평가

제안한 라우팅 프로토콜인 MCL의 성능을 평가하기 위해, 데이터 전송률, 에너지 효율성, 통신 가능한 노드의 수, 전송 지연 시간 및 네트워크 라이프타임을 기존의 AODV와 LOAD를 대상으로 비교하였다.

4.1 실험 환경

제안한 프로토콜의 성능 평가를 위하여 센서 네트워크를 위한 컴포넌트 방식의 운영체제인 TinyOS와 시뮬레이터인 TOSSIM과 TinyViz를 사용하였는데, 실험을 위해 설정된 센서 필드의 크기는 $100*100m^2$ 이며 센서노드의 개수는 30개이다.

소스 노드는 T시간 동안 1000 개의 데이터 패킷을 목적지로 전송한다. 실험 시간은 800초 동안 수행 한다. 필요한 에너지 값은 에너지 효율성을 고려한 센서 네트워크 에서 이동성이 없고, 하나의 싱크노드로만 데이터 전송이 이루어지는 상황에서의 Physical Power Profile은 송수신에 필요한 에너지 값은 각각 0.66W, 0.395W 이며 대기 상태에서 소비되는 에너지 값은 0.35W 이다. 센서 노드는 모두 FFD 기능을 가지고 있으며, 구역 내에 랜덤하게 배치되고 이동성은 없다.



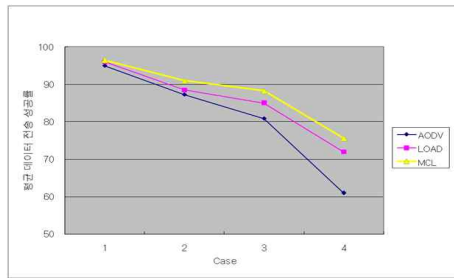
<그림 13> 실험에 사용하는 토폴로지

실험에서 사용된 토폴로지는 <그림 13>과 같고, 각 센서 노드는 메쉬토폴로지 형태의 네트워크로 연결되어 있고, 그림에서 S가 소스 노드, D가 목적지 노드이다. 실험은 소스 노드에서 목적지 노드로만 데이터 패킷을 전송할 수 있다고 가정하였다. 초기 Link Qualities는 모두 양호하고 거리에 따른 Link Qualities 변화는 없으며 시간이 지남에 따라 에너지 소모로 인한 Link Qualities 변화가 있다. 또한, LOAD의 Weak Link에 해당하는 Link Qualities 값을 130 이하라고 가정하고 실험을 하였다.[9][10]

4.2 실험 결과

1) 라우팅 프로토콜에 따른 데이터 전송률

<그림 14>에서는 MCL과 AODV 그리고 LOAD의 라우팅 프로토콜에 따라 1000개의 데이터 패킷을 전달하였을 때의 전송 성공률을 보여 준다. 각각의 라우팅 프로토콜에 대해 4가지의 경우를 두고 비교해 보았다.



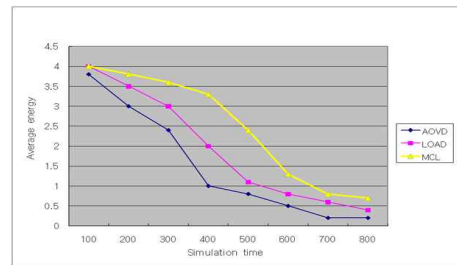
<그림 14> 각 경우에 따른 데이터 전송 성공률

첫 번째 경우에는 Link Qualities의 grade가 모두 1인 경우이고 세 가지 프로토콜 모두 전송 성공률은 동일함을 보이고 있다. 두 번째 경우는 Link Qualities의 grade가 0.9~ 0.7로서 대부분 양호하여 설정되는 경로는 동일하지만 MCL이 LOAD 보다는 약 3%, AODV 보다는 약 5% 데이터 전송 성공률이 높음을 보이고 있다. 세 번째 경우는 Link Qualities의 grade가 0.6~0.4로서 떨어진 경우이다. MCL이 LOAD 보다 약 4%, AODV 보다는 약 8% 데이터 전송 성공률이 높음을 보이고 있다. 마지막으로 네 번째 경우는 Link Qualities의 grade가 0.3~0.1로서 많이 떨어진 경우이다. MCL이 LOAD 보다 약 5% AODV 보다는 약 14% 데이터 전송 성공률이 높음을 보이고 있다.

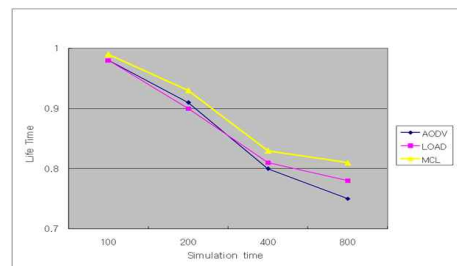
여기서 AODV의 데이터 전송률이 급격히 떨어짐을 볼 수 있는데, 이것은 Link Qualities를 고려하지 않고 Hop count로만 경로를 설정이 이루어지기 때문이다. 위 4가지 상황에서 각 프로토콜에 대해 데이터를 전송 성공률을 보면 무선 환경에서는 홉 수만을 고려하는 것보다 각 link의 Qualities를 고려하는 편이 데이터 전송률을 높일 수 있는 방안이라는 점을 보여 준다.

2) 전체 노드의 평균 에너지 잔여량

MCL과 AODV, LOAD의 네트워크 라이프타임을 보기 위해서 전체 노드의 평균 에너지 잔여량을 비교 하였다. <그림 15>와 같이 MCL이 LOAD에 비해 전체 노드의 에너지 잔여량이 평균적으로 약 13% 정도 많고, AODV에 비해 체 노드의 에너지 잔여 량이 평균적으로 약 16% 정도 에너지 잔여량이 많은 것을 알 수 있다. 이것은 MCL이 AODV와 LOAD 비해 에너지 잔여량이 많은 것은 링크 품질을 고려하고 Weak Link를 사용하지 않기 때문이다. Weak Link를 사용하는 LOAD는 Weak Link로 데이터 전송 시 데이터 전송을 성공시키기 위해 많은 양의 패킷이 보내지고 재전송된다.



<그림 15> 전체 노드의 평균 에너지 잔여량



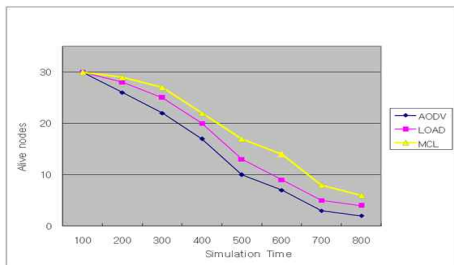
<그림 16> 네트워크의 Life-Time

MCL이 에너지 소모량 적은 것은 ET 값을 사용 하여 각 경로에 패킷의 재전송 수를 줄이는 방법을 사용했기 때문에 전체 노드의 에너지 소비량이 줄어들었다. 시간에 따른 네트워크 생존시간을 확인해 보았다. 네트워크의 생존시간을 1이라고 가정하였을 때 시간에 따라 네트워크의 Life Time이 떨어지는 것을 볼 수 있다. 이는 센서 노드의 에너지 소모에 영향을 받아 몇몇의 경로가 상실해서 시간이 지나면 네트워

크의 Life Time이 떨어진다. 실험을 통해서 확인 해본 결과 본 연구에서 제안하는 MCL 프로토콜이 더 오래 네트워크의 Life Time을 유지하는 것을 확인해 볼 수 있다. 그래서 MCL이 AODV와 LOAD 보다 에너지 효율성이 향상 되고 라이프타임이 더 길어진다고 판단 될 수 있다.

3) 통신이 가능한 노드 수

시간에 따른 통신 가능한 노드 수를 비교 해 보았다. <그림 17>에서 보는 바와 같이 본 논문에서 제안한 MCL이 AODV와 LOAD 보다 통신 가능한 노드 수를 더 많이 가지고 있다. 실험 2에서 전체 노드의 평균 에너지 잔여량을 보면, 시간이 지남에 따라 노드의 에너지가 떨어지므로 통신이 가능한 노드 수가 줄어든다.



<그림 17> 시간에 따른 Alives nodes

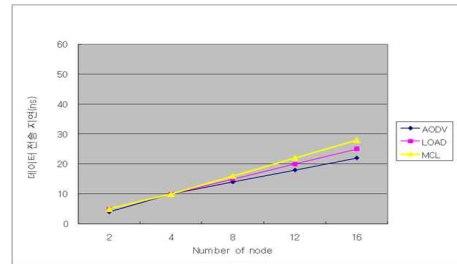
결과에 나타나듯이 통신 가능한 노드가 많다는 것은 MCL이 AODV와 LOAD 보다 네트워크 라이프타임이 더 길어진다고 볼 수 있다.

4) 데이터 전송 지연

MCL과 AODV, LOAD 모두가 다른 경로 설정 방법을 통해 패킷이 전송되므로 전송 지연 시간을 비교해 보자. <그림 18>은 MCL과 AODV, LOAD의 데이터 전송 지연 시간을 비교한 것으로, 각 방식에 대해 센서 노드 수에 변화를 주어 그에 따른 데이터 전송 지연 시간을 측정하였다. 소스 노드에서 목적지 노드에 도달하기까지의 평균 데이터 도착에 따른 지연 시간을 5회 반복하여 측정하였다.

센서 노드 수가 증가하면 전체적으로 전송 지연 시간이 증가하는 것을 알 수 있다. 그러나 세부적으로 AODV가 LOAD와 MCL 보다 센서

노드가 증가함에 따라서 데이터 전송 지연 시간이 낮은 것을 보인다. 이러한 이유는 AODV가 라우팅 경로 설정시 hop count로만 경로를 설정하기 때문에 경로 설정 시 계산 시간이 다른 두 프로토콜보다 적게 걸리기 때문이다.



<그림 18> 데이터 전송 지연

그리고 MCL 이 LOAD 보다 전송 지연 시간이 높다. 이는 LOAD가 경로 설정시 hop count와 Weak Link 수를 단순 사전식 계산방법으로 비교하기 때문에 MCL의 ET 값을 구하는 시간보다 적게 걸리기 때문이다.

5. 결론

본 논문에서는 네트워크의 라이프타임 및 에너지 효율성을 향상시킬 수 있는 6LoWPAN을 위한 최소경로비용 라우팅 프로토콜(MCL; Minimum route Cost routing protocol for 6Lowpan)을 제안하였다. 제안한 라우팅 프로토콜은 Link Qualities의 임계값을 Link grade로 매핑 하여 routing metric 으로 활용 하고 각 Link에 따른 재전송 횟수에 대한 기댓값 (ET : Expected reTransmission)를 구하여 경로 설정 시 사용하는 Route cost 사용 한다. 패킷 재 전송률을 경로 비용으로 사용하여 각 노드의 패킷 재 전송률이 적은 경로로 라우팅을 수행하여 패킷 재전송에 따른 에너지 소모를 줄이고 패킷 전송률을 향상 시켰다.

패킷 전송률을 측정한 결과, MCL 방법이 LOAD 보다 약 5%, AODV 보다는 약 14% 데이터 전송 성공률이 높은 것을 확인 하였다. MCL의 전체 노드의 에너지 잔여량이 LOAD에

비해 평균적으로 약 13% 정도 많고, AODV에 비해 약 16% 정도 많은 것을 확인하였다.

또한, 전체 센서 네트워크에서 시간에 따른 통신 가능한 노드 수가 다른 방법 보다 MCL 방법이 더 많은 노드를 보이는 것을 확인 하였다. 그 결과 센서 네트워크의 라이프 타임과 효율성을 향상 시켰고 AODV와 LOAD 프로토콜 보다 우수한 것으로 확인 되었다. 하지만 데이터 전송 지연을 실험을 한 결과 현재로써는 홉 카운터로만 경로 설정을 하는 AODV 방식이 데이터 전송 지연 측면에서는 가장 좋은 결과를 보였다.

참 고 문 헌

- [1] 한국전산원, "RFID 및 USN에 IPv6 적용방안 및 활용 분야에 관한 연구,"2005.11
- [2] "ZigBee Specification," Version 1.0, ZigBee Alliance, December 14th, 2004.
- [3] IPv6 over Low power WPAN(6LowPAN) Homepage, <http://www.ietf.org/html.charters/6lowpan-charter.html>
- [4] N. Kushalnagar, G. Montenegro, and C. Schumacher, "IPv6 over Low-Power Wireless Personal Area Networks (6LoWPANs)," RFC 4919, IETF, August 2007.
- [5] G. Montenegro and N. Kushalnagar, "Transmission of IPv6 Packets over IEEE 802.15.4 Networks," RFC 4944, IETF, August 2007.
- [6] N., Kushalnagar., Montenegro, G., and C. Schumacher, "6LoWPAN: Overview, Assumptions, Problem Statement and Goals," draft-ietf-6lowpan-problem (work in progress), February 2007.
- [7] K. Kim, S. Daniel Park, G. Montenegro, S. Yoo, and N. Kushalnagar, "6LoWPAN Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing(LOAD)," draft-daniel-6lowpan-load-adhoc-routing-03.txt, June 2007.
- [8] N, Kushalnagar., Montenegro, G., Hui, J.,

and D. Culler, "6LoWPAN: Transmission of IPv6 Packets over IEEE 802.15.4 Networks," draft-ietf-6lowpan-format(work in progress), April 2007.

- [9] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das, "Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing," RFC 3561, July 2003.
- [10] IEEE, "802.15.4 Wireless Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks(LR-WPANs)," IEEE Computer Society, October 2003.



김 원 근 (Won Geun Kim)

- 2007년 8월 : 대구대학교 정보통신공학과 (공학사)
- 2009년 8월 : 대구대학교 정보통신공학과 (공학석사)
- 2009년 9월 ~ 현재 : (재)대경광역경제권선도 산업지원단 그린에너지실 연구원
- 관심분야 : Sensor Network, Fuelcell, E-BOP



김 중 규 (Jung Gyu Kim)

- 정회원
- 1984년 2월 : 연세대학교 전자공학과 졸업 (공학사)
- 1986년 2월 : 연세대학교 대학원 전자공학과 졸업 (공학석사)
- 1992년 2월 : 연세대학교 대학원 전자공학과 졸업 (공학박사)
- 1992년 3월 ~ 현재 : 대구대학교 정보통신공학부 교수
- 관심분야 : RFID/USN, 사물통신, 컴퓨터네트워크

논문 접수일 : 2009년 9월 3일
 1차수정완료일 : 2009년 12월 2일
 2차수정완료일 : 2010년 1월 25일
 게재확정일 : 2010년 1월 29일