논문 2009-46TC-5-17

6LoWPAN에서 단편화 관리 기법

(Fragmentation Management Method for 6LoWPAN)

서 현 곤*, 한 재 일**

(Hyun-gon Seo and Jae-il Han)

요 약

6LoWPAN(IPv6 Low-power Wireless Personal Area Network)은 IEEE 802.15.4 표준의 MAC 및 PHY 계층을 이용하여 IPv6 패킷을 전송하는 기술이다. IP계층과 MAC계층 사이에 위치한 어뎁테이션 계층에서는 IPv6 패킷을 전송하기 위해 패킷의 단편화와 재조립을 수행한다. IETF 6LoWPAN WG 표준 문서인 RFC4944에서 패킷의 단편화와 재조립에 대하여 정의하고 있다. 본 논문에서는 6LoWPAN에서 패킷의 단편화와 재조립을 효율적으로 관리하는 IRM(Immediate Retransmission Method)과 SRM(Selective Retransmission Method)을 제안한다. IRM은 수신 노드가 하나의 단편패킷을 수신할 때 마다 송신 노드에게 Ack 메시지를 전송하지만 SRM은 모든 단편 패킷을 수신한 뒤 Ack 또는 Nak 메시지를 전송한다. 이 때, Nak 메시지는 네트워크상에서 손실 된 단편패킷의 datagram_offset 값을 포함한다. 제안하는 기법의 성능 분석을 위해 C++ 언어를 이용하여 시뮬레이터를 제작 하였다. 성능 분석 결과, 제안하는 기법들이 RFC4944 표준의 기법보다 좋은 성능을 보여 준다.

Abstract

6LoWPAN is IPv6 packets transmission technology at Sensor network over the IEEE 802.15.4 Standard MAC and Physical layer. Adaptation layer between IP layer and MAC layer performs fragmentation and reassembly of packet for transmit IPv6 packets. RFC4944, IETF 6LoWPAN WG standard document define packet fragmentation and reassembly. In this paper, we propose the IRM(Immediate Retransmission Method) and SRM(Selective Retransmission Method) to manage packet fragmentation and reassembly at 6LoWPAN. Each time destination receives a fragmented packet, it sends Ack message to the source node on IRM. However, on SRM, the destination node receives all fragmented packet, it sends Ack message or Nak message to the source node. In this case, Nak message include the dropped packet number. To compare the performance of the proposed schemes, we develop a simulator using C++. The result of simulation shows the proposed schemes provider better performance than RFC4944 standard scheme.

Keywords: 6LoWPAN, IEEE 802.15.4, Sensor network, RFC4944

I. 서 론

6LoWPAN은 IETF 인터넷영역의 6LoWPAN WG에서 표준화가 진행되고 있는 기술로써 IEEE 802.15.4[1] 표준의 MAC 및 PHY 계층의 상위 계층에 IP계층을 올려 LoWPAN 상에서 IPv6 패킷을 전송하고자 하는 기술이다.[2]

제한적인 시스템자원을 가지고 있는 센서 노드로 구성된 센서네트워크에서 TCP/IP를 운용하는 것은 과도한 자원의 요구로 인해 부적절하다고 생각되었다. 그로인하여 non-IP 기반의 ZigBee 프로토콜이 널리 사용되게 되었다. 하지만 초창기 ZigBee 기술은 "ZigBee Alliance"[3]에 가입한 멤버에 한하여 사용이 가능했으며 기존 네트워크 인프라와 연동하는데 추가적인 기술 및 비용의 필요성이 요구되었다. 그리하여 저 전력 무선네트워크 기술을 개발하는 기업들을 중심으로 이에 대응하는 기술을 개발하고자 하는 움직임을 보였고, 6LoWPAN WG이 만들어졌다.[4]

6LoWPAN WG은 LoWPAN 상에서 전송속도가 느린 IEEE 802.15.4 기술을 통해 IPv6 패킷을 효율적으로 안전하게 전달하는 방안에 대하여 정의하는 것을 목표로 하고 있다. 6LoWPAN WG에서 작업한 두개의 표준문서 중 RFC4919("IPv6 over Low-Power Wireless

* 정회원, ** 학생회원, 한라대학교 정보통신방송공학부
(Halla University)
접수일자: 2008년10월15일, 수정완료일: 2009년4월16일

Personal Area Networks(6LoWPANs): Overview, Assumption, Problem Statement, and Goals")[5]에서는 LoWPAN의 특성과 IEEE 802.15.4에 IPv6를 탑재하는데 고려되는 여러 가지 문제점들을 기술하고 있다. 또한 RFC4944("Transmission of IPv6 Packets over IEEE 802.15.4 Networks")[6]에서는 6LoWPAN이 가지고 있는 기술적 필요성들 중 몇 가지의 해결방안에 대하여 기술하고 있다.

6LoWPAN WG에서 작업한 표준문서 외에 IEEE 802.15.4 기반에서 패킷 전송을 위한 프로토콜로써 LOAD(The 6LoWPAN Ad hoc Routing Protocol)[7]와 DYMO-low(Dynamic MANET On-demand for 6LoWPAN)[8], HiLow(Hierarchical Routing over 6LoWPAN)[9]등이 있다. LOAD는 ADOV(Ad hoc On-demand Distance Vector)[10] 라우팅에 바탕을 두고 IEEE 802.15.4를 이용한 장치들이 6LoWPAN에서 멀티 홉 라우팅 통신이 가능할 수 있도록 제안된 라우팅 프로토콜이다. 그리고 DYMO-low는 DYMO와 같이 MANET(Mobile Ad-hoc NETwork)환경에서 목적지로의 경로를 발견하여 최적의 경로로 전송하기 위한 프로토콜로써, DYMO의 6LoWPAN 환경으로의 확장을 위해 연구 된 프로토콜이다. HiLow는 Width-First 알고리즘을 이용하여 계층 구조 라우팅 프로토콜을 6LoWPAN 환경에 적합하게 제안된 프로토콜이다. 현재 6LoWPAN 분야의 라우팅 프로토콜에 대해서는 많은 연구가 이루어지고 있지만 어뎁테이션 계층과 관련된 단편화와 재조립 및 헤더 압축 등에 관련된 기술에 대한 연구는 아직 부족한 상태이다.

본 논문에서는 RFC4944에서 기술하고 있는 기술적 필요성 중 IP 패킷의 단편화와 재조립을 관리하기 위한 단편화 패킷 전송 기법에 대하여 제안하고자 한다. 먼저 Ⅱ장에서 RFC4944의 단편화 및 재조립 기법과 단편 패킷 처리방법에 대해서 소개를 한다. Ⅲ장에서는 본 논문에서 제안하는 단편패킷 관리기법에 대하여 살펴보고, Ⅳ장에서는 RFC4944의 기법과 제안한 두 기법의 성능을 실험한다. 그리고 Ⅴ장에서 결론을 맺는다.

Ⅱ. RFC4944에서 단편패킷 처리 방법

1. 패킷의 단편화와 재조립

IEEE 802.15.4를 PHY/MAC으로 채택한 센서노드들은 IPv6/TCP/UDP를 센서노드에 탑재하기 위하여

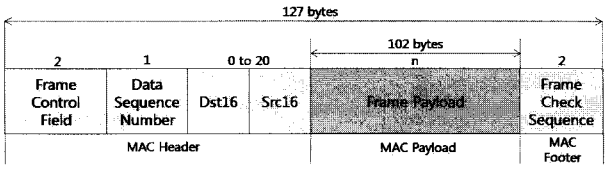


그림 1. IEEE 802.15.4 프레임 형식
Fig. 1. IEEE 802.15.4 frame format.

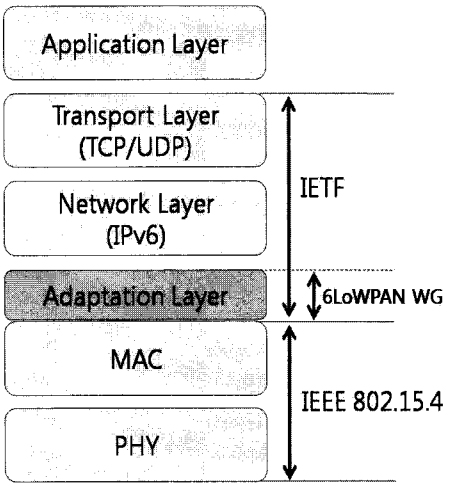


그림 2. 어뎁테이션 계층
Fig. 2. Adaptation layer.

LoWPAN의 최대 패킷크기인 127byte의 프레임에 이들을 실어야 한다.

그림 1에서 전체 프레임 중 PHY/MAC에서 사용하는 부분을 제외하면 약 102바이트 정도만이 상위 계층에 의해 사용될 수 있으며, 링크 계층의 보안정보가 포함 될 경우 사용가능한 페이로드는 최하 81바이트까지 줄어들 수 있다. 81바이트의 작은 페이로드를 이용하여 IPv6의 최소 MTU인 1280byte를 전송하려면 IPv6 패킷에 대한 단편화와 재조립 과정이 필요하다. 이러한 이유로 어뎁테이션 계층은 IP 계층과 MAC 계층 사이에 위치하여 단편화와 재조립을 수행한다. 그림 2는 어뎁테이션 계층을 보여준다.

2. 단편패킷의 처리 방법

본 장에서는 RFC4944에서 기술하고 있는 단편패킷 처리 방법을 소개한다.

가. RFC4944에서 패킷 손실에 의한 단편패킷 처리

(1) 상태천이 다이어그램

그림 3은 RFC4944에서 단편패킷을 처리할 때 어뎁테이션 계층의 상태 천이를 보여준다. 그림 3에서 각

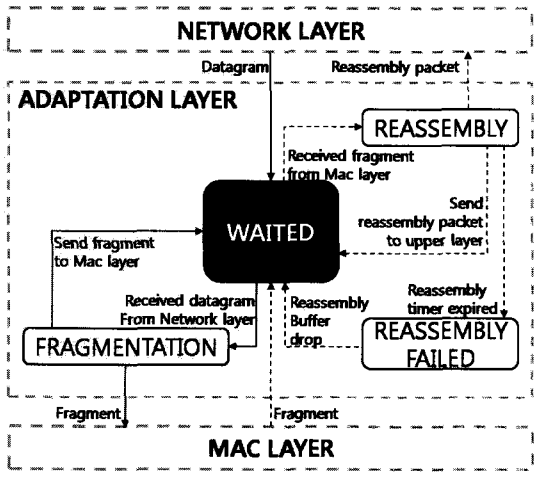


그림 3. RFC4944에서 상태 천이 다이어그램
Fig. 3. State transition diagram in RFC4944.

상태는 사각형으로 표시되어 있다. 한 상태에서 다른 상태로의 천이는 지시 선으로 표시되어 있으며 각 선에 기술되어있는 문자열은 상태 천이의 조건을 나타낸다. 지시 선 중 검은 실선은 송신 측에서 일어나는 상태천이를 나타낸 것이며 검은 점선은 수신 측에서 발생하는 상태천이를 나타낸 것이다.

그림 3에서 송신측 어뎁테이션 계층은 네트워크 계층으로부터 데이터그램을 받기 전 까지 대기 상태이다. 대기 상태의 어뎁테이션 계층은 네트워크 계층으로부터 데이터그램을 받으면 단편화 상태로 천이를 하고, 해당 데이터그램에 대한 단편화를 수행한다. 단편화 상태의 어뎁테이션 계층은 단편화가 종료되면 단편화 된 패킷을 MAC 계층에 전달함과 동시에 다시 대기상태로 돌아간다. 수신측 어뎁테이션 계층 역시 MAC 계층으로부터 단편패킷을 전달받기 전까지 대기 상태이다. 대기 상태의 어뎁테이션 계층은 MAC 계층으로부터 단편패킷을 전달받게 되면 재조립 상태로 천이를 하고, 전달받은 단편패킷들에 대한 재조립을 수행한다. 재조립 상태의 어뎁테이션 계층은 재조립 타이머가 만료되기 전에 재조립이 완료되면, 재조립된 데이터그램을 네트워크 계층에 전달하고 대기상태로 돌아간다. 만약 재조립 타이머가 만료될 때 까지 재조립을 완료하지 못하면 재조립 실패 상태로 천이를 한다. 재조립 실패 상태의 어뎁테이션 계층은 재조립 중이던 단편패킷들을 모두 폐기하고 대기상태로 돌아간다.

(2) 단편패킷 처리 절차

송신 노드로부터 첫 번째 단편패킷을 수신한 수신 노드는 단편헤더의 datagram_size 필드로부터 단편화 된 IP패킷의 크기를 알 수 있고 그 크기에 해당하는 재조립 버퍼를 생성하며 재조립 타이머를 설정한다. 또한 단편헤더의 datagram_offset 필드를 참조하여 페이로드를 재조립 버퍼의 알맞은 위치에 저장한다. 이 때 네트워크상에서 패킷의 손실이 발생하면 재조립 타이머가 만료될 때 까지 재조립 버퍼가 가득 차지 않게 되고, 어뎁테이션 계층에서는 재조립을 완료할 수 없다. 재조립이 완료되지 않은 재조립 버퍼는 재조립 타이머의 만료와 동시에 폐기된다. 이로 인해 어뎁테이션 계층은 상위 계층에게 완성된 패킷을 전달할 수 없으며, 패킷을 전달받지 못한 상위 계층에서는 ACK를 전송하지 않는다. 수신 노드로부터 ACK를 받지 못한 송신 노드에서는 TCP 계층의 RTO가 발생하게 되고 모든 단편패킷에 대해 재전송을 수행한다. 이러한 재전송 과정은 수신 노드의 어뎁테이션 계층에서 모든 단편패킷이 재조립이 완료되어 상위 계층으로 전달될 때 까지 반복된다. 그림 4는 RFC4944의 단편패킷 처리 절차이다.

그림 4에서 송신 노드는 모든 단편패킷을 연속적으로 전송한 후 대기한다. 전송된 단편패킷 중 2, 3, 5번 단편패킷은 네트워크상에서 손실이 발생하여 수신 노드에서 수신하지 못하였다. 그림 4의 A는 재조립 타이머가 만료되기 직전의 재조립 버퍼를 보여준다. 2, 3, 5번 단편패킷을 수신하지 못하였으므로 재조립 버퍼가 가득 차지 않은 상태에서 재조립타이머가 만료되고 재조립 버퍼는 폐기된다. 수신 노드의 상위 계층은 어뎁테이션 계층으로부터 재조립된 패킷을 전달받지 못하므로 송신

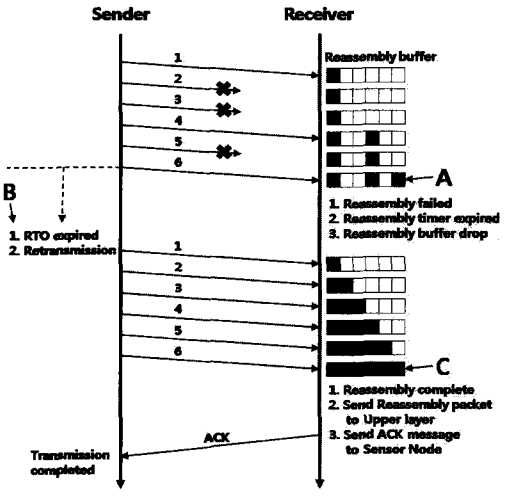


그림 4. RFC4944에서 단편패킷 처리 절차
Fig. 4. Fragment handling process in RFC4944.

측에 ACK를 보낼 수 없다. 그림 4의 B에서 송신 노드의 TCP는 수신 노드로부터 ACK를 수신하기 위해 대기하지만 RTO가 발생하게 되고 RTO 이전에 송신했던 단편패킷들에 대한 재전송을 수행한다. 그림 4의 C는 모든 단편패킷이 손실 없이 수신 노드에 도착했을 때 재조립 버퍼의 상태를 보여준다. 어뎁테이션 계층은 재조립 버퍼가 가득 찼으므로 재조립을 완료하고 재조립이 완료된 패킷을 상위계층에 전달한다. 상위 계층은 어뎁테이션 계층으로부터 완전한 패킷을 전달받아 그에 대한 ACK를 송신 노드에 전송함으로써 전송을 완료하게 된다.

(3) RFC4944의 제약사항

RFC4919에서 기술하고 있는 6LoWPAN의 특성에 의하면 LoWPAN 기반의 장치들은 신뢰성이 낮을 수 있다. 주변 환경의 소음이나 노이즈에 의한 통신장애 또는 배터리 고갈 및 외부 요건으로 인한 센서노드의 네트워크 이탈 등의 이유로 전송 중이던 패킷이 손실 될 확률이 존재하기 때문이다. 하지만 이러한 제약에도 불구하고 RFC4944의 단편화 처리 기법은 매우 간단하다. 재조립 시 특정상황에서 단편패킷의 overlap이 발생하거나 재조립 타이머의 시간이 만료 될 경우 재조립 버퍼를 비우고 재전송을 받는 정도로 기술 되어있다. 이러한 작동은 전송된 패킷이 모두 폐기되는 현상과 동일한 결과를 초래하여 수집된 데이터의 신뢰도를 떨어뜨릴 수 있으며, 재전송을 위한 일련의 과정 속에서 발생하는 오버헤드로 인해 센서노드들의 자원낭비가 심화될 수 있다. 즉, 신뢰성이 낮은 네트워크상에서 효율적인 재조립을 기대하기 힘든 것이다. 이러한 점에서 RFC4944의 단편패킷 처리 기법은 보완이 필요하다.

Ⅲ. 효율적인 단편패킷 관리 기법

1. 단편패킷 관리 기법

본 논문에서는 어뎁테이션 계층에서 단편패킷의 관리를 효과적으로 수행할 수 있는 두 가지 기법으로 IRM과 SRM을 제안한다. 제안하는 두 기법은 단편패킷을 전송받을 경우 응답 메시지를 전달함으로써 비효율적인 전체 패킷의 재전송을 줄이고자한다.

가. IRM(Immediate Retransmission Method)

(1) 단편패킷 관리 절차

본 논문에서 제안하는 IRM은 기본적인 재조립 과정은 RFC4944와 동일하다. 송신 노드로부터 첫 번째 단편패킷을 수신한 수신 노드는 단편헤더의 datagram_size 필드로부터 단편화 된 IP패킷의 크기를 알 수 있으므로 그와 동일한 크기의 재조립 버퍼를 생성하고 재조립 타이머를 설정한다. 또한 단편헤더의 datagram_offset 필드를 참조하여 페이로드를 재조립 버퍼의 해당 위치에 저장한다. 이후 RFC4944의 어뎁테이션 계층은 재조립 타이머가 만료되기 전까지 대기하지만, IRM의 어뎁테이션 계층은 하나의 단편패킷을 전송받을 때 마다 송신 노드에게 응답메시지(ACK)를 전송한다. 송신 노드의 어뎁테이션 계층은 수신 노드로부터 ACK를 전송받으면 다음 단편패킷을 전송한다. 만약 전송 중이던 단편패킷이나 ACK가 손실될 경우, ACK를 기다리는 송신측 어뎁테이션 계층에서 RTO가 발생하므로 해당 단편패킷을 재전송하게 된다. 이러한 절차를 통해 모든 단편패킷에 대한 송수신이 완료되면 수신 측 어뎁테이션 계층에서는 재조립이 완료된 패킷을 상위계층으로 전달하며, 어뎁테이션 계층의 단편패킷 처리 절차는 종료된다. 그림 5는 IRM에서 단편패킷 관리 절차이다.

그림 5에서 송신 노드와 수신 노드는 정상적으로 단편패킷과 ACK를 송수신 하던 중 네트워크상에서 3번 단편패킷의 손실이 발생한다. 수신 노드는 3번 단편패킷을 수신하지 못하므로 ACK를 전송하지 않는다. 그림 5의 A에서 ACK를 기다리던 송신 노드의 어뎁테이션

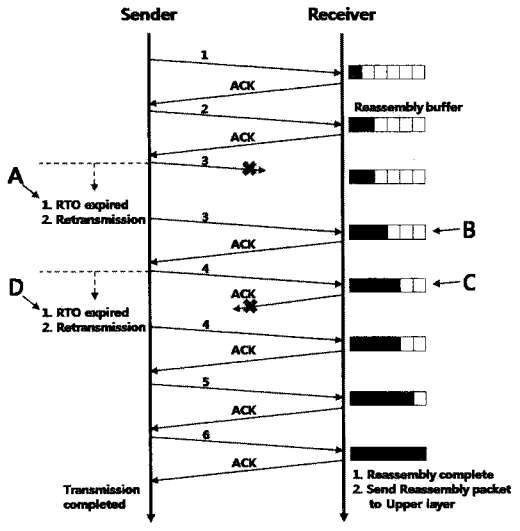


그림 5. IRM에서 단편패킷 관리 절차
Fig. 5. Fragment management process in IRM.

계층은 RTO가 발생하고 3번 단편패킷에 대한 재전송을 수행한다. 그림 5의 B에서 수신 노드의 어뎁테이션 계층은 재전송 된 3번 단편패킷을 수신하고 페이로드를 재조립버퍼에 저장한 후 ACK를 전송한다. 그림 5의 C는 ACK의 손실을 보여준다. 4번 단편패킷을 수신한 수신 노드의 어뎁테이션 계층은 ACK를 송신하지만 네트워크상에서 ACK의 손실이 발생한다. 그림 5의 D에서 ACK를 기다리던 송신 노드의 어뎁테이션 계층은 다시 한번 RTO가 발생하고 4번 단편패킷을 재전송 한다. 이러한 절차를 통해 모든 단편패킷에 대한 송수신이 완료되면 IRM의 단편패킷 관리 절차는 종료된다.

(2) 상태 천이 다이어그램

그림 6은 IRM에서 단편패킷 관리 절차에 따른 어뎁테이션 계층의 상태천이를 보여준다.

송신 노드와 수신 노드의 어뎁테이션 계층은 기본적으로 대기 상태를 유지한다. 송신 노드의 어뎁테이션 계층은 네트워크 계층으로부터 데이터그램을 전달받으면 단편화 상태로 천이를 하여 전달받은 데이터그램에 대해 단편화를 수행한다. 단편화 상태의 어뎁테이션 계층은 단편화를 완료하면 가장 첫 번째 단편패킷을 MAC 계층에 전달하고 응답메시지(ACK) 대기 상태로 천이를 한다. ACK 대기 상태에서 수신 노드로부터 ACK를 수신하면 다음 단편패킷을 MAC 계층으로 전달하고 다시 ACK 대기 상태로 돌아간다. ACK 대기상태에서 일정시간 ACK를 수신하지 못하면 어뎁테이션 계층의 RTO가 발생하고 가장 최근에 전송한 단편패킷

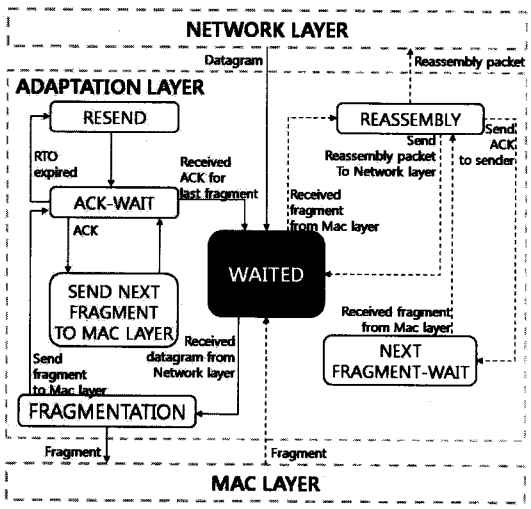


그림 6. IRM의 상태 천이 다이어그램
Fig. 6. State transition diagram in IRM.

에 대해 재전송을 수행한다. ACK 대기 상태의 어뎁테이션 계층은 마지막 단편패킷에 대한 ACK를 수신하면 대기 상태로 천이하며 IRM의 절차를 종료한다. 수신 노드에서 대기상태의 어뎁테이션 계층은 MAC 계층으로부터 단편패킷을 전달 받으면 재조립 상태로 천이를 한다. 재조립 상태에서는 MAC 계층으로부터 받은 단편패킷의 페이로드를 재조립 버퍼에 저장한다. 어뎁테이션 계층은 단편패킷의 페이로드가 재조립 버퍼에 저장되면, 송신 노드에게 ACK를 전송하고 단편패킷 대기 상태로 천이한다. 단편패킷 대기 상태에서는 단편패킷을 전달받을 때마다 재조립 버퍼에 페이로드를 저장하고 ACK를 보내는 과정을 반복한다. 단편패킷 대기 상태에서 재조립 버퍼가 가득 차게 되면 재조립이 완료된 패킷을 상위계층에 전달하고 대기상태로 천이 한다.

(3) IRM의 장단점

IRM은 어뎁테이션 계층에서의 응답메시지를 통하여 단편패킷의 전송을 관리 하므로 상위계층의 오버헤드를 줄일 수 있다. 또한 신뢰성이 낮은 LoWPAN상에서 단편패킷의 완벽한 재조립을 수행하기 때문에 수신 노드에서의 비효율적인 재조립 버퍼 낭비 및 폐기에 대한 오버헤드를 줄여 준다.

하지만 어뎁테이션 계층에서 단편패킷에 대한 ACK를 전송하기 위해서는 제어메시지의 추가로 인한 프로토콜의 수정이 불가피 하다. 또한 물리 계층에서는 하나의 제어메시지를 전송하기 위해 이웃 노드의 채널을 확보해야 하므로 전송을 시도하려 하는 다른 송신 노드들과 경쟁을 해야 한다. IRM은 단편 패킷 한 개에 대하여 최소한 한 개 이상의 ACK가 송신되므로 채널 확보를 위한 일련의 과정에서 단편 패킷의 수에 비례하는 오버헤드가 발생하고, 채널 확보 시 주변의 다른 센서 노드들은 그 시간동안 전송이 불가능 하므로 네트워크 트래픽의 부하를 가중시키게 된다.

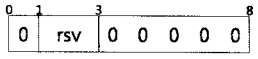
나. SRM(Selective Retransmission Method)

본 절에서는 IRM에서 과도한 제어메시지의 발생으로 인한 문제점을 보완하기 위해 SRM을 제안한다. SRM은 수신하지 못한 단편패킷에 대한 요청을 위해 NAK 메시지가 추가되었다. NAK 메시지의 사용은 단편패킷 전송 과정에서 발생하는 제어메시지를 효과적으로 감소시킨다.

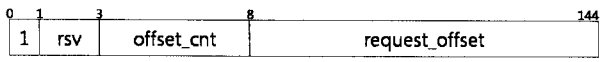
(1) 제어메시지의 구조

그림 7은 SRM에서 사용하는 제어메시지의 구조를 보여준다.

그림 7에서 헤더의 첫 번째 비트는 control message 필드로써, 값이 0일 경우 ACK, 1일 경우 NAK를 의미한다. 2비트의 rsv 필드는 예약필드이다. 5비트의 offset_cnt 필드는 재전송 요청된 단편 패킷의 수를 의미하며 최소 1개에서 최대 17개의 단편 패킷에 대한 재전송을 요청한다. 재전송 요청 가능한 단편패킷의 수가 최대 17개인 이유는, IPv6 최소 MTU인 1280byte의 데이터그램을 단편화 하면 총 17개의 단편패킷이 생성되기 때문이다. IEEE 802.15.4 물리계층 PDU의 크기인 127byte 중 어뎁테이션 계층에서 사용할 수 있는 페이로드의 크기는 최하 81 바이트이다. 즉, IPv6의 최소 MTU인 1280byte를 81바이트에 싣기 위해서는 단편헤더를 포함한 단편패킷의 크기가 81바이트가 되어야한다. RFC4944에서 정의하고 있는 단편화 기법에 의하면, 첫 번째 단편헤더의 크기는 4byte이며 나머지 단편헤더의 크기는 5byte이다. 그리하여 단편헤더를 제외할 경우, 첫 번째 단편패킷은 최대 77byte의 IPv6 데이터그램을 실을 수 있고 나머지 단편패킷들은 최대 76byte의 IPv6 데이터그램을 실을 수 있다. 이를 계산하면 1280byte의 IPv6 최소 MTU는 최대 17개의 단편패킷으로 단편화 된다. 그림 7의 (a)에서 offset_cnt 가 "00000"인 이유는 ACK를 전송할 경우 재전송을 요청할 단편패킷이 존재하지 않기 때문이다. request_offset은 재전송 해야 할 단편패킷들의 datagram_offset 값을 나타내며, 각 datagram_offset은 8비트로 이루어져 있으므로 최소 8비트에서 최대 136비트까지 증가할 수 있다.



(a) ACK



(b) NAK

rsv – reserved
offset_cnt – count of request datagram_offset
request_offset – request datagram_offset
min 8bit
max 132bit

그림 7. SRM에서 제어메시지의 형태
Fig. 7. Control message format in SRM.

(2) 단편패킷 관리 절차

SRM에서 수신 노드가 첫 번째 단편패킷을 수신 한

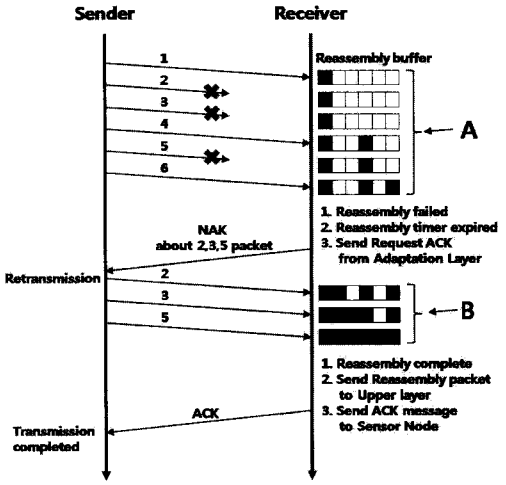


그림 8. SRM에서 단편패킷 관리 절차
그림 8. Fragment management process in SRM.

후 재조립 타이머가 만료되는 순간까지의 과정은 RFC4944와 동일하다. 하지만 RFC494에서는 수신 노드의 재조립 타이머가 만료되면 재조립 버퍼를 폐기하고 재전송을 기다리지만, SRM은 재조립 버퍼를 그대로 유지하고 도착하지 못한 단편패킷에 대한 NAK 메시지를 송신 노드에게 전송한다. NAK 메시지를 수신한 송신 노드는 모든 단편 패킷을 재전송 하지 않고 요청받은 단편패킷에 대해서만 재전송을 수행 한다. 그림 8은 SRM에서 단편패킷의 관리 절차를 보여준다.

그림 8에서 송신 노드는 모든 단편패킷을 연속으로 전송한다. 수신 노드는 네트워크상에서 손실이 발생한 2, 3, 5번 단편패킷을 제외한 나머지 단편패킷을 수신하여 재조립 버퍼에 저장하고 대기한다. 하지만 수신노드는 재조립타이머가 만료될 때 까지 손실된 단편패킷을 수신할 수 없으므로 재조립을 완료하지 못한다. 그림 8의 A는 단편패킷의 손실로 인한 재조립 버퍼의 상태를 보여준다. 수신 노드의 어뎁테이션 계층은 재조립 타이머가 만료됨과 동시에 2, 3, 5번 단편패킷의 datagram_offset 값을 NAK에 실어 송신 노드에게 전송 한다. NAK를 수신한 송신 노드는 재전송 요청된 2, 3, 5번 단편패킷을 재전송 한다. 그림 8의 B는 재전송된 2, 3, 5번 단편패킷을 수신하고 재조립 버퍼에 저장하는 과정을 보여준다. 만약 네트워크상에서 제어메시지가 손실되면, 제어 메시지를 기다리던 송신 노드의 어뎁테이션 계층은 제어메시지를 수신하지 못하므로 RTO가 발생하게 된다. 송신 노드의 어뎁테이션 계층은 송신한 단편패킷 중 수신 노드가 수신에 성공 한 단편패킷의 정보를 알지 못하므로 RTO가 발생하기 직전에 송신했던 단편패

킷들을 재전송 한다. 수신 노드의 어뎁테이션 계층은 재전송 된 단편패킷들을 수신하여 재조립 버퍼가 가득 차면 재조립이 완료된 데이터그램을 상위계층에 전달하고 SRM의 단편패킷 관리 절차가 종료된다.

(3) 상태천이 다이어그램

SRM에서 어뎁테이션 계층의 상태 천이는 IRM의 상태 천이와 조건에서 차이가 날 뿐 상당 부분 유사하다. 이러한 이유는 두 기법 모두 단편패킷을 관리하기 위한 제어메시지를 사용하고 제어메시지에 따라 단편패킷을 전송하는 것은 동일하지만, 전송해야하는 단편패킷의 수나 제어메시지의 종류에서 차이를 보이기 때문이다. 그림 9는 SRM에서 어뎁테이션 계층의 상태 천이를 보여준다.

그림 9에서 대기 상태에 있는 송신 노드의 어뎁테이션 계층은 네트워크 계층으로부터 데이터그램을 전달받으면 단편화 상태로 천이를 하고 해당 데이터그램으로 단편화를 수행한다. 단편화 과정으로 생성된 모든 단편패킷은 차례대로 MAC 계층으로 전달이 되며, 어뎁테이션 계층은 모든 단편패킷에 대한 전달이 완료되면 ACK 대기 상태로 천이한다. ACK 대기 상태인 어뎁테이션 계층은 수신 노드로부터 재전송 요청 메시지인 NAK를 수신하면 NAK의 request_offset 값을 이용하여 그에 해당하는 단편패킷을 재전송하고 다시 ACK 대기 상태로 돌아간다. 어뎁테이션 계층이 ACK 대기 상태에서 수신 노드로부터 아무런 제어메시지를 받지 못 할 경우 RTO가 발생하게 되고, RTO 발생 이전에

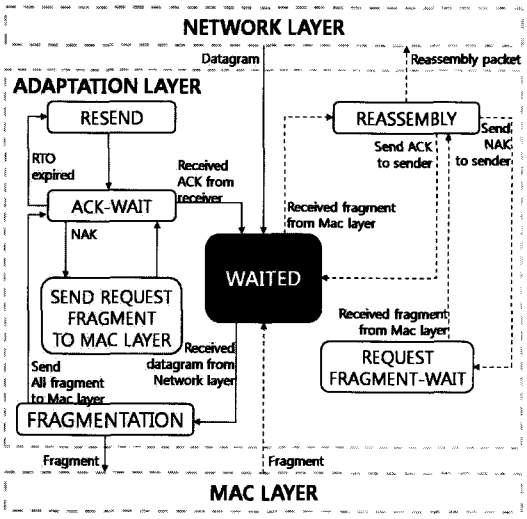


그림 9. SRM의 상태 천이 다이어그램
Fig. 9. State transition diagram in SRM.

전송했던 단편패킷들을 재전송 한다. 만약 ACK 대기 상태의 어뎁테이션 계층이 아무런 문제없이 수신 노드로부터 ACK를 받으면 모든 단편패킷에 대한 전송이 완료되었으므로 대기 상태로 천이하게 되고 SRM의 단편패킷 관리 절차는 종료된다.

(4) SRM의 장단점

SRM의 경우 다수의 단편패킷에 대한 손실이 발생하여도 한 번의 제어메시지를 이용하여 손실을 처리 하므로 IRM에 비하여 제어메시지에 따른 오버헤드가 적다. 또한 재조립이 완료될 때까지 수신된 단편 패킷들을 유지하기 때문에 단편패킷의 낭비가 없다. 하지만 재전송해야 할 단편 패킷의 정보를 담고 있는 NAK 제어메시지가 추가되므로 프로토콜의 수정이 불가피 하다.

IV. 성 능 평 가

성능평가는 C 언어로 직접 제작한 시뮬레이터를 이용하였다. 네트워크의 상태는 입력되는 전송률에 의존하며 패킷의 전송과 실패는 발생된 난수와 전송률의 비교를 통해 판단하였다. 또한 모든 결과 값은 10회의 테스트를 수행하고 그 평균값을 도출하였다.

표 1은 RFC4944의 단편패킷 처리 기법과 본 논문에서 제안하는 두 기법을 비교하였다.

표 1에서 RFC4944의 단편패킷 처리기법은 본 논문에서 제안하는 두 기법과 큰 차이를 보임을 알 수 있다. 이후의 성능비교에서는 RFC4944의 단편패킷 처리 기법

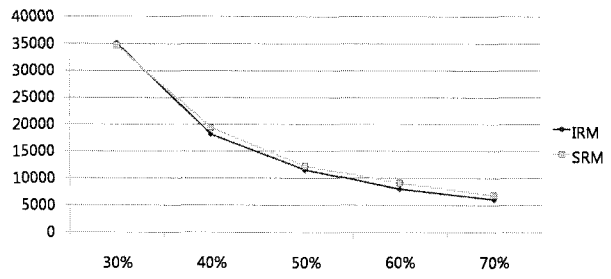
표 1. RFC4944 기법과 제안하는 기법의 성능 비교
Table 1. To compare performance between RFC4944 and proposed method.

구분	size	3000byte		
	전송률	70%	80%	90%
RFC4944	송신	561096	153484	10912
	수신	392854	122605	9974
	Expire	452	119	7
	ACK	3	3	3
IRM	송신	5971	4858	3703
	수신	4200	3849	3362
	Expired	4	2	0
	ACK	56	51	44
SRM	송신	7106	4915	3586
	수신	4909	4043	3343
	Expired	4	2	0
	ACK	4	4	3
	NAK	9	5	2
	NAK 량	2196	871	242

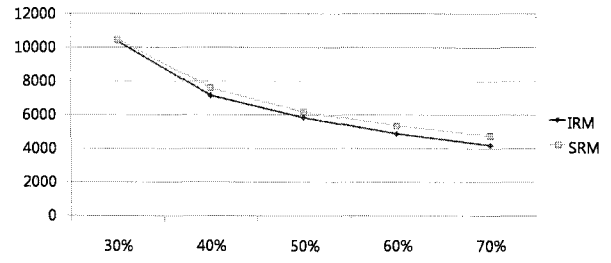
을 제외하고 IRM과 SRM의 성능만을 비교하였다. 표 2는 네트워크 계층 데이터그램 크기에 따른 IRM과 SRM의 단편패킷 관리 결과를 보여준다.

그림 10은 표 2의 평균 결과를 그래프로 나타내었다. 그림 10의 (a)는 IRM과 SRM이 동일한 크기의 데이터그램을 전송할 때 거의 비슷한 양의 데이터를 송신함을 알 수 있다. 또한 그림 10의 (b)에서 수신하는 평균 데이터의 양 또한 거의 차이가 없음을 알 수 있다. 하지만 그림 10의 (c)에서 데이터그램을 전송하는 동안 사용되는 제어메시지의 수는 두 기법이 큰 차이를 보인다.

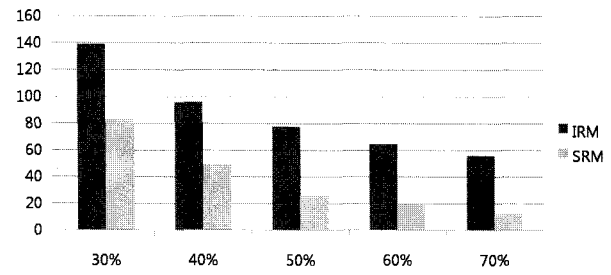
그림 10의 (c)에서 전송률이 높아질수록 IRM보다 SRM이 훨씬 적은 제어메시지를 사용하는 것을 알 수 있다. 무선 센서네트워크에서 데이터를 전송할 때 제어메시지의 양을 줄이는 것은 매우 중요하다. 센서 노드는 제어메시지를 전송하기위해 이웃노드의 채널을 확보해야 하며 채널 확보를 위해 주변 노드들과 경쟁을 해야 하기 때문이다. 데이터 전송을 위한 채널 경쟁은 송신, 수신 노드와 네트워크의 트래픽을 가중 시키며 전



(a) 평균 송신량



(b) 평균 수신량



(c) 평균 제어메시지 수

그림 10. IRM과 SRM의 성능 비교 그래프
Fig. 10. To compare performance graph between IRM and SRM.

표 2. IRM과 SRM의 성능 비교
Table 2. To compare performance between IRM and SRM.

구분	size	2000byte				
	전송률	30%	40%	50%	60%	70%
IRM	송신	25188	11394	8566	5751	4288
	수신	7131	4646	4321	3410	2818
	Expired	30	14	8	5	3
	ACK	95	63	58	46	38
SRM	송신	26633	13872	8319	5974	3990
	수신	7925	5164	4312	3399	2698
	Expired	42	20	10	5	2
	ACK	4	4	3	3	2
	NAK	55	30	15	11	6
	NAK 량	18707	8708	4006	2575	1291
구분	size	3000byte				
	전송률	30%	40%	50%	60%	70%
IRM	송신	32040	18748	11453	7751	5971
	수신	9722	7222	5811	4858	4200
	Expired	33	21	12	6	4
	ACK	129	96	77	64	56
SRM	송신	35298	17131	12797	8832	7106
	수신	10587	6746	6564	5255	4909
	Expired	65	28	13	7	4
	ACK	9	7	4	4	4
	NAK	82	40	22	15	9
	NAK 량	24711	10385	6233	3577	2196
구분	size	4000byte				
	전송률	30%	40%	50%	60%	70%
IRM	송신	48066	24443	14678	10512	8083
	수신	14324	9659	7443	6370	5609
	Expired	70	31	14	8	6
	ACK	193	129	101	86	75
SRM	송신	42175	27272	15595	12663	9455
	수신	12967	10983	7692	7421	6686
	Expired	70	42	17	13	7
	ACK	10	11	6	8	5
	NAK	91	57	29	21	12
	NAK 량	29208	16289	7902	5242	2768
구분	size	평균				
	전송률	30%	40%	50%	60%	70%
IRM	송신	35098	18195	11565	8004	6114
	수신	10392	7175	5858	4879	4209
	Expired	44	22	11	6	4
	ACK	139	96	78	65	56
SRM	송신	34702	19425	12237	9156	6850
	수신	10493	7631	6189	5358	4764
	Expired	59	30	13	8	4
	ACK	7	7	4	5	3
	NAK	76	42	22	15	9
	NAK 량	24208	11794	6047	3798	2085

체 네트워크의 수명을 단축시키게 된다. 이러한 이유에서 제어메시지를 적게 사용하는 SRM이 IRM보다 훌륭한 성능을 보임을 알 수 있다.

Ⅳ. 결 론

본 논문에서는 6LoWPAN에서 단편화 된 패킷의 효율적인 재조립을 위한 단편패킷 관리기법인 IRM과 SRM을 제안하였다. 이를 위하여 6LoWPAN의 단편화와 재조립 기술을 소개하였고 단편화 된 패킷이 네트워크의 신뢰도에 미치는 문제점을 제시하였다. RFC4944에서 기술하는 단편패킷 처리기법은 네트워크의 신뢰도에 따라 그 성능이 크게 유동적이다. 하지만 본 논문에서 제안하는 단편패킷 관리기법들은 주변 환경이나 외부요건에 의해 신뢰성이 낮아질 수 있는 LoWPAN 기반 장치들의 신뢰도를 높여주고 단편화된 패킷의 효율적인 재조립을 돕는다. 또한 단편패킷의 전송 및 제어메시지를 컨트롤함으로써 센서노드들의 전력소모를 줄여주고 장치의 수명을 연장 시킨다.

향후 TCP/UDP 에 따른 어뎁테이션 계층의 단편화 관리와 RFC4944에서 기술하고 있는 헤더의 압축 기술을 적용한 어뎁테이션 계층의 단편화 관리 방안에 대하여 연구하겠다.

참 고 문 헌

[1] 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

[2] 임채성, Waleed Mansoor, 김기형, 유승화, 박수홍, 이재호, "IPv6기반 센서 네트워크(6LoWPAN)를 위한 라우팅 프로토콜 기술," 전자공학회지 제33권, 제8호, 2006년 8월

[3] ZigBee Alliance, http://www.zigbee.org

[4] 김은숙, 김용운, "6LoWPAN 기반의 IP-USN 기술 표준화 동향," 전자통신동향분석 제22권, 제6호, 2007년 12월

[5] N. Kushalnagar and G. Montenegro, "6LoWPAN: Overview, Assumptions, Problem Statement and Goals," RFC4919, IETF, August 2007.

[6] G. Montenegro and N. Kushalnagar, "Transmission of IPv6 Packets over IEEE 802.15.4 Networks," RFC4944, IETF, September 2007.

[7] K. Kim, S. Daniel Park, G. Montenegro, and S. Yoo, "6LoWPAN Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing(LOAD)," draft-daniel-6lowpan-load-adhoc-routing-01, IETF, June 2007.

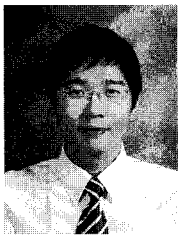
[8] K. Kim, G. Montenegro, S. Daniel Park, I. Chakeres, and S. Yoo, "Dynamic MANET On-demand for 6LoWPAN(DYMO-low) Routing," draft-montenegro -6lowpan-dymo-low-routing-00, IETF, June 2007.

[9] K. Kim, S. Yoo, J. Park, and J. Lee, "Hierarchical Routing over 6LoWPAN(HiLow)," "6LoWPAN," draft-daniel-6lowpan-hilowhierarchical-routing-00, IETF June 2007.

[10] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das, "Ad hoc On-Demand Distance Vector(AODV) Routing," RFC3561, July 2003.

저 자 소 개

서 현 곤(정회원)
1994년 경성대학교 이학사
1996년 경성대학교 이학석사
2004년 영남대학교 공학박사
1994년~1997년 티센크루프동양엘리베이터(주) 기술연구소 주임연구원
2001년~2003년 대구대학교 정보통신공학부 BK21교수
2004년~2005년 영남대학교 컴퓨터공학과 강의전담교수
2005년~현재 한라대학교 정보통신방송공학부 교수
<주관심분야 : 6LoWPAN, RFID/USN, Embedded System>



한 재 일(학생회원)
2007년 한라대학교 공학사
2007년~현재 한라대학교 정보산업대학원 공학석사 재학 중
<주관심분야 : 6LoWPAN, RFID/USN, 시스템 프로그램 개발, 웹 프로그램>