

다중 LMA 환경을 고려한 Proxy Mobile IP 기반의 향상된 경로 최적화 방안

정희원 장종민*, 서원경*, 최재인*, 종신회원 조유제*

An Enhanced Route Optimization Scheme for Multiple LMAs in PMIPv6 Domain

Jong-Min Jang*, Won-Kyeong Seo*, Jea-In Choi* *Regular Members,*
You-Ze Cho*^o *Lifelong Member*

요 약

IETF Proxy Mobile IPv6는 이동 단말의 이동성을 지원하기 위한 망 기반 이동성 관리 기술이다. PMIPv6는 Mobile Access Gateway 와 Local Mobility Anchor 사이의 터널을 형성하고 항상 패킷이 Local Mobility Anchor 를 통하여 전달되도록 설계하여, Local Mobility Anchor 병목현상 및 종단간 지연이 증가하는 문제점이 있다. 이러한 문제점을 해결하기 위해 경로 최적화 수행 가능 감지, 경로 최적화 절차 등의 많은 연구가 진행되고 있으나 추가적인 시그널링으로 인한 오버헤드가 증가하고 다중 Local Mobility Anchor 환경에 적용하기에 어려움이 있다. 따라서 본 논문에서는 다중 Local Mobility Anchor 환경을 고려한 PMIPv6 기반의 향상된 경로 최적화 방안을 제안하였다. PMIPv6 도메인 내 모든 Local Mobility Anchor의 정보를 Mobile Access Gateway가 유지하도록 하여 신속하게 경로 최적화를 수행하도록 하였으며, Local Mobility Anchor에 경로 최적화 상태 정보를 저장하여 핸드오버 이후에도 신속한 경로 최적화를 지원하도록 하였다. 또한 핸드오버 시에 상대 노드의 Mobile Access Gateway에 버퍼링 기능을 추가하여 경로 최적화를 수행하는 동안의 패킷 순서화 문제를 해결하였다. 제안된 방안의 성능은 OPNET 시뮬레이터를 이용하여 분석하였으며, 이를 통해 제안 방안의 우수성을 검증하였다.

Key Words : Proxy Mobile IPv6, Route Optimization, Multiple LMAs, Handover

ABSTRACT

The Proxy Mobile IPv6 is a network-based localized mobility management protocol. In the PMIPv6, Mobile Nodes are topologically anchored at a Local Mobility Anchor, which forwards all data packets for registered Mobile Nodes. Since all data packets destined for the Mobile Nodes always traverse the Mobile Nodes's Local Mobility Anchor, the LMA might be bottleneck and the end-to-end delay are increased. Therefore, in this paper, we proposed an enhanced Route Optimization scheme in Multiple Local Mobility Anchors environment. In order to rapidly detect Route Optimization, we designed Domain Information Table in Mobility Access Gateway. Furthermore, we use Correspondent Binding Cache in Local Mobility Anchor to maintain Route Optimization information during Mobile Nodes's handover. To solve packet loss and reordering problems during handover, we propose a new buffering and forwarding scheme.

* 본 연구는 지식경제부/한국산업기술평가원의 산업원천기술개발사업(정보통신)[K1001822]과 지식경제부/정보통신산업진흥원의 대학 IT연구센터 지원사업[NIPA-2010-(C1090-1011-0013)], 교육과학기술부/한국연구재단의 광역경제권 선도산업 인력양성 사업의 일환으로 수행하였음

* 경북대학교 전자전기컴퓨터학부 통신망연구실(jongboss943, morglory, cji1206, yzcho@ee.knu.ac.kr), (°: 교신저자)
논문번호: KICS2010-11-530, 접수일자: 2010년 11월 4일, 최종논문접수일자: 2011년 1월 11일

I. 서 론

최근 무선 통신 시스템은 광대역화 및 이동성을 지향하며 통신과 방송, 인터넷이 융합되는 디지털 컨버전스 서비스 형태로 발전하고 있다. 또한 다양한 무선 단말들의 통합으로 인하여 사용자들은 언제, 어디서나, 이동 중에도 끊김 없는 서비스를 사용하고자 하는 요구가 증가하고 있다. 이를 위하여 IETF에서는 단말의 이동성 보장을 위한 단말이 직접 이동성 관련 시그널링에 관여하는 호스트 기반의 Mobile IPv4/v6 프로토콜을 제안하였다¹⁾.

하지만 호스트 기반의 이동성 관리 기술은 기존 단말의 프로토콜 스택에 대한 수정이 요구되며, 핸드오버 관련 메시지에 의한 무선 자원 낭비, 긴 핸드오버 지연 등의 문제를 가지고 있어, IETF NETLMM Working Group (WG)에서는 네트워크 기반 이동성 관리 기술인 Proxy Mobile IPv6 (PMIPv6) 표준 기술을 개발하였다²⁾. PMIPv6는 망 기반의 이동성 지원 프로토콜이기 때문에 기존 단말의 프로토콜 수정 없이도 이동성을 지원할 수 있다. 하지만 PMIPv6에서는 이동 단말과 상대 노드 사이에 항상 Local Mobility Anchor (LMA)를 거쳐서 패킷이 전달되기 때문에 LMA에 병목현상이 발생할 수 있고, 종단간 지연이 길어 질수 있다는 한계가 있다.

이를 해결하기 위하여 IETF NetEXT WG에서는 LMA 또는 Mobile Access Gateway (MAG)기반의 경로 최적화 방안을 연구하고 있다⁴⁾. 하지만 이들은 상대 노드의 LMA 주소 획득과 경로 최적화 수행 가능 여부 결정을 위한 추가적인 시그널링 오버헤드를 가지고 있으며, 다중 LMA 환경에 사용하기에는 적합하지 않다는 문제가 있다⁵⁻⁷⁾.

따라서 본 논문에서는 다중 LMA 환경에서의 경로 최적화 수행 가능 여부 결정을 위해서 각각의 MAG에 Domain Information Table (DIT)를 새롭게 정의하여 신속한 경로 최적화 수행 가능 여부를 결정하고, LMA에 Correspondent Binding Cache (CBC)를 이용하여 단말의 핸드오버 시에 신속하게 경로 최적화를 지원할 수 있게 하였다. 또한, 핸드오버 시에 상대 노드의 MAG에 버퍼링 기능을 추가하여 패킷 재순서화 문제를 해결하는 향상된 경로 최적화 방안을 제안하였다. 그리고 OPNET 시뮬레이션을 통한 성능분석으로 제안된 방안의 우수성을 검증하였다.

서론에 이어 제2장에서는 Proxy Mobile IPv6의 기본적인 동작과정과 경로 최적화 시나리오를 소개한다. 또한 기존 방안들의 경로 최적화 절차를 소개한다. 제

3장에서는 본 논문에서 제안한 향상된 경로 최적화 방안에 대해서 소개하고, 제4장의 시뮬레이션을 통한 성능평가로 제안한 방안의 우수성을 검증하고 제5장에서 결론을 맺는다.

II. 관련 연구

본 장에서는 PMIPv6의 기본적인 동작 절차와 경로 최적화 시나리오에 대해서 설명하고, IETF NetEXT WG에서의 논의 중인 다중 LMA 환경에서의 경로 최적화 방안에 대해서 기술한다.

2.1 Proxy Mobile IPv6

PMIPv6는 망 기반 이동성 지원 프로토콜로서 도메인을 관리하는 LMA와 단말의 이동을 감지하고 단말의 위치 정보를 등록하는 MAG로 구성된다. 단말이 MAG에게 최초로 접속하게 되면, MAG는 이동 단말로부터 MN-Identifier (MN-ID)를 획득하여, AAA 서버와 인증과정을 수행하고 LMA 주소와 이동성 지원에 필요한 정보를 획득한다. 이후 MAG는 LMA에게 Proxy Binding Update (PBU) 메시지를 전송한다. PBU 메시지를 수신한 LMA는 이동 단말만의 고유한 MN-HNP (Home Network Prefix)를 생성하고 Binding Cache Entry (BCE)에 단말의 정보를 추가한다. LMA는 MN-HNP를 Proxy Binding Acknowledgment (PBA)와 함께 MAG에게 전송하고 양방향 터널을 생성한다. 이동단말은 MN-HNP를 이용하여 IP 주소를 생성하게 된다. 이후의 이동 단말의 모든 패킷은 MAG와 LMA의 양방향 터널을 통해서 송수신 된다.

PMIPv6의 이러한 특성 때문에 이동 단말과 상대 노드와의 최단 경로가 있음에도 불구하고, 패킷은 항상 LMA를 거쳐서 전달되게 된다. 심지어 이동 단말과 상대 노드가 동일한 MAG에 접속해 있어도 패킷은 항상 LMA를 거쳐서 전달된다. 이는 LMA의 병목 현상을 유발 할 뿐만 아니라 종단간 패킷 전달 지연시간도 증가시킨다.

2.2 경로 최적화 시나리오

IETF NetEXT WG에서는 MAG와 LMA의 수에 따른 경로 최적화 시나리오를 정의하고 그림 1과 같이 A[MAG의 수][LMA의 수]로 나타낸다⁸⁾. A11과 A12 시나리오에서는 이동 단말과 상대 단말이 동일한 MAG에 접속된 경우로써 MAG의 Binding Update List (BUL) 정보를 바탕으로 LMA를 통하지 않고 직접 패킷을 전달한다. A21 시나리오에서는 하나의 LMA 아래 서로 다른 MAG에 이동 단말과 상대 단말

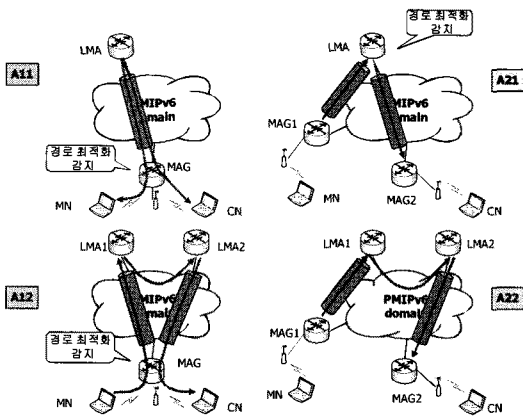


그림 1. 경로 최적화 시나리오

이 연결된 경우로써 LMA의 BCE정보를 바탕으로 경로 최적화를 수행 할 수 있다.

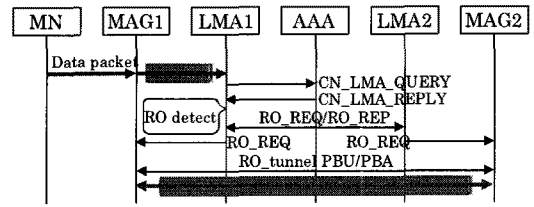
하지만 이동 단말과 상대 단말이 서로 다른 MAG와 LMA에 연결된 A22 시나리오에서는 다른 시나리오와달리 BUL과 BCE를 통해 간단히 경로 최적화 수행 가능 여부에 대해 알 수 없는 문제점이 있다.

2.3 경로 최적화 연구 동향

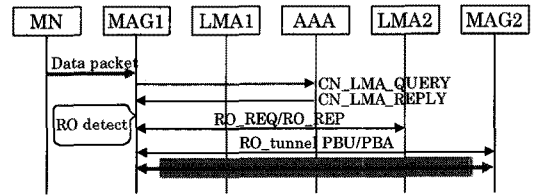
IETF NetEXT WG에서는 효율적인 패킷 전달을 위하여 다양한 경로 최적화 방안들이 draft로 제출되고 있다⁴⁻⁷. 특히 A22 시나리오와 같이 다중 LMA를 고려하고 있는 방안들은 LMA-AAA 방안과 MAG-AAA 방안, LMA-DB 방안이 있다⁴. 이들 각 방안들의 동작 절차는 그림 2와 같이 동작한다.

LMA-AAA 방안은 LMA1이 이동 단말 (MN)의 첫 패킷을 받으면 AAA 서버로부터 경로 최적화 수행 가능 여부를 확인하고, 목적지인 상대 단말 (CN)의 LMA 주소 (LMA2)를 획득한다. 이 정보를 바탕으로 LMA1은 CN의 MAG 주소 (MAG2)를 획득하기 위해 RO_REQ 메시지를 보내는데, 이 메시지에 MN의 MAG 주소 (MAG1)를 포함하여 LMA2에게 보낸다. RO_REQ 메시지를 받은 LMA2는 RO_REP 메시지에 CN의 MAG 주소를 전달해준다. 이후 각각의 LMA는 각각의 MAG에 경로 최적화가 가능한 MAG 주소를 RO_REQ 메시지를 통해서 전달해주고, 두 MAG는 RO_tunnel PBU/PBA 메시지를 통해서 서로 경로 최적화 터널을 형성하게 된다.

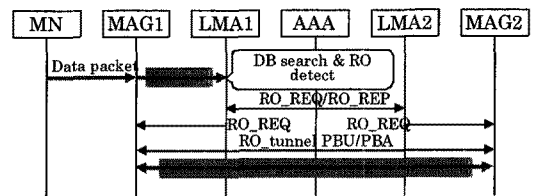
반면 MAG-AAA 방안은 LMA-AAA 방안과 비슷하나 LMA의 오버헤드를 줄이기 위하여 MAG가 경로 최적화를 수행한다. 하지만 AAA 기반의 두 방안은 경로 최적화 수행 가능성 여부와 CN의 LMA 주소



(a) LMA-AAA 방안



(b) MAG-AAA 방안



(c) LMA-DB 방안

그림 2. 기존의 경로 최적화 동작 절차

획득을 위한 추가적인 시그널링 오버헤드를 가진다.

LMA-DB 방안은 경로 최적화 수행여부를 LMA의 DB검색을 통해서 결정하게 된다. 추가적인 시그널링은 발생하지 않지만, LMA는 자신이 관리하는 단말이 아니라도 PMIPv6도메인 내의 모든 단말에 관한 정보를 가지고 있어야 하는 많은 오버헤드를 가진다.

또한 기존의 방안들은 경로 최적화 수행 이후의 핸드오버에 대해서 고려를 하지 않고 있기 때문에 경로 최적화 터널을 형성하고 있는 단말이 핸드오버를 할 경우에는 새롭게 경로 최적화 수행 가능 여부를 검사하고, 상대방의 MAG 주소를 얻어 새롭게 경로 최적화 터널을 형성한다. 핸드오버 시마다 경로 최적화의 전체적인 동작을 다시 수행하기 때문에 큰 오버헤드를 가지며 경로 최적화 동안의 패킷의 재순서화 문제와 패킷의 손실도 발생하여 끊임 없는 서비스를 지원할 수 없다.

III. 향상된 경로 최적화 방안

본 장에서는 기존의 경로 최적화 감지 방안들의 문제점을 해결하기 위하여, PMIPv6 도메인 내의 MAG는 신속한 경로 최적화를 위해 LMA가 단말에게 할당하는 HNP 정보를 사전에 저장하고 경로 최적화 수행

여부를 신속하게 결정한다. 그리고 LMA에 CBC를 정의하고 경로 최적화 상태 정보를 저장하여 핸드오버 동안에 신속한 경로 최적화 수행을 지원한다. 또한, 상대 노드의 MAG에 버퍼링 기능을 추가하여 패킷의 손실과 재순서화 문제를 해결하였다.

3.1 신속한 경로 최적화 수행 가능 여부 감지

존의 AAA 기반 혹은 DB기반의 경로 최적화 감지 방안과는 달리 제안된 방안에서는 LMA가 각 단말에게 할당하는 HNP의 정보를 이용하여 경로 최적화 수행 가능 여부를 결정한다. LMA가 단말에게 할당하는 HNP는 범위가 정해져 있어서^[2], MAG가 각 LMA가 할당하는 HNP의 상위 prefix를 알고 있다면, 단말의 주소를 통해서 해당 단말이 어느 LMA에 등록 되어 있는지 알 수 있게 된다.

제안 방안에서는 PMIPv6 도메인의 MAG들이 도메인 내에 존재하는 각 LMA가 단말에게 할당하는 HNP 정보를 포함한 DIT를 표 1과 같이 저장하도록 하였다.

그림 3과 같이 LMA1에게 HNP를 할당 받은 MN은 aaaa:0001::10의 주소를 가지고, LMA2에게 HNP를 할당받은 CN은 bbbb:0001:10의 주소를 가진다. MAG가 MN이 CN에게 보내는 패킷의 목적지 주소를 DIT의 엔트리와 비교하면 MAG는 CN이 LMA2에 등록되어 있다는 것을 알게 되고, 경로 최적화를 수행 할 수 있다는 것을 신속히 감지 할 수 있다.

표 1. Domain Information Table 구조

LMA	LMA HNP Range	LMA address
LMA1	aaaa::/64	LMA1_address
LMA2	bbbb::/64	LMA2_address
...

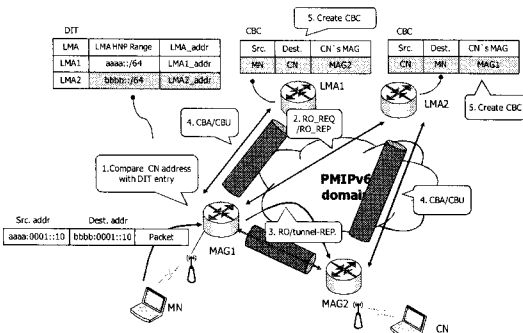


그림 3. 경로 최적화 수행 여부 결정 및 수행 절차

기존의 방안과는 다르게 추가적인 시그널링이 필요 없이 경로 최적화 수행여부를 감지 할 수 있고, 경로 최적화를 감지를 하는 시간도 줄어들게 된다. 또한, LMA-DB방안에서는 다중 LMA에서도 각 LMA가 모든 MN의 정보를 가지고 있어야 하는 오버헤드를 가지고 있지만, 제안된 방안에서의 MAG가 가지고 있는 DIT의 정보는 LMA 개수만큼 엔트리를 가지고 있다. 다중 LMA라고 해도 LMA 개수는 보통 한 자리 수에 불과하기 때문에 수백 수천 개의 이동단말의 정보를 가지는 LMA-DB 방안과 비교하여 오버헤드도 작다.

3.2 초기 접속 시 경로 최적화 절차

그림 3은 제안 방안에서의 경로 최적화 수행 여부 결정 및 수행 순서를 나타낸다. MN은 MAG1을 통해서 LMA1에게 연결되어 있고, CN는 MAG2를 통해서 LMA2에게 접속되어 있다.

- (1) MN이 CN에게 처음 패킷을 보내면 MAG1은 패킷의목적지 주소를 DIT 엔트리와 비교하여 경로 최적화 수행 가능 여부를 결정하게 된다.
- (2) 경로 최적화 수행이 가능하다고 판단되면 MAG1은 DIT 엔트리의 LMA2 주소를 이용하여 LMA2에게 CN의 MAG 주소를 얻어 오기 위해 RO_REQ 메시지를 보낸다. RO_REQ 메시지를 받은 LMA2는 RO_REP 메시지를 통해서 MAG1에게 CN의 MAG 주소인 MAG2의 주소를 알려 주게 된다.
- (3) CN의 MAG2 주소를 알게 된 MAG1은 MAG2에게 경로 최적화 터널을 형성하기 위한 Tunneling Request 메시지를 보내고 MAG2에게 Tunneling Reply 메시지를 받으면 MAG1과 MAG2사이에 경로 최적화 터널이 형성된다.
- (4) 경로 최적화 터널이 형성된 이후에 각 MAG들은 자신의 LMA의 CBC에 경로 최적화에 관한 정보를 추가하기위해 CBU 메시지를 보낸다.
- (5) CBU 메시지를 받은 LMA들은 CBC에 각자의 단말에 대해서 경로 최적화 정보를 저장한다.

자세한 초기 접속 시 경로 최적화 동작 절차는 그림 4와 같이 동작 한다.

표 2. Correspondent Binding Cache 구조

Source	Destination	Dest MAG
MN_address	CN_address	MAG address
...

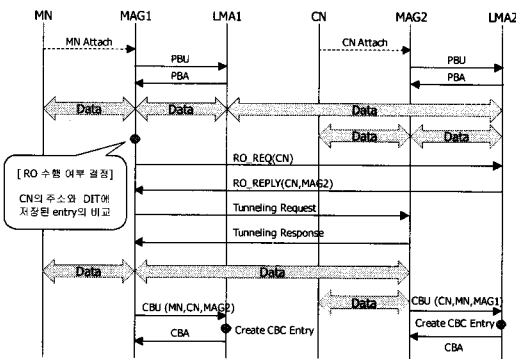


그림 4. 초기 접속 시 경로 최적화 동작 절차

3.3 핸드오버 시 경로 최적화 절차

핸드오버 시 경로 최적화 수행은 초기 접속 및 경로 최적화 시 형성되었던 CBC를 이용하여 그림 5와 같이 신속하게 수행된다. 여기서 MN1이 MAG1을 통하여 LMA1에 연결되어 있고, MAG3로 이동한다. CN은 MAG2를 통하여 LMA2에 연결되어 있으며 MAG1과 MAG2 사이에는 경로 최적화 터널이 형성되어 있다.

MN이 이동하여 Link going down이 발생하면, MAG1은 MN이 핸드오버 할 것이라고 예측하고 MAG2에게 Buffering Req 메시지를 보내어 MN에 대한 패킷을 버퍼링을 하도록 한다.

이후에 MN이 MAG1에서 detach된 후 MAG3에 접속하면 MAG3는 MN의 이동정보를 PBU/PBA 메시지를 통하여 LMA1에게 갱신하게 된다. 이때 LMA1은 CBC를 이용하여 MN이 형성하고 있던 경로 최적화 터널 정보 (CN's MAG 주소)를 PBA 메시지에 포함하여 MAG3에게 전달한다. PBA 메시지에 MN의 경로 최적화 정보를 포함하여 받은 MAG3는 그 정보를 바탕으로 MAG2에게 경로 최적화 터널 형

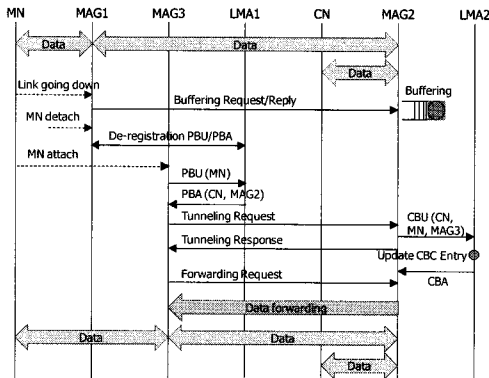


그림 5. 핸드오버 시 경로 최적화 동작 절차

성 메시지를 보내어 신속하게 경로 최적화 터널을 형성한다. MAG2는 MN과의 RO 정보가 변경되었기 때문에 LMA2에게 CBU 메시지를 보내어 LMA2의 CBC 정보를 갱신한다.

핸드오버 시에 패킷의 손실과 재순서화를 최소화하기 위해서 경로 최적화 터널 형성 메시지를 받은 MAG2는 경로 최적화 터널을 통해 버퍼링하고 있던 MN의 패킷을 먼저 포워딩한 뒤에 경로 최적화 터널로 이후의 패킷을 보낸다. CN의 MAG가 버퍼링을 수행하기 때문에 핸드오버 시에 생기는 패킷의 손실을 최소화 할 수 있고, 또한 핸드오버 이후의 새로운 경로 최적화 터널과의 패킷 재순서화를 최소화 할 수 있다.

IV. 성능 평가

본 장에서는 IETF NetEXT WG에 제안된 LMA-AAA 방안과 MAG-AAA 방안, 본 논문에서 제안한 방안에 대해 OPNET 시뮬레이터를 이용하여 성능 평가하고 분석한다. 시뮬레이션을 위한 네트워크 토폴로지 구성은 그림 6과 같이 구성되어 있고, 시뮬레이션 파라미터는 표 3과 같이 설정되어 있다.

표 3. 시뮬레이션 환경

파라미터	내용
Radio technology	IEEE 802.11
Coverage	1km
Application traffic	CBR
Packet interval	0.01msec
Packet size	1,024bytes
Link delay	100,150,200msec

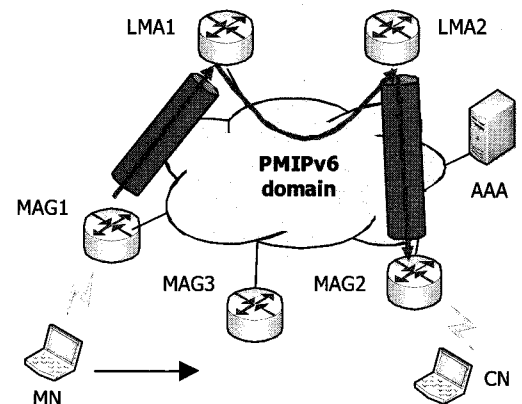


그림 6. 시뮬레이션 네트워크 구성

LMA-AAA 방안과 MAG-AAA 방안 그리고 제안 방안의 경로 최적화 수행 여부를 감지하는 경로 최적화 지연시간과 경로 최적화 터널 형성 이후 핸드오버 시에 생기는 패킷의 손실과 재순서화를 성능 평가를 통해 분석하여 제안된 방안의 우수성을 보였다.

5.1 경로 최적화 지연 시간

경로 최적화 지연시간은 경로 최적화 수행 가능 여부를 판단하고, MN의 MAG와 CN의 MAG가 경로 최적화 터널을 형성하기까지의 시간을 나타낸다. LMA-AAA 방안과 MAG-AAA 방안은 경로 최적화 수행 가능 여부를 판단하기 위해서 AAA 서버에 CN_LMA_QUERY 메시지를 통해서 AAA 서버에게 질의하고, CN_LMA_REPLY 메시지를 통해서 경로 최적화 수행 가능 여부와 상대 노드의 LMA 주소를 응답받게 된다. 따라서 경로 최적화 수행 여부를 감지하기 위한 시간은 PMIPv6 도메인내의 패킷 전달 지연시간에 따라서 달라진다.

LMA-AAA 방안은 경로 최적화 수행 여부 감지 이후에 CN의 LMA에게 CN의 MAG주소를 얻어오기 위한 메시지와 응답 메시지가 발생하고, 각각의 LMA는 서로 MN의 MAG와 CN의 MAG 주소를 교환하고 난 후에 MAG에게 그 정보를 전달한다. 그리고 경로 최적화 터널을 위한 메시지와 응답 메시지를 교환한 뒤에 경로 최적화 터널을 형성한다. 따라서 LMA-AAA 방안은 PMIPv6 도메인 내로 패킷이 8번 교환된 뒤에 경로 최적화를 수행하게 된다. LMA-AAA 동작 절차상에는 7개의 메시지가 교환되지만, 처음 패킷이 MAG에서 LMA로 가는 동안도 경로 최적화 지연 시간에 포함되기 때문에 하나가 더 추가된다.

MAG-AAA 방안은 MAG가 경로 최적화를 감지하고 CN의 LMA에게 CN의 MAG 주소를 얻고, 바로 CN의 MAG에게 경로 최적화 터널을 위한 메시지를 보내어 경로 최적화 터널을 형성한다. MAG-AAA 방안이 LMA-AAA 방안보다 경로 최적화를 위한 메시지 개수가 적다.

제안한 방안은 경로 최적화 수행 감지를 위한 메시지가 발생되지 않으며, 바로 상대 노드의 LMA에게 RO_Request/RO_Reply 메시지를 통해서 CN의 MAG 주소를 얻어오게 되어서 경로 최적화 형성 메시지를 통해서 경로 최적화 터널이 형성되게 된다.

그림 7은 LMA-AAA 방안과 MAG-AAA 방안 그리고 제안된 방안의 PMIPv6 도메인 지연시간에 따른 경로 최적화 지연시간을 나타낸 그래프이다. 도메인내

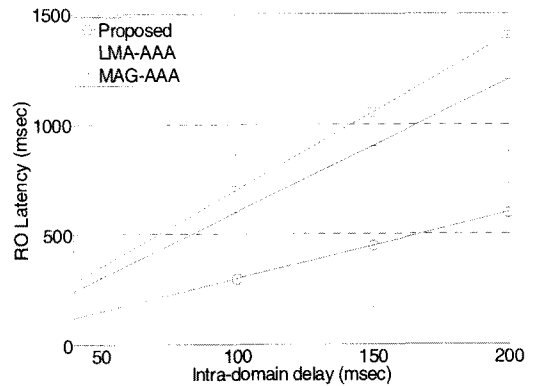


그림 7. 경로 최적화 지연시간

의 지연시간이 증가함에 따라서 모든 방안의 경로 최적화 지연시간이 증가한다. 그 이유는 모든 방안이 공통적으로 경로 최적화 터널 형성 메시지가 발생하기 때문이다. 하지만, 제안방안의 경로 최적화 지연시간은 기존 방안보다 낮은 것을 확인 할 수 있으며, 도메인의 지연시간이 증가함에 따라 증가율이 낮은 것을 볼 수 있다.

MAG-AAA 방안이 LMA-AAA 방안보다 경로 최적화 지연시간이 낮은 것을 확인 할 수 있는데, 이는 LMA-AAA 방안이 MAG-AAA 방안보다 경로 최적화를 수행하는데 발생하는 메시지수가 더 많기 때문이다. MAG-AAA 방안은 CN의 LMA가 바로 MN의 MAG에게 CN의 MAG 주소를 알려주지만, LMA-AAA 방안은 MN의 LMA가 CN의 LMA에게 CN의 MAG 주소를 얻어와서 MN의 MAG에게 전달해주기 때문에 MAG-AAA 방안보다 경로 최적화 지연시간이 더 큰 것을 확인 할 수 있다.

5.2 패킷 손실과 재순서화

핸드오버 동안의 패킷의 손실과 재순서화를 알아보기 위해 CN이 MN에게 보내는 패킷에 순서대로 번호를 매겨서 MN이 받은 패킷 번호를 확인 하였다. LMA-AAA 방안과 MAG-AAA 방안은 핸드오버 동안에 버퍼링을 하지 않기 때문에, 패킷의 손실이 발생하게 된다. 그림 8은 핸드오버 동안의 LMA-AAA 방안과 MAG-AAA 방안 그리고 제안 방안의 패킷 수신을 나타낸 그래프이다. 제안된 방안은 CN의 MAG에 버퍼링 기능을 추가하여 핸드오버 동안의 패킷이 버퍼링 된다. 핸드오버 이후에 이전의 경로 최적화 정보를 이용하여 신속히 경로 최적화 터널을 형성한 후 버퍼링된 패킷을 먼저 전송한 후에 패킷을 전송하기 때문에 핸드오버 동안에 패킷의 손실이 발생하지 않는다

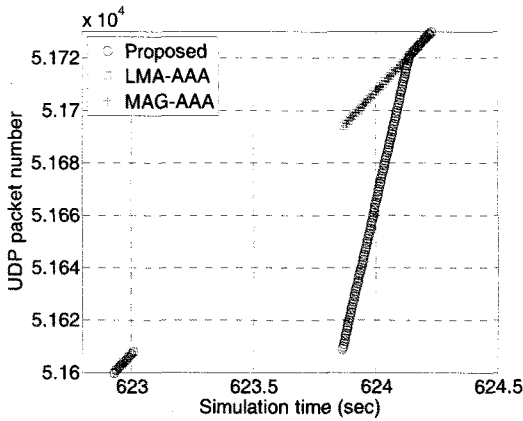


그림 8. 핸드오버 동안의 패킷 손실

다. 또한, 핸드오버 이후에 버퍼링되어 오는 패킷과 새로운 경로 최적화 터널로 오는 패킷 사이에 재순서화가 발생하지 않는다.

하지만 LMA-AAA 방안과 MAG-AAA 방안은 핸드오버 동안의 패킷 손실이 발생하는 것을 확인 할 수 있다. 약 623.1 sec에서 623.9 sec까지의 약 0.8 msec 동안의 시간에 패킷을 받지 못했다. 또한, 패킷은 51610번 패킷부터 51690번 패킷까지 약 80개의 패킷을 받지 못했다. 이동단말의 특성상 핸드오버가 빈번히 일어나므로 핸드오버 동안의 패킷 단절은 패킷 수 유율에 큰 영향을 미친다.

LMA-AAA 방안과 MAG-AAA 방안에 핸드오버 동안 패킷의 손실을 줄이기 MAG1에 버퍼링기능을 추가하게 되면, 핸드오버 동안 MAG1이 MN의 패킷을 버퍼링하게 되어 패킷의 손실은 줄어들게 된다. 하지만 핸드오버 이후에 버퍼링 패킷이 포워딩될 때 핸드오버 이후의 패킷과 포워딩 되는 패킷의 재순서화가 발생하게 된다. 제안된 방안은 CN의 MAG가 버퍼링을 수행하기 때문에 포워딩 되는 패킷과 핸드오버 이후의 패킷의 재순서화가 발생하지 않게 된다. 그림 9는 LMA-AAA 방안과 MAG-AAA 방안에 패킷의 손실을 줄이기 버퍼링 기능을 추가했지만 버퍼링되는 동안의 패킷의 재순서화가 발생하는 것을 보여준다.

하지만 기존의 방안은 핸드오버 이후 다시 경로 최적화 수행 여부를 감지하고 다시 경로 최적화 터널을 생성하기 때문에 매 핸드오버 시 마다 경로 최적화 터널을 생성할 때 패킷 재순서화가 발생하게 된다. 그림 10은 핸드오버 이후에 다시 경로 최적화를 수행할 때 LMA를 거치는 패킷과 경로 최적화 터널을 통한 패킷 사이의 패킷 재순서화가 생기는 것을 보여준다.

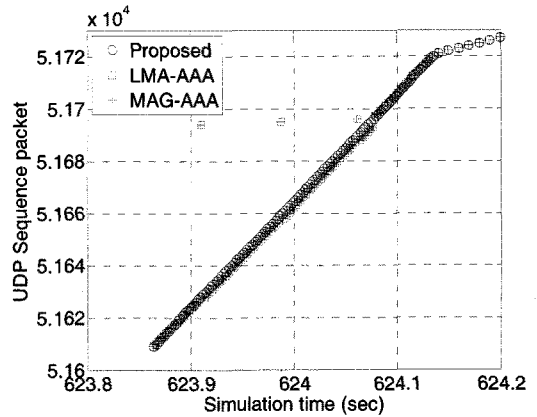


그림 9. 핸드오버 동안의 패킷 재순서화

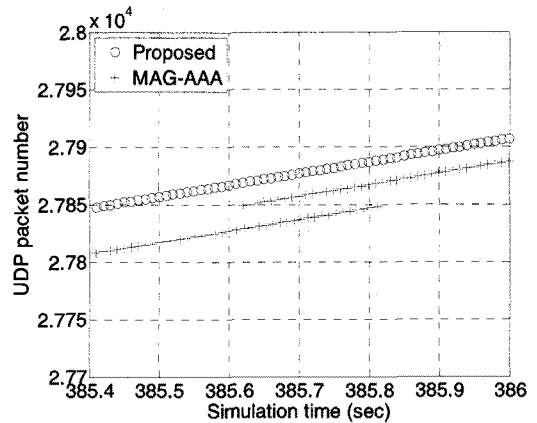


그림 10. 핸드오버 이후 경로 최적화 수행 시 패킷 재순서화

V. 결론

본 논문에서는 PMIPv6 도메인 내에서의 효율적인 패킷 전달을 위한 경로 최적화 방안을 제안 하였다. PMIPv6 도메인 내의 MAG들은 LMA가 단말에게 할당하는 HNP 정보를 사전에 저장하여 신속하게 경로 최적화 수행 여부 경정을 판단한다. 또한, 경로 최적화 상태 정보를 LMA에게 저장하여 핸드오버 이후에 신속한 경로 최적화 수행을 지원한다. 그리고 핸드오버 시에 상대 노드의 MAG에 버퍼링 기능을 추가하여 경로 최적화를 수행하는 동안 패킷의 손실과 재순서화를 해결하였다.

제안된 방안과 LMA-AAA 방안, MAG-AAA 방안의 성능을 OPNET 시뮬레이터를 사용해 분석하였다. PMIPv6 도메인 지연시간에 따라 경로 최적화 지연시간을 분석 하였으며, 핸드오버 시에 생기는 패킷의 손

실과 재순서화에 대해서 각각 성능을 분석하여 제안 방안의 우수성을 검증 하였다.

참 고 문 헌

- [1] D. Johnson, C. Perkins, and J. Arkko, "Mobility Support in IPv6," RFC 3775, June. 2004.
- [2] S. Gundavelli, et al., "Proxy Mobile IPv6," RFC 5213, Aug. 2008.
- [3] <http://datatracker.ietf.org/wg/netext/>
- [4] Q. Wu and B. Sarikaya, "Proxy MIP extension for local routing optimization," draft-wu-netext-local-ro-03.txt, Mar. 2009.
- [5] R. Koodli and K. Chowdhury, "Local Forwarding in Proxy Mobile IPv6," draft-koodli-netext-local-forwarding-00.txt, Mar. 2009
- [6] D. Oulai and S. Krishnan, "Optimization Local Routing for PMIPv6," draft-oulai-netext-opt-local-routing-00.txt, Mar. 2009
- [7] P. Loureiro and M. Liebsch, "Proxy Mobile IPv6 Localized Routing," draft-loureiro-netext-pmipv6-RO-01.txt, July 2009.
- [8] M Liebsch, S. Jeong, and Q. Wu, "PMIPv6 Localized Routing Problem State," draft-ietf-netext-pmipv6-lr-ps-00.txt, Sep. 2009

장 종 민 (Jong-min Jang)

정회원



2009년 2월 경북대학교 전자전기컴퓨터학부 졸업
 2009년 2월~현재 경북대학교 전자전기컴퓨터학부 석사과정
 <관심분야> 이동통신, 차세대 이동네트워크, 망 기반 이동성 관리 기술, 이종망간 핸드오버, Femtocell, BcN

서 원 경 (Won-kyeong Seo)

정회원

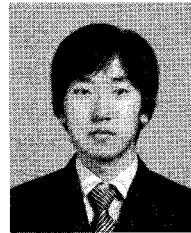


2005년 2월 경북대학교 전자전기컴퓨터학부 졸업
 2007년 2월 경북대학교 전자공학과(석사)
 2007년 3월~현재 경북대학교 전자전기컴퓨터학부 박사과정

<관심분야> 이동통신, 차세대 통합망, 망 기반 이동성 관리 기술, 이종망간 핸드오버

최 재 인 (Jae-In Choi)

정회원



2006년 2월 경북대학교 전자전기컴퓨터학부 졸업
 2008년 2월 경북대학교 전자공학과(석사)
 2008년 3월~현재 경북대학교 전자전기컴퓨터학부 박사과정
 <관심분야> 망 기반 이동성 관

리 기술, Femtocell, Mobile multicast

조 유 제 (You-ze Cho)

중신회원



1982년 2월 서울대학교 전자공학과 졸업
 1983년 2월 한국과학기술원 전기전자공학(석사)
 1988년 2월 한국과학기술원 전자공학 전기전자공학(박사)
 1989년 3월~현재 경북대학교

IT대학 전자공학부 교수

1992년 8월~1994년 1월 Univ. of Toronto, 객원교수
 2002년 2월~2003년 1월 미국 국립표준연구소(NIST), 객원 연구원

<관심분야> 차세대 이동네트워크, BcN, 무선 메쉬 네트워크, 센서 네트워크, 이동성 관리 기술