

HIMIPv6: 광대역 무선 통신 네트워크를 위한 효율적인 IP 이동성 관리 프로토콜

정희원 정 현 구*, 김 영 탁**, 준희원 맹 승 렬*, 정희원 채 영 수**

HIMIPv6: An Efficient IP Mobility Management Protocol for Broadband Wireless Networks

Hyeongu Jeong*, Young-Tak Kim** *Reguler Members*,
Seungryoul Maeng* *Associate Member*, Youngsu Chae** *Reguler Member*

요 약

최근 들어 휴대형 무선 기기들의 보급이 확대되고 WiBro/WiMAX/HSDPA 등의 고속 무선 데이터 통신 시스템의 등장에 따라 무선 환경에서 인터넷을 효과적으로 사용할 수 있는 이동성 관리 프로토콜에 대한 관심이 증가하고 있다. MIPv6(mobile IPv6)는 IPv6 환경에서 이동성을 지원하기 위한 프로토콜로 제안되었고, 이동이 빈번한 셀룰라 환경에서 효율적인 이동성 지원을 위해서 MIPv6의 핸드오버 성능을 개선한 HMIPv6(hierarchical MIPv6)와 FMIPv6(fast handovers for MIPv6) 등의 새로운 프로토콜에 대한 연구가 활발히 이루어지고 있다.

본 논문에서는 HMIPv6의 계층구조를 이용한 효율적 이동성 관리의 장점과 FMIPv6의 선행적 (proactive) 핸드오버 지원에 의한 끊임없는 서비스 지원의 장점을 효과적으로 결합하여 이동이 빈번한 셀룰라 환경에 적합한 새로운 이동성 관리 프로토콜인 HIMIPv6(highly integrated MIPv6)를 제안한다. HIMIPv6는 선행적 이동성 관리를 하위 도메인내의 핸드오버뿐만 아니라 하위 도메인간의 핸드오버에도 적용함으로써 시스템 전체적인 이동성 관리 성능을 개선하였다. NS-2 시뮬레이션에 의한 성능 분석은 HIMIPv6가 빈번한 핸드오버 환경에서도 MIPv6, FMIPv6, 그리고 HMIPv6보다 이동성 지원에 필요한 신호 부하를 작게 발생시키고 핸드오버 상황에서의 서비스 끊김 현상이나 패킷 손실률도 작음을 보여준다.

Key Words : mobility support in IP networks, handover, HMIP, FMIP

ABSTRACT

With the increasing deployment of mobile devices and the advent of broadband wireless access systems such as WiBro, WiMAX, and HSDPA, an efficient IP mobility management protocol becomes one of the most important technical issues for the successful deployment of the broadband wireless data networking service. IETF has proposed the Mobile IPv6(MIPv6) as the basic mobilitymanagement protocol for IPv6 networks. To enhance the performance of the basic MIPv6, researchers have been actively working on HMIPv6 and FMIPv6 protocols. In this paper, we propose a new mobility management protocol, HIMIPv6 (Highly Integrated MIPv6), which tightly integrates the hierarchical mobility management mechanism of the HMIPv6 and the proactive handover

※ 본 연구는 정보통신부 및 정보통신연구진흥원의 대학 IT연구센터 지원사업의 연구결과로 수행되었습니다.

* 한국과학기술원 전자전산학과 컴퓨터구조 연구실 (hkjeong@camars.kaist.ac.kr, maeng@kaist.ac.kr),

** 영남대학교 전자정보공학부 (ytkim@yu.ac.kr, yschae@yu.ac.kr)

논문번호 : 2006-03-114, 접수일자 : 2006년 03월 09일, 최종논문접수일자 : 2006년 4월 11일

support of the FMIPv6 to enhance the handover performance especially for the cellular networking environment with high frequent handover activities. We have performed extensive simulation study using ns-2 and the results show that the proposed HIMIPv6 outperforms MIPv6, FMIPv6 and HMIPv6 in terms of signaling overhead, service interruption and packet lost during handovers.

I. 서론

전 세계적으로 인터넷의 보급이 늘어나고, PDA 같은 임베디드 시스템과 핸드폰과 같은 개인 무선 통신기기들을 통한 인터넷 접속 요구가 증대함에 따라 기존의 유선 네트워크 장치뿐만 아니라 이미 개발된 혹은 앞으로 개발될 3G/WiBro/WiMAX 등 고속 무선 통신 시스템을 All-IP 환경에 수용해야 필요성이 증대하고 있다. All-IP 유무선 통합망의 규모는 현재 인터넷을 훨씬 뛰어 넘을 것으로 예상되기 때문에 주소공간의 부족으로 문제를 겪고 있는 IPv4를 대신하여 IPv6가 기본 프로토콜로 채택될 것이다.

인터넷 표준화 기구인 IETF에서는 IPv6망의 이동성 지원을 위해 Mobile IPv6^[1], HMIPv6^[2]와 같은 프로토콜들을 제안하였다. HMIPv6는 MIPv6의 성능을 개선하기 위해서 계층적인 이동성 지원 구조를 도입하였다. HMIPv6는 하위 계층의 이동성 관리를 상위 계층의 이동성 관리와 분리하여 하위 계층내의 이동성 관리의 효율성을 증대하였고 상위 계층 홈 에이전트(home agent)의 신호 처리 부하를 감소하였다.

이동성 지원에서 또 하나의 중요한 요구사항은 끊임없는 연결(seamless connection)이다. 즉 하나 이상의 활성 세션(active session)을 가진 노드가 이동하였을 때 세션이 종료되거나 장시간 지체되지 않고 자연스럽게 이어져 사용자가 이에 대한 인식 없이 하던 일에 집중할 수 있도록 해야 한다.

이와 같이 이동성 지원의 두 가지 요구사항을 만족시키기 위해 IP망에서도 셀룰러 무선통신시스템과 마찬가지로 핸드오버(handover)를 지원한다. 그러나

MIPv6와 HMIPv6는 동작을 완료하는데 일정한 시간이 필요하고 그 시간 동안에는 패킷을 받을 수 없다는 단점이 있기 때문에 이를 보완하기 위해서 IETF는 추가적으로 FMIPv6^[3], S-Binding^[4]과 같은 프로토콜에 대한 표준화 작업을 진행하고 있으며, 학계에서는 S-MIP^[5], FF-HMIP^[6]과 같은 연구들이 발표되었다.

본 논문에서는 HMIPv6의 계층 구조를 이용한 효율적인 이동성 관리의 장점과 FMIPv6의 선행적(proactive) 핸드오버 지원에 의한 끊임없는 연결 서비스의 장점을 효과적으로 결합하여 새로운 IP 이동성 지원 프로토콜을 제안한다.

본 논문의 구조는 다음과 같다. 2장에서는 지금까지 나온 프로토콜의 장단점을 분석한 뒤, 3장에서는 본 연구에서 새롭게 제안하는 HIMIPv6를 기술하고, 이에 대한 성능평가를 수행한 다음(4장), 결론(5장)을 맺는다.

II. 관련 연구 및 연구 동기

2.1 용어정리

논문의 편의상 앞으로 자주 사용할 용어 및 약어에 대해 표 1에 정리하였다.

접미사 i는 위에 정리한 약어들 다음에 붙어서 각 약어들의 순서를 결정한다. 즉, AR1은 첫 번째 AR을 의미하며 CoA1은 AR1에 의해 유도되는 첫 번째 CoA를 의미한다. 접두사 p와 n 역시 위와 유사하게 사용된다. 예를 들어 MN이 AR1에서 AR2로 이동하였을 경우 pAR은 AR1, nAR은 AR2가 된다. 마지막으로 특별한 경우를 제외하고 각 프로

표 1. 자주 사용하는 용어정리

MN	mobile node	HoA	home address
CN	correspondent node	CoA	care-of address
CN+	CN with bindings	LCoA	on-link CoA
HA	home agent	RCoA	regional CoA
MAP	mobility anchor point	[addr1,addr2]	binding
AR	access router	prefix p	이전
suffix i	i 번째	prefix n	다음

토콜의 버전 넘버 v6는 생략한다.

2.2 IETF 표준 프로토콜

2.2.1 HMIPv6

HMIP은 핸드오버에 의해 생기는 시그널링 부하를 줄이기 위해 바인딩 관리에 계층구조를 도입하였다. 즉 MN과 HA, CN+ 사이에 MAP을 두고 MAP 도메인 안에서의 핸드오버를 HA와 CN+에게 숨김으로써 MN이 이들의 바인딩을 갱신하는 횟수를 줄였다.

HMIP에서도 MIP과 동일한 이유로 패킷 손실이 발생한다. Intra-MAP 핸드오버에서는 MAP이 상대적으로 HA보다 MN에 가깝기 때문에 MIP에 비해 손실되는 패킷의 수가 줄어들거나 완전히 없어지는 것은 아니며, Inter-MAP 핸드오버의 경우에는 MAP에 바인딩 갱신하는 시간이 추가되므로 MIP에 비해 더 안 좋은 성능을 보인다.

2.2.2 FMIPv6

MIP과 HMIP에서 패킷 손실이 발생하는 원인은 IP 접속점을 바꾼 다음에 바인딩을 생성하는데 있다. FMIP에서는 MN이 어떤 AR로 이동할 것인지 예측해서 미리 바인딩을 만들고 갱신함으로써 패킷 손실을 줄였다. MN은 pAR, nAR의 도움으로 nCoA의 유효성을 미리 알 수 있으며, 핸드오버를 수행하는 도중 pAR이 임시 HA로 동작하기 때문에 핸드오버 소요시간에 의해 생기는 패킷 손실을 없앴다.

하지만 패킷이 HA, MAP, pAR에서 각각 터널링되므로 패킷 사이즈가 커지며, 언제 핸드오버를 시작해야 하는지 정확히 예측하기가 힘들고, nAR을 잘못 예측했을 때 즉 false-alarm이 일어났을 때 치러야 할 비용이 크다. 또한 MN이 두 AR 사이를 빠르게 왕복하는 ping-pong 상황에 취약하다는 단점이 있다.

2.2.3 S-Binding

FMIP이 가진 핸드오버 시작시점을 정확히 예측하기 어렵다는 점과, false-alarm에 취약하다는 점을 보완하기 위해 S-Binding이 제안되었다. 이 기법은 바인딩을 만들 때 하나의 HoA에 하나의 CoA만 대응되어야 한다는 제약을 완화한 것으로 이름에서 알 수 있듯이 하나의 HoA에 여러 개의 CoA를 대응시킬 수 있도록 하였다. 이때 바인딩은 [HoA, (CoAi, CoAj, CoAk, ...)]와 같다. S-Binding을 가진 객체(HA, MAP, 또는 AR)는 HoA를 목적으로

하는 패킷을 받았을 때 해당 엔트리에 있는 모든 CoA로 패킷을 시뮬캐스트(simulcasting)한다.

S-Binding의 문제점은 같은 패킷을 동시에 여러 AR에 중복 전송함으로써 네트워크 자원의 낭비가 발생하고, MN이 같은 패킷을 2번 이상 받을 수 있다는 것이다.

2.3 연구 동기

본 연구를 수행하게 된 동기에 대해 살펴보기 위해 FMIP이 가지고 있는 문제점에 대해 좀 더 자세히 살펴보자.

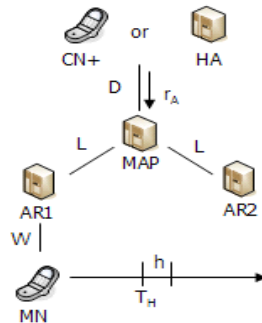


그림 1. FMIP의 상세 분석

그림 1은 HMIP에서 FMIP을 사용해 핸드오버하는 상황을 나타낸다. 본 논문에서는 두 프로토콜이 동시에 그리고 독립적으로 동작하는 경우를 FHMIP라고 하였다. MN은 T_H 에 AR1과의 연결을 끊고, h 시간 후에 AR2에 연결된다. D , L , W 는 딜레이(delay)로 각 객체 간 패킷이 전달되는 시간을 의미한다. 즉 W 는 AR1에서 MN으로 패킷이 전달되는데 걸리는 시간이다. 마지막으로 r_A 는 MAP에 패킷이 도달하는 속도(rate)이다.

FMIP에서 패킷 손실을 막기 위해 핵심적으로 사용하는 기법인 'pAR(AR1)에 의한 터널링'은 다음과 같은 문제를 야기한다. 첫째로 패킷 도달시간이 증가한다. AR1은 MN에게 FBACk을 보낸 다음부터는 CoA1로 오는 패킷을 가로채 CoA2로 터널링하며, 따라서 패킷 도달 시간이 $2L$ 만큼 늘어난다. 이러한 상황은 MN이 AR2에 연결된 다음 MAP의 바인딩을 갱신할 때까지 지속된다.

두 번째 문제는 비순차적 패킷 수신(packet re-ordering)이다. MAP이 i 번째 패킷과 $i+1$ 번째 패킷 사이에 CoA2에 대한 BU 메시지를 받았다고 가정하면, 각 패킷의 도달 시간 t 는 각각 $t(i) = D+3L+W$, $t(i+1) = D+L+W$ 로 $t(i) > t(i+1)$ 이 된다. 따라서 $i+1$ 번째 패킷이 MN에 먼저 도착한다는 것

을 알 수 있으며 이것은 L과 r_A 가 클수록 더 많은 패킷이 엇갈려 도착한다는 것을 의미한다.

마지막으로 MAP-AR2 링크에서 병목현상(congestion)이 발생할 수 있다. MAP의 바인딩이 갱신 되면 MAP은 MN에게 직접 패킷을 전송한다. 이때 MAP-AR2 링크에는 일정기간 pAR에 의해 터널링된 패킷과 MAP이 직접 보내는 패킷이 몰리게 된다. 즉 한 링크에 $2 * r_A$ 의 속도로 패킷이 보내지는 결과가 된다. 따라서 L이 클수록, MN의 플로우가 여러 개일수록 MAP-AR2 링크에 걸리는 부하가 커진다. 서비스가 제공되는 실제 상황을 고려해보면 한 번에 다수의 MN이 핸드오버를 하는 상황은 빈번하게 발생할 것이며 병목 현상이 된 링크에 병목현상이 발생하게 될 것이라는 것은 쉽게 예측할 수 있다.

위에 언급한 것 이외에도 FMIP는 다음과 같은 문제점을 가지고 있다. FBU를 처리하고 응답하는데 일정한 시간이 필요하므로 MN은 적어도 $T_H(2W + 4L)$ 보다 전에 nAR을 예측하여 pAR(AR1)에게 FBU를 보내야 한다. 그러나 MN은 T_H 가 되어야 실제로 nAR(AR2)를 결정할 수 있으며 이 시간차이로 인해 false-alarm이 발생한다. 더구나 T_H 는 예측 불가능한 값이다.

또한 MN이 pAR과 nAR의 경계에서 둘 사이를 왕복할 때 즉 ping-pong 현상이 발생했을 때 대비책이 미비하다. 이 경우 pAR은 nAR로 터널링하고, nAR은 다시 pAR로 터널링 하기 때문에 두 AR 사이에서 패킷이 지속적으로 왕복하다 버려지는 현상이 발생할 수 있다.

이러한 문제점을 해결하기 위해 S-MIP^[5]과 FF-HMIP^[6] 등이 제안되었다. 이러한 연구들에서는 네트워크에서 MN의 움직임을 추적하는 등의 기법을 사용하여 성능을 높였으나 보행속도에 최적화되어 있거나 추가적인 객체가 필요하다는 문제점이 있다. 또한 지금까지의 연구 추세를 보면 한 도메인 안에서 MN이 이동했을 때의 성능 향상에 초점이 맞추어져 있었고, 도메인 간 핸드오버에는 별다른 연구가 없었다.

따라서 본 논문에서는 추가적인 객체 없이 기존 프로토콜들의 장점을 취합해 높은 성능과 안정성을 얻고, 도메인 내부적인 핸드오버와 도메인 간 핸드오버를 모두 지원하는 프로토콜을 제시하였다.

III. Highly Integrated MIPv6 (HIMIPv6)

HIMIP은 이름이 의미하는 것처럼 현재 표준으로

제안된 HMIP, FMIP, S-Binding의 장점을 하나로 묶어 핸드오버 성능을 높인 통합 프로토콜이다. HIMIP은 HMIP의 계층구조를 이용해 빈번한 핸드오버에 의한 시그널링 부하를 줄였고, 패킷 손실을 줄이기 위해 바인딩을 미리 만드는 FMIP의 메커니즘을 사용하였으며, false-alarm에 대비해 S-Binding을 이용하였다. 그 외에 몇 가지 추가적인 특징을 가지고 있다.

이번 장에서는 본 논문에서 제안하는 HIMIP 프로토콜과 디자인 이슈에 대해 상세히 설명한다.

3.1 프로토콜 기술

3.1.1 Intra-MAP 핸드오버

그림 2는 HIMIP의 Intra-MAP 핸드오버 절차를 보여준다. MN은 필요할 때 RtSolPr/PrRtAdv로 주변 AR의 정보 즉 [(AP-ID, AR-Info)]을 수집한다. 이 정보를 바탕으로 MN은 하나 이상의 candidate LCoA를 생성하고 MAP에게 FBU+ 메시지를 보낸다. FMIP에서는 candidate LCoA를 하나만 사용했지만 본 프로토콜에서는 다수의 candidate LCoA를 사용하므로 FBU를 확장하고 이를 FBU+라고 하였다.

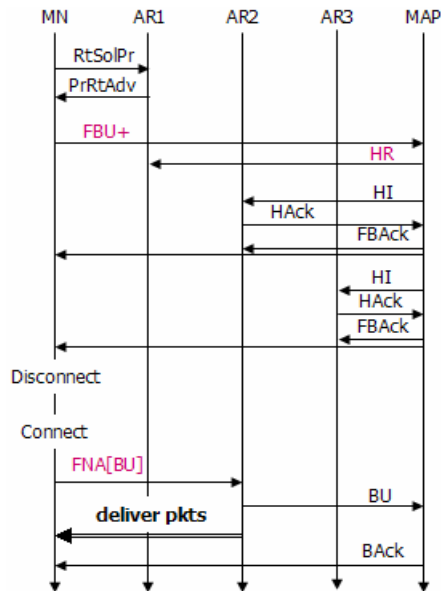


그림 2. HIMIP의 Intra-MAP 핸드오버

MAP은 FBU+를 받으면 pAR(AR1)에게 HR (handover ready) 메시지를 B flag를 1로 설정해서 보낸다. HR 메시지는 본 프로토콜을 위해 새로 제안한 메시지이며 FMIP의 HI/HAcK과 같이 ICMP 패킷이다. HR 메시지는 3가지 flag를 가지고 있으며

각 flag의 의미는 아래와 같다.

-
- B flag: buffer packets
- T flag: create tunnel
- A flag: ack required

pAR은 B flag가 1로 설정된 HR 메시지를 받으면 이후 패킷에 대해 버퍼링한 후 MN에게 전달한다. pAR에서 버퍼링을 하는 이유는 false-alarm이나 ping-pong 상황에서 패킷 손실을 줄이기 위함이다.

또한 MAP은 FBU+를 받으면 시물케스트를 수행한다. 본 프로토콜에서는 패킷이 시물케스트 된다는 것을 표시하기 위해 S-MIP에서처럼 IP 헤더에서 한 비트를 취해 S flag라고 이름 붙였다. S flag가 1이면 MAP에 의해 시물케스트 된 패킷임을 의미한다. 또한 MAP은 시물케스트 되는 모든 패킷에 시퀀스 번호를 붙인다. 시퀀스 번호를 위하여 IP 헤더에 옵션을 하나 추가하였다. 이 옵션은 MAP에 의해 터널된 패킷에 붙는 것으로 원본 패킷에는 어떠한 수정도 가해지지 않는다. 시퀀스 번호를 사용하는 이유는 나중에 기술한다.

여기서 한 가지 고려해야 할 문제가 있다. 시물케스트를 하기 위해서 MAP은 모든 candidate LCoA의 유효성을 판단해야 하며 이를 위해 약간의 시간이 소요된다. 만약 유효성 검사가 모두 끝난 후 시물케스트를 시작하면 MN은 이유 없이 서비스가 중단되는 경험을 하게 된다. 따라서 MAP은 임시로 패킷을 복사해서 하나는 MN에게 전송하고, 다른 하나는 유효성 검사가 끝날 때까지 버퍼에 저장한다.

유효성 검사를 위해 MAP은 candidate AR(AR2, AR3)과 HI/HAck을 교환한다. HI/HAck 메시지는 FMIP과 동일한 의미로 사용한다. HI를 받은 AR은 candidate LCoA의 가용여부를 판단해서 HAck을 보내고 버퍼를 생성한다. MAP이 candidate AR로부터 HAck을 받았을 때 candidate CoA가 유효했다면 S-binding을 형성하고, 그렇지 않았다면 MAP-to-AR 터널을 형성한다. 후에 MAP은 nLCoA로 FBACk을 보낸다. 모든 candidate AR과 HI/HAck 메시지를 주고받았으면 MAP은 버퍼에 저장된 패킷을 포함하여 시물케스트를 시작한다.

L2연결이 회복 된 후에 MN은 앞에서 얻은 [(AP-ID, AR-Info)] 정보와 현재 AP-ID를 통해 nAR(AR2)을 판단하고, 이를 이용해 FNA에 사용할 주소를 결정 후 FNA[BU]를 보낸다. nAR은 FNA를 받으면 유효성을 확인한다. 만약 유효하지 않다면

BU를 버리고 FMIP에서처럼 RtAdv-NAAck를 보낸다. 만약 유효하다면 BU를 MAP에게 전달한다. BU를 받은 MAP은 시물케스트를 종료함으로써 모든 프로토콜의 과정을 마친다.

MN은 또한 FNA를 보낼 때 마지막 받은 패킷의 시퀀스 번호를 같이 보낸다. nAR은 자신의 버퍼에서 S bit이 1로 설정되어 있는 패킷의 시퀀스 번호를 검사하고 이보다 낮은 패킷은 버린 다음 버퍼에 있는 패킷을 차례로 전송한다. 이렇게 함으로써 패킷이 중복 수신되는 것을 방지한다.

3.1.2 Inter-MAP 핸드오버

Intra-MAP 핸드오버와 마찬가지로 MN은 RtSolPr/PrRtAdv로 주변 AR의 정보를 수집한다. 이때 이 두 메시지는 MAP 정보까지 알 수 있도록 변경이 필요하다. 즉 [(AP-ID, AR-Info, MAP-Info)]이 되어야 한다. HMIP의 경우에서도 RtAdv에 MAP 정보도 포함하도록 되어있기 때문에 이에 맞게 PrRtAdv를 변경해야 할 것이다.

만약 MN이 Inter-MAP 핸드오버를 해야 하는 상황이라면 각각의 MAP에 대해 FBU+를 만든 다음 이를 묶어 pMAP(MAP1)에게 보낸다. pMAP은 FBU+를 살펴보고 자신이 직접 처리해야 하는 것과 nMAP이 처리해야 하는 것을 구분한다. nMAP을 모두 찾아낸 다음 MAP-to-MAP 터널을 만들기 위

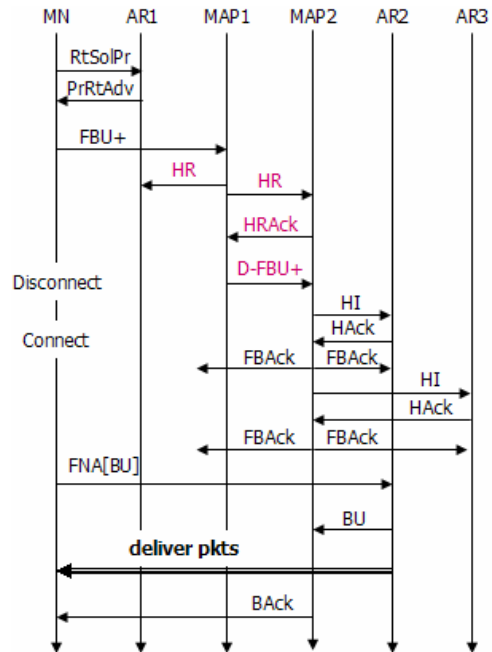


그림 3. HIMIP의 Inter-MAP 핸드오버

해 각각의 nMAP(MAP2)과 HR/HRAck 메시지를 주고받는다. HR 메시지를 보낼 때 T, A flag 1로 설정한다. nMAP은 HR 메시지에 따라 pMAP과 터널을 만들고, 이에 대해 HRAck 메시지로 응답한다. 만약 두 MAP간 context 전송을 해야 한다면 HR/HRAck를 통해 한다.

pMAP은 터널이 형성되면 MN을 대신하여 FBU를 전달한다. 이를 우리는 D-FBU+(delegated FBU+)라고 명명하였다. 그 후 pMAP은 FMIP에서처럼 임시 HA가 되어 nMAP에게 패킷을 터널링하며 각각에 로컬에서와 동일한 시퀀스 번호를 붙인다. nMAP은 자신의 도메인에 시물케스트 할 때 이 시퀀스 번호를 그대로 사용한다.

D-FBU+를 받은 nMAP은 Intra-MAP 핸드오버의 경우와 마찬가지로 candidate AR(AR2, AR3)과 HI/HAck 메시지를 교환한다. nMAP이 시물케스트를 시작하려면 모든 candidate AR로부터 HAck을 받아야 하며 그 전에 pMAP으로부터 오는 패킷은 p-buffer에 저장한다. 이후 절치는 Intra-MAP 핸드오버와 동일하다.

HIMIP에 따라 핸드오버를 마친 MN은 MAP이 변경되었으므로 HA/CN+에 BU 메시지를 보내어 표준 바인딩 갱신을 시도한다. 이때 일시적으로 nMAP은 한 MN에 대해 pRCoA(RCoA1), nRCoA(RCoA2) 두 경로로 패킷을 받게 되며 FMIP에서처럼 nRCoA 패킷이 MN에 먼저 도착하는 문제가 발생한다. 이를 위해 nMAP에 이중 버퍼링(double buffering)을 도입하였다. nMAP은 pRCoA는 p-buffer에, nRCoA는 n-buffer에 저장하고, p-buffer를 다 비운 이후에 n-buffer를 비워 패킷 순서 뒤바뀔 문제를 해결한다.

이중 버퍼링을 사용할 때 다음을 고려해야 한다. n-buffer를 비우기 전에 nMAP는 p-buffer에 더 이상 패킷이 도착하지 않는다는 것을 확인하기 위해 일정시간 기다려야 한다. 이 시간이 너무 짧으면 비순차적 패킷수신 문제가 발생하며, 너무 길면 시간을 낭비하게 된다. HIMIP에서는 타이머를 사용하여 p-buffer에 패킷이 도착할 때마다 다음의 식을 따라 타이머를 갱신하고, 타이머가 끝나면 n-buffer를 전송하도록 했다.

$$\begin{aligned} \text{avg_delay} &= \text{avg_delay} * \alpha + (\text{NOW} - \text{last}) * \beta \\ \text{last} &= \text{NOW} \\ \text{timer.resch} &(\text{avg_delay} * 1.2) \end{aligned}$$

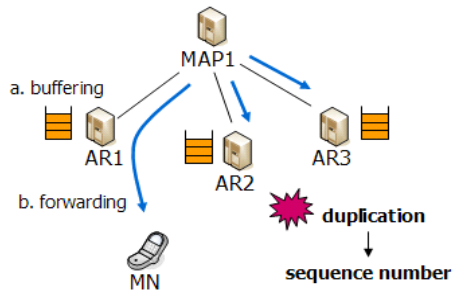


그림 4. Intra-MAP 핸드오버에서의 패킷 전달

3.2 HIMIPv6의 디자인 이슈와 분석

3.2.1 Inter-MAP 핸드오버

그림 4는 HIMIP에서 Intra-MAP 핸드오버를 할 때 패킷이 전달되는 모습을 보여준다. 그림에서 굵은 화살표는 패킷의 전달경로이며, 한 패킷이 AR1, AR2, AR3으로 시물케스트 되고 있음을 나타낸다. 각 AR들은 받은 패킷을 버퍼링(a)하며, pAR(AR1)은 버퍼링과 동시에 패킷을 전달(b) 하고 있음을 보여준다. HIMIP에서는 FMIP에서와 달리 ‘pAR에 의한 터널링’을 사용하는 대신 ‘MAP에 의한 시물케스트’를 사용한다. 이렇게 디자인한 것은 다음과 같은 이유 때문이다.

(1) false-alarm의 발생확률 줄이기

FMIP에서는 핸드오버 대상 AR을 하나만 선택하도록 하는데 비해서 HIMIP에서는 여러 AR로 핸드오버 할 수 있도록 가능성을 열어두었기 때문에 FMIP에 비해 false-alarm의 가능성이 매우 낮다는 것을 알 수 있다.

(2) 순차적 패킷수신

HIMIP에서는 패킷이 pAR로 갔다가 돌아오는 일이 없기 때문에 비순차적 패킷수신이 일어날 가능성을 근본적으로 제거하였다. 또한 MAP-AR 링크에 핸드오버 과정에 2배의 부하가 걸리는 경우도 발생하지 않는다.

(3) Ping-pong 현상에 대한 대비

FMIP에서는 MN이 빠르게 여러 AR 사이를 이동할 경우 AR에 의한 터널링 체인이 생기며, 다시 시작점으로 돌아오면 이것이 서클을 이룬다는 문제점이 있다. 주로 여러 AR이 겹치는 지점에서 생기는 문제인데 HIMIP에서는 이런 문제가 발생하지 않으며, 패킷은 각 AR에 의해 보관 되므로 패킷 손실이 발생할 가능성도 매우 낮은 것을 알 수 있다.

(4) 암시적인 FBACk

HIMP의 동작을 그림 1의 관점에서 보면 MN은 MAP에 FBU+를 보내면 2(L+W) 후에 S flag가 1인 패킷을 받게 된다. 이것은 MAP이 FBU+를 성공적으로 받았다는 것을 의미하며 매 패킷마다 확인할 수 있으므로 HIMP은 이것을 암시적인 FBACk으로 사용한다. 반면 FMIP에서는 FBACk을 받기 위해 4L+2W의 시간이 필요하므로 HIMP 보다 약 2L의 시간이 더 걸리는 것을 알 수 있다. 이로 인해 HIMP은 FMIP에 비해 predictive mode로 동작할 가능성이 높아지는 것을 알 수 있다.

HIMP에서도 MN으로 전달되는 패킷이 빈번하지 않은 경우를 대비해 명시적으로 MAP이 FBACk을 보낸다. 단 핸드오버 성능이 중요한 때는 빈번하게 패킷을 주고받는 경우이므로 암시적인 FBACk을 사용하는 것은 여전히 유용하다고 할 수 있다.

(5) 패킷 크기 감소

FMIP이 HMIP 위에서 동작할 경우 패킷은 HA에서 한번, MAP에서한번, 그리고 AR에 의해 한번 이렇게 총 3번 터널링 된다. IPv6의 경우 헤더의 크기가 40 바이트이므로 원본 패킷에 비해 120바이트가 더 커진다. air link는 자원에 민감하므로 FMIP에 비해 터널링을 한번 덜하는 HIMP이 좀 더 유리하다고 할 수 있다.

3.2.2 Inter-MAP 핸드오버

Inter-MAP 핸드오버는 두 개 이상의 MAP 도메인이 핸드오버 과정에 관여될 때 발생한다. 그림 5는 MAP1 도메인에서 MAP2 도메인으로의 핸드오버를 나타낸다. MN은 현재 AR2에 연결되어 있으며AR1, AR3, AR4로 핸드오버할 가능성이 있는 상황이다.

Inter-MAP 핸드오버를 위해 HIMP에서는 MAP간 터널링을 사용한다. pMAP(MAP1)에서 nMAP(MAP2)으로 터널링 하는 것은 FMIP의 기법과 유사하나 pMAP이 직접 다른 도메인에 있는 candidate AR(AR3, AR4)로 직접 시물케스트 하지 않고 nMAP에 의뢰하도록 설계한 이유는 다음과 같다.

(1) 역(reverse) 터널링의 방지

pMAP이 직접 시물케스트 하는 경우 MN이 보내는 패킷은 항상 pMAP을 거쳐야 하는 문제가 발생한다. 좀 더 자세한 설명을 위해 src에서 dst로 가는 패킷을 P(src, dst, data)라고 정의하자. MN에

nAR로 핸드오버 했다고 가정하자. 이때 MN이 CN에게 보내는 패킷은 P(HoA, CN, data)이 된다. 다음으로 이 패킷을 HA로 보내기 위해 이 패킷을 캡슐화(encapsulation) 하면 P(pRCoA, HA, P(HoA, CN, data))이 된다. 소스 주소가 pRCoA이므로 이 패킷은 네트워크 정책에 따라 nMAP에서 필터링 될 가능성이 있다. 따라서 MN은 이것을 방지하기 위해 한 번 더 캡슐화 시키고 최종 패킷 모습은 P(nLCoA, pMAP, P(pRCoA, HA, P(HoA, CN, data)))이 된다. 따라서 MN은 패킷을 보내거나 받을 때 항상 pMAP을 통해야만 하며 이로 인해 패킷의 전달 경로가 길어지게 된다.

HIMP에서 nMAP은 MN과 pMAP, pMAP과 nMAP 사이의 신뢰관계(trusted relationship)에 근거하여 pRCoA를 신뢰하며, pMAP과 nMAP 사이에 터널을 형성할 때 필터를 열어 MN이 바로 pRCoA를 사용할 수 있도록 하였다.

(2) 시물케스트의 확장

그림 5에서 MAP2는 MN에 대한 바인딩을 [RCoA1, (LCoA3, LCoA4)]와 같이 가지고 있어 MN이 AR3 혹은 AR4로 핸드오버할 경우 패킷 손실이 발생하지 않는다. 하지만 MN이 MAP2 도메인에 있는 또 다른 AR 즉 AR5로 가야 할 경우가 발생한다면 패킷 손실 등의 문제가 생긴다. 이러한 상황에 대처하기 위해 HIMP에서는 ‘한번 FBU 메시지를 보내면 핸드오버 끝날 때 까지는 다시 보낼 수 없다’는 기존 프로토콜의 제약을 풀어서 ‘프로토콜 진행 중에도 몇 번의 FBU를 보낼 수 있게’ 하였다.

pMAP이 각 도메인에 있는 nMAP에게 시물케스트를 의뢰하면 나중에 보내진 FBU에 대한 처리를 각 도메인에 있는 nMAP에서 직접 하기 때문에 응답속도 면에서 빠르다는 이점이 있다. 이 확장된 개념은 Intra-MAP 핸드오버에도 적용할 수 있다.

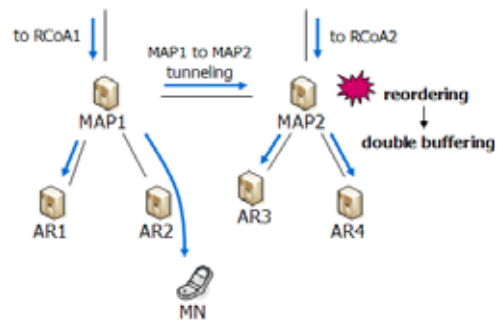


그림 5. Inter-MAP 핸드오버시 패킷 전달

IV. 실험 결과 및 토의

본 논문에서 제안한 HIMIP의 성능을 평가하기 위해 ns-2^[7]를 이용하여 실험을 수행하였다. mobiwan^[8]의 MIPv6 구현을 기반으로 HMIP, FMIP, HIMIP을 구현하였다. FMIP은 MIP 혹은 HMIP과 같이 동작한다. 편의상 HMIP + FMIP를 FHMIP로 표기한다.

4.1 실험환경 설정

실험을 위해 10개의 노드로 그림 6과 같이 토폴로지를 구성하였다. MN과 CN이 서로 통신하는 노드이며 MN은 움직임을 가지고 있다.

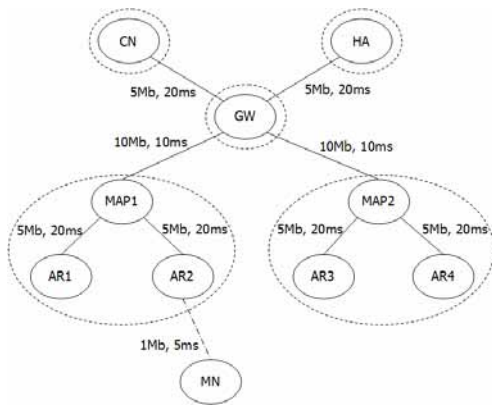


그림 6. 실험 토폴로지

4.1.1 이동성 패턴

MN은 처음에 AR1에 연결되어 있다가 실험 시작 후 10초가 지나면 AR1에서 AR2로, 30초에 AR2에서 AR3로, 50초에 AR3에서 AR4로 이동한다. L2 핸드오버는 하드 핸드오버를 가정하였으며 10, 30, 50초에 연결이 끊어졌다 0.15초 뒤에 다음 AR과 연결이 되도록 설정했다.

4.1.2 트래픽 패턴

트래픽으로는 핑(ping)을 사용하였다. CN은 MN이 핸드오버 하기 0.3초 전부터 150개의 패킷을 0.01초 간격으로 MN에게 보내며 핸드오버가 일어날 때마다 이를 반복하도록 하였다. 성능 측정을 위해 패킷 크기를 512, 1024, 2048 바이트로 변화시켰고, 무선에서의 에러나 손실은 없다고 가정하였다.

4.1.3 실험대상

실험대상으로 FHMIP과 HIMIP를 사용하였다. FMIP은 pAR에서 터널링 된 패킷을 nAR에서 버퍼

링하는 것을 허용하기도 하는데 HIMIP은 기본적으로 nAR에서의 버퍼링을 사용하지로 공정성을 위해 FMIP에서 버퍼링하는 경우도 성능을 측정하였으며 이 경우를 FHMIP-b라고 하였다. 버퍼의 크기는 50으로 설정했다.

각 프로토콜은 L2 연결이 끊기기 0.15초 전에 FBU 메시지를 보냄으로써 시작한다. 실험은 총 70초 동안 수행하여 결과를 얻었으며 이중 각 프로토콜의 특징을 뚜렷이 보여주는 결과만을 취해서 그래프로 나타내었다.

4.2 패킷 손실

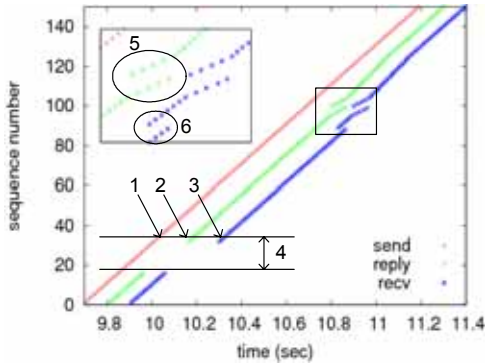
그림 7은 Intra-MAP 핸드오버에서 패킷 크기가 1024 바이트 일 때 핑의 성능을 보여준다. x축은 시간이고, y축은 핑의 일련번호(sequence number)를 나타낸다. 그림 7.a에서 1, 2, 3은 각각 n번째 패킷에 대해 CN이 보낸 시각(send), MN이 응답을 보낸 시각(reply), CN이 응답을 받은 시각(recv)을 나타낸다.

그림 7.a의 4에서 볼 수 있듯이 FHMIP 기법은 MN이 9.95초부터 10.16초까지 약 210ms 동안 CN으로부터 패킷을 받지 못했으며 16개의 패킷을 잃어버리는 결과를 보였다. 이렇게 핸드오버에 의해 패킷을 받지 못하는 시간을 t_L 이라 했을 때 150ms의 L2 핸드오버를 고려해도 60ms 정도 더 걸리는 것을 알 수 있었다. 그 이유를 구체적으로 살펴보면 다음과 같다.

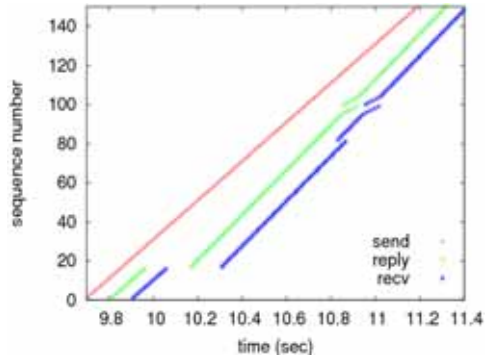
MN은 9.85초에 FBU를 AR1에게 보내어 핸드오버를 시작한다. AR1은 약 9.94초에 FBBack을 MN에게 보내고, AR2로 포워딩을 시작한다. AR1이 보낸 마지막 패킷이 9.95초에 도착하고 이때부터 10초까지 50ms 가량 MN은 AR1에 연결되어 있음에도 불구하고 데이터를 받지 못 한다. 나머지 10ms는 패킷을 보내는 주기(10ms)와 패킷이 AR-MN 링크를 거치는데 걸리는 시간 때문에 발생한다.

그림 7.b에서 보인 것처럼 FHMIP-b에서는 AR2에서 패킷을 버퍼링하기 때문에 패킷 손실이 생기지 않았다. 하지만 FHMIP에서와 같은 이유 때문에 t_L 이 약 220ms이었다.

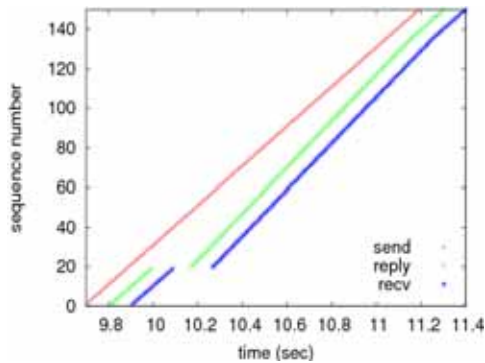
HIMIP의 결과는 그림 7.c에서 볼 수 있다. 이때 t_L 은 180ms(9.99s~10.17s)로 FHMIP-b 보다 40ms 정도 적었는데 이는 MN이 AR1에서 연결이 끊어질 때까지 패킷을 받았기 때문이다. 즉 HIMIP에서는 pAR이 터널링 해야 할 의무가 없으므로 MN이 링크를 떠날 때까지 지속적으로 서비스를 제공할 수 있다는 이점이 있다는 것을 알 수 있었다.



a. FHMP



b. FHMP-b



c. HIMP

그림 7. Intra-MAP 핸드오버에서의 패킷 손실과 비순차적 수신 (1024B)

4.3 비순차적 패킷수신

그림 7.a의 보조 그래프는 10.79s~10.87s 구간을 확대하여 나타낸 것이다. 5는 MN에서 비순차적 패킷수신이 발생하는 것을 보여준다. MN은 -95-100-96-101-97-102-98-103-99-104- 순으로 패킷을 받아 10개의 패킷이 순서가 섞여서 수신한 결과를 보였다. 이렇게 비순차적 패킷수신이 생기는 이유는 앞에서 설명한 것과 같이 패킷손실을 막기 위해 FMIP에서 pAR에 의한 터널링 기법을 사용하기 때

문이다.

그림 7.a의 6번은 CN에서 발생하는 비순차적 패킷수신을 보여준다. FMIP에서는 MN이 보낸 패킷이 nAR(AR2)에서 패킷이 필터링 되는 것을 막기 위해 MAP의 바인딩을 갱신하기 전까지 역 터널링을 사용하는데 이로 인해 생긴 결과이다.

FHMP-b에서도 역시 비순차적 패킷수신 문제가 발생한다. FHMP-b의 결과는 그림 7.b에서 볼 수 있다. HIMP의 경우에는 그림 7.c에서 볼 수 있듯이 비순차적 패킷수신이 발생하지 않았다. HIMP에서는 시퀀스리스트를 사용하기 때문이다.

4.4 프로토콜의 성능비교

그림 8은 Intra-MAP 핸드오버의 경우 CN에서 MN으로 핑 패킷이 도달하는데 걸리는 시간(travel time)에 대해 FHMP, FHMP-b, HIMP 사이의 성능을 비교한 그래프이다. 패킷 크기는 512 바이트이다. x축은 핑의 일련번호를 나타내고, y축은 시간을 나타내며 단위는 ms이다. 그래프에서 1번은 FHMP의 결과이고, 2번과 3번은 각각 FHMP-b와 HIMP의 결과이다.

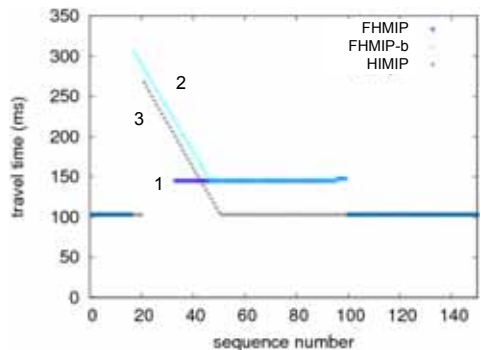


그림 8. Intra-MAP 핸드오버에서 FHMP, FHMP-b, HIMP의 CN-MN 패킷 도달 시간 비교 (512B)

안정된 상태에서 CN이 보낸 패킷이 MN에 도달하는데 걸리는 시간 t_{travel} 은 약 100ms 정도이다. 이 값은 핸드오버 할 때 MN이 사용하는 프로토콜에 따라 다르게 변화한다. FHMP의 경우에는 16번부터 32번 패킷까지 손실되고, 33번부터 99번까지는 145ms로 증가했다 그 후에 원상태를 회복하는 것을 알 수 있었다.

t_{travel} 이 증가하는 이유는 패킷이 pAR(AR1)을 거쳐 오기 때문이며 이 값이 일정기간 (약 67패킷) 지속되는 것은 FMIP와 HIMP이 독립적으로 동작하기 때문이다. 즉 100번째 패킷에서야 MAP이 BU를

받아 nAR(AR2)로 직접 보낸다.

FHMIP-b의 경우에는 패킷손실이 발생하지 않는 대신 16번부터 47번 패킷에 버퍼에서 기다리는 시간이 추가되었다. 단 처리율이 도착율보다 빠르기 때문에 패킷 전송이 시작되면 빠르게 큐가 비워지므로 t_{travel} 이 빠르게 감소하는 것을 알 수 있었다. 48번부터 99번까지 t_{travel} 이 증가된 것은 FHMIP에서와 같은 이유 때문이다.

HIMIP 역시 버퍼를 사용하므로 전반부에는 FHMIP-b와 유사한 형태를 보인다. 다만 pAR에 의해 돌아오는 패킷이 없기 때문에 같은 일련번호를 가진 패킷이라면 약 20ms 정도 먼저 MN에 도착한다. 또한 HIMIP에서는 50번째 패킷까지 버퍼에 기다리는 시간이 추가되고 그 뒤로는 예전 수준을 회복하여 다른 프로토콜에 비해 대략 50개의 패킷에 대해 이득을 얻었는데 이것은 nAR(AR2)에 연결되자마자 바로 FNA[BU]를 보내 바인딩 갱신을 하기 때문이다.

4.5 Inter-MAP 핸드오버

그림 9는 Inter-MAP 핸드오버에서 핑 성능을 나타낸 그래프이다. 이때 사용한 패킷은 크기가 1024 바이트이다. Inter-MAP 핸드오버의 경우 그림 9.a의 보조 그래프에서 볼 수 있는 것과 같이 더 많은 패킷(14개)이 순서가 엇갈려서 도착하였다. 또한 그림 9.a의 1에서처럼 Intra-MAP 핸드오버에서는 볼 수 없었던 CN에서의 패킷 손실이 있었다.

구체적으로 pAR과 nAR(AR3)가 다른 도메인에 속해있어 전송지연시간이 길어졌기 때문에 MN이 pAR(AR2)에서 FBACk을 받지 못해 reactive mode로 전환되었기 때문이다. MN은 nAR에서 FBACk을 다시 받기까지 pLCoA를 사용하여 패킷을 보내는데 이것이 nAR에서 필터링 됐기 때문에 CN에서 패킷 손실이 발생한다. 또한 FHMIP-b 역시 이와 유사한 결과를 보였다.

한 가지 특이한 점은 FHMIP과 FHMIP-b 두 프로토콜 모두 MN이 연결이 끊어지기 전까지 pAR로부터 계속 패킷을 받는다는 것이다. 이는 reactive mode로 인해 생긴 side effect이다. HIMIP의 경우에는 Intra-MAP에서와 마찬가지로 우수한 결과를 보였다.

4.6 이중 버퍼링의 영향

그림 10은 MN이 AR2에서 AR3로 핸드오버 했을 때 CN-to-MN의 전송 시간을 보여주는 그래프

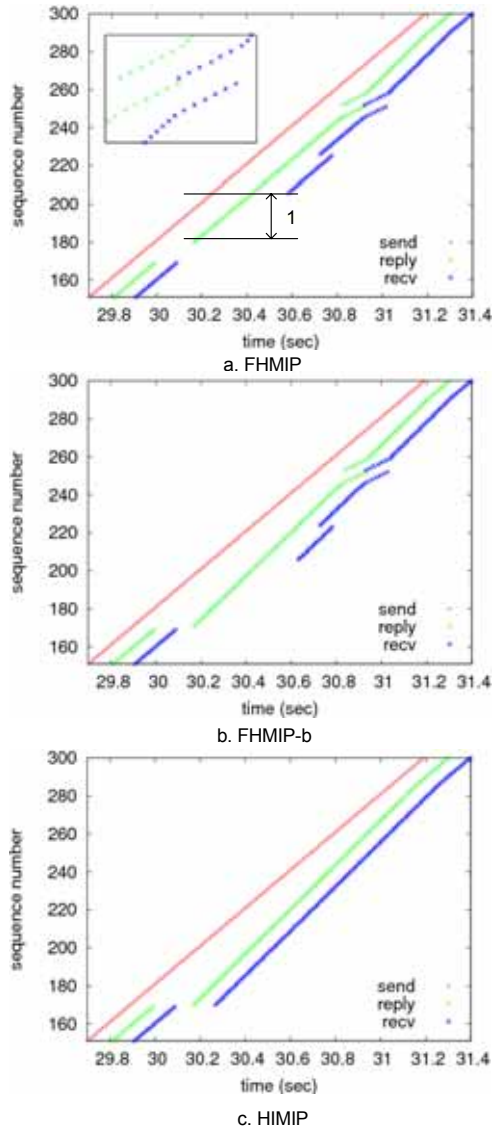


그림 9. Inter-MAP 핸드오버에서의 패킷 손실과 비순차적 수신 (1024B)

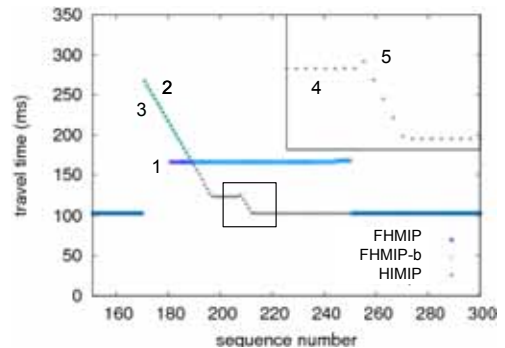


그림 10. 이중 버퍼링의 영향(512B)

이다. 앞에서와 마찬가지로 x 축은 시퀀스 번호를 y 축은 걸린 시간을 나타낸다. 시간의 단위는 ms이다.

Inter-MAP 핸드오버의 경우 FHMIP(1)과 FHMIP-b(2)와는 달리 HIMIP(3)은 약간 복잡한 형태로 t_{travel} 이 변화하는 것(4, 5)을 볼 수 있었다. HIMIP에서는 4처럼 계단 모양이 생기는데 이는 MAP1이 MAP2로 패킷을 터널링하기 때문이며, 이중 버퍼링할 때 약간의 시간을 두고 p-buffer가 비워진 것을 확인하기 때문에 5에서처럼 도달시간이 약간 증가했다가 다시 감소하는 결과를 보였다.

V. 결론 및 향후 연구방향

본 논문에서는 HMIP과 FMIP, 그리고 이 둘을 단순 통합한 FHMIP, FHMIP-b의 장단점을 분석한 다음 이들을 효율적으로 통합하여 핸드오버 성능을 높인 HIMIP을 제안하였다.

HIMIP은 패킷 손실을 막기 위하여 MAP에 의한 시뮬케스트 기법을 사용하며, 이로 인해 FHMIP이나 FHMIP-b의 경우 보다 패킷 손실이나 전송 시간 측면에서 기존 프로토콜보다 우수한 성능을 보여주었다. 또한 기존 프로토콜에서는 고려하지 않았던 Inter-MAP 핸드오버를 위한 프로토콜을 제시하였다. Inter-MAP 핸드오버는 이동성 지원이 완전히 이루어지기 위해서는 반드시 고려되어야 하는 부분이며 실험을 통해 HIMIP에서 Inter-MAP 핸드오버에서도 좋은 성능을 보임을 확인하였다.

그러나 false-alarm이나 ping-pong 등에 대처하기 위해 MAP에서 가능성 있는 모든 AR로 시뮬케스트 하므로 네트워크의 자원이 낭비되는 결과를 가져온다. 이를 줄이기 위해서는 핸드오버에 소요되는 시간을 줄이고, MN의 움직임을 정확히 예측하여 가능한 적은 수의 AR이 포함되도록 해할 것이다.

향후 연구방향으로는 HIMIP의 문제점인 네트워크 자원의 낭비를 줄이는 기법에 대해 연구할 예정이다. 또한 TCP 성능과 이동성 지원과의 연관 관계를 분석하고 TCP 성능 향상을 고려한 이동성 지원 프로토콜의 개선에 대한 연구를 진행할 예정이다.

참 고 문 헌

[1] D. Jonhson and C. Perskins, "Mobility Support in IPv6", *IETF*, RFC3775, 2004
 [2] H. Soliman, "Hierarchical Mobile IPv6 mobility management", *IETF*, Internet Draft,

2004

[3] R. Koodi, "Fast Handovers for Mobile IPv6", *IETF*, RFC4068, 2005
 [4] K. Malki and H. Soliman, "Simultaneous Bindings for Mobile IPv6 Fast Handovers", *IETF*, Internet Draft, 2005
 [5] R. Hsieh et al., "S-MIP: A Seamless Handoff Architecture for Mobile IP", *IEEE INFOCOM*, 3, pp.1774-1784, 2003
 [6] Y. Gwon et al., "Scalability and Robustness Analysis of Mobile IPv6, Fast Mobile IPv6, Hierarchical Mobile IPv6, and Hybrid IPv6 Mobility Protocols Using a Large-scale Simulation", *IEEE Intl. conference on communication*, 7, pp4087-4091, 2004
 [7] "Network Simulator version 2", <http://www.isi.edu/nsnam>
 [8] "MobiWan: NS-2 extensions to study mobility in Wide-Area IPv6 Networks", <http://www.inrialpes.fr/planete/pub/mobiwan>

정 현 구 (Hyunku Jeong)

정회원



1999년 2월 한동대학교 전자 전산학과 졸업
 2002년 2월 한국과학기술원 전산학과 석사
 2002년 3월~현재 한국과학 기술원 전산학과 박사과정
 <관심분야> 컴퓨터 네트워킹, 이동통신, 모바일 애드혹 네트워크

김 영 탁 (Youngtak Kim)

정회원



1984년 2월 영남대학교 전자 공학과 학사
 1986년 2월 KAIST(한국과학기술원) 전기 및전자공학과 석사
 1990년 2월 KAIST (한국과학기술원) 전기및전자 공학과 공학박사

1990년 3월~1994년 8월 한국통신 통신망연구 소 선임 연구원 / 실장(전송망구조연구실, 고속데이터 통신 연구실)

1994년 9월~현재 영남대학교 공과대학 전자정보공학부 교수

<관심분야> 차세대 인터넷 네트워킹 및 품질 보장형 트래픽 엔지니어링, 통신망 운용 및 관리 시스템

맹 승 렬 (Seungryoul Maeng)

준회원



1977년 2월 서울대학교 전자공학과 졸업

1979년 2월 한국과학기술원 전산학과 석사

1984년 2월 한국과학기술원 전산학과 박사

1984년~1989년 한국과학기술원

전산학과 조교수

1989년~1994년 한국과학기술원 부교수

1994년~현재 한국과학기술원 정교수

<관심분야> 컴퓨터 구조, 클러스터 컴퓨팅, 임베디드 시스템

채 영 수 (Youngsu Chae)

정회원



1994년 2월 포항공과 대학교 전자계산학과 학사

1996년 2월 포항공과 대학교 전자계산학과 석사

2002년 12월 Ph.D., Georgia Institute of Technology,

2003년 3월~2004년 2월 삼성전

자 통신연구소 책임연구원

2004년 3월~현재 영남대학교 전자정보공학부 조교수

<관심분야> 모바일 네트워크, 멀티미디어 통신, 인터넷 서비스 아키텍처