

홈에이전트로의 빠른 바인딩 갱신 방법을 통한 FMIPv6 핸드오버 개선 방안

류 성 근[†] · 문 영 성^{††}

요 약

Mobile IPv6에서 이동노드가 서브넷 사이를 이동할 때 핸드오버 처리가 필요하며 그로인한 지연시간이 문제가 되고 있다. 이러한 핸드오버 지연시간을 줄이기 위해서, IETF의 Mipshop 워킹그룹에서, 이동할 서브넷에 사용될 이동노드의 새로운 주소의 생성과 검증을 2계층 핸드오버 이전에 수행하는 Fast Handover(FMIPv6)을 연구하여 핸드오버 지연시간을 줄였다. 그러나 FMIPv6 또한 이동한 후에 홈에이전트와 상대노드에게 이동을 알려야 하기 때문에, 등록 지연시간은 여전히 존재하게 된다. 본 논문은 FMIPv6을 기반으로 하여 홈에이전트에게 새로운 주소에 대한 바인딩 갱신을 수행할 때까지의 지연시간을 단축시키는 방법을 제안한다. FMIPv6 과정에서 사용되는 Fast Binding Update(FBU) 메시지에 홈에이전트로의 임시 바인딩 갱신 메시지를 인캡슐하여 전송함으로써 2계층 핸드오버 수행과정 동안에 미리 홈에이전트에게 바인딩 갱신을 하는 방법이다. 본 논문은 성능평가를 위하여 핸드오버시의 시그널링 비용과 전송비용을 비교분석하였으며, 성능평가를 통하여 제안하는 방법이 FMIPv6보다 핸드오버 지연시간을 단축시켜 핸드오버 성능을 약 21% 향상시킬 수 있음을 보여준다.

키워드 : Mobile IPv6, FMIPv6, 핸드오버

Enhancement of FMIPv6 using Tentative and Early Binding Update to Home Agent

Seonggeun Ryu[†] · Youngsong Mun^{††}

ABSTRACT

In Mobile IPv6, a handover latency is an important issue. To reduce the handover latency, mipshop working group in IETF has studied the fast handover(FMIPv6) which creates and verifies a new care-of address(NCoA) in advance before a layer 2 handover resulting in reduced handover latency. Even in FMIPv6, the NCoA must be registered in a home agent(HA). This registration still creates a significant amount of delay. To reduce registration latency, we propose a tentative and early binding update(TEBU) scheme that the NCoA is registered in the HA in advance during the layer 2 handover based on FMIPv6. We use cost analysis for the performance evaluation. As a result, we found that the TEBU scheme guarantees lower handover latency than FMIPv6 as much as approximately 21%.

Key Words : Mobile IPv6, FMIPv6, Handover

1. 서 론

무선 통신과 모바일 네트워크에 대한 관심의 증가로 인터넷 접근을 위한 이동성 지원의 연구가 활발하다. 특히 노트북과 PDA(Personal Digital Assistance)와 같은 이동성을 필요로 하는 장치들의 보급이 확산되면서 더욱더 이동성에 대한 요구가 증가하고 있다. 또한, 최근에 Voice over IP (VoIP)와 같은 실시간 처리를 필요로 하는 응용들이 등장하고 있는데, 네트워크 사이를 이동할 때의 처리 지연시간을

위한 프로토콜이 필요하다. 이와 같이 이동성 지원에 대한 요구가 증가함에 따라, Internet Engineering Task Force (IETF)의 Mobility for IPv6(MIPv6) 워킹그룹에서 Mobile IPv6(MIPv6)[1]를 표준화 하였다. MIPv6는 이동노드(Mobile Node, MN)가 서브넷 사이를 이동하는 동안에 IP 주소를 유지시켜줌으로써 상위계층으로의 투명성을 보장하여 상대노드(Correspondent Node, CN)와의 세션을 유지시킨다. MIPv6에서 MN이 다른 서브넷으로 이동할 때, 이동성을 위한 적절한 처리가 필요하다. 즉, 이 과정을 핸드오버 라고 하며, 핸드오버 처리 동안에는 상대노드들과 통신을 할 수 없다. 그래서 통신을 재개할 때까지 지연시간이 발생하게 된다. 이러한 핸드오버 지연시간을 줄이기 위해서 IETF의 MIPv6 Signaling and Handoff Optimization(Mipshop) 워킹그룹에서

※ 본 연구는 숭실대학교 교내연구비 지원으로 이루어졌음.
 † 준 회원 : 숭실대학교 대학원 컴퓨터학과 석사과정
 †† 종신회원 : 숭실대학교 컴퓨터학부 부교수
 논문접수 : 2005년 9월 26일, 심사완료 : 2005년 12월 21일

Fast Handover(FMIPv6)[2]와 Hierarchical MIPv6 (HMIPv6)[3]가 연구되어 현재 표준화 되었다. FMIPv6는 2계층 핸드오버(즉, Link Switching)전에 새로운 주소(New Care-of Address, NCoA)를 생성하고 검증하고, 그리고 HMIPv6는 이동성을 지역적으로 관리함으로써 핸드오버 지연시간을 줄였다. 그러나 MN이 새로운 서브넷에서 사용할 주소를 홈 에이전트(Home Agent, HA)와 CN에게 바인딩 갱신해야하는 지연시간은 여전히 존재하므로 문제가 될 수 있다. 이러한 바인딩 갱신 지연시간을 줄이기 위해서 FMIPv6에서 2계층 핸드오버 동안에 HA에게 미리 NCoA를 위한 바인딩 갱신을 할 수 있는 Tentative and Early Binding Update(TEBU) 방법을 제안한다. TEBU는 HA에게로의 Binding Update(BU) 메시지에 바인딩 Lifetime 을 짧게 제한하고, NCoA를 송신 주소로 하여 생성되고, 2계층 핸드오버 이전에 HA로 보내지는 메시지이다.

FMIPv6에서의 핸드오버 지연시간은 MIPv6에서의 지연시간보다 짧고, 2계층 핸드오버 수행 전에 이전 액세스 라우터(Previous Access Router, PAR)과 새로운 액세스 라우터(New Access Router, NAR) 사이에 터널이 설립되고 NAR에서 패킷들을 버퍼링 되기 때문에, 핸드오버 처리동안 CN으로부터 전송된 패킷들이 손실되지 않는다. 그러나 핸드오버 지연시간이 길어질수록 PAR과 NAR 사이의 터널을 오랫동안 유지해야하며 NAR에서 버퍼링해야 하는 패킷의 양이 늘어나게 된다. 이러한 지연시간을 줄이기 위해서 TEBU 메시지를 Fast Binding Update(FBU) 메시지에 인캡슐하여 2계층 핸드오버가 수행되는 동안에 HA에게 NCoA를 갱신하도록 한다. HA가 TEBU 메시지를 받으면 Binding Cache Entry(BCE)에 NCoA를 임시로 등록한다. MN이 새로운 서브넷으로 이동 후에 수행되어지는 HA로의 바인딩 갱신을 2계층 핸드오버 동안에 미리 수행함으로써 이동 후에 바로 CN에게 바인딩 갱신을 할 수 있어서 전체적인 핸드오버 지연시간은 FMIPv6 방법보다 단축될 수 있다.

본 논문의 구성은 2장에서 관련연구로서 FMIPv6 방법을 기술하고, 3장에서는 제안된 TEBU 방법을 기술하고, 4장에서는 비용 분석을 이용하여 TEBU 방법을 MIPv6와 FMIPv6 방법들과 비교하고, 5장에서 결론과 향후 연구를 기술한다.

2. 관련 연구

2.1 Mobile IPv6

MIPv6은 IETF에서 표준화된 프로토콜로 IPv6 노드가 서브넷 사이를 이동하며 네트워크에 대한 접속점이 바뀌어도 자신의 홈주소를 유지하여 지속적인 통신이 가능하도록 한다. MIPv6에서 이동노드(Mobile Node, MN)는 홈주소(Home Address)와 Care-of Address(CoA) 두 개의 주소를 갖게 된다. 홈주소는 MN이 홈네트워크에서 할당받은 주소로서 다른 서브넷으로 이동하여도 변하지 않고 통신할 수 있는 주소이고, CoA는 MN이 다른 서브넷으로 이동할 때

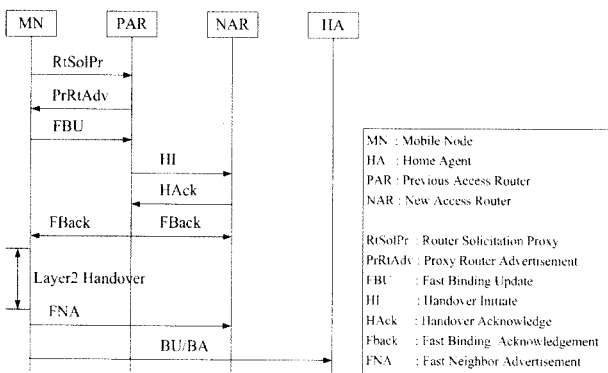
다 생성되는 주소로서 MN의 현재 위치한 곳의 주소를 나타낸다. MIPv6은 이 두 개의 주소를 바인딩시켜서 MN이 다른 서브넷으로 이동하여도 홈주소로 지속적인 통신을 가능하게 하는 프로토콜이다.

MIPv6에서 MN이 서브넷 간을 이동할 때, IP 연결성과 상위계층으로의 투명성을 유지하기 위하여 핸드오버 처리가 필요하며, 핸드오버 처리는 물리적인 부분인 2계층 핸드오버(즉, Link Switching)와 논리적인 부분인 3계층 핸드오버로 이루어져 있고 두 계층의 핸드오버는 새로운 서브넷으로 이동 후에 2계층, 3계층 순서로 일어난다. 2계층 핸드오버는 Scan 단계와 Execution 단계로 구성된다. Scan 단계는 주위의 액세스 포인트(Access Point, AP)에 대한 정보를 얻는 단계이고, Execution 단계는 새로운 AP와 2계층 연결을 설립하는 단계이다. 3계층 핸드오버는 MIPv6에서의 처리이며, 이동 감지, 주소 생성, 주소 검증, 그리고 HA와 CN에게 차례로 새로운 주소에 대한 바인딩 정보를 갱신하는 과정으로 구성된다. 이동 감지(Movement Detection)는 IPv6의 Neighbor Discovery(ND)[4] 프로토콜을 이용하며 Router Solicitation(RS)/ Router Advertisement(RA) 메시지를 통하여 새로운 서브넷에 대한 정보를 얻는 과정이다. 주소 생성(Address Configuration)은 RA 메시지에 포함된 새로운 서브넷의 정보를 이용하여 이동한 곳에서 사용할 CoA를 생성하는 과정이다. 그리고 주소 검증은 생성된 주소가 이동한 서브넷에서 다른 노드의 주소와 충돌이 있는지를 검사하는 과정이며 Duplicate Address Detection(DAD)[5]라고 한다. 바인딩 정보 갱신 과정은 이동한 서브넷에서 생성한 CoA를 홈주소와 바인딩하는 과정으로서 HA와 CN에게 MN의 홈주소에 대한 새로 생성된 CoA 정보를 보내어 HA와 CN에 저장된 바인딩 정보를 갱신한다. 즉, BU 메시지를 HA와 CN에게 전송하는 과정이다. HA로 보내어지는 BU 메시지는 MN과 HA 사이에 미리 설립된 보안 협약을 사용하는 IPsec[6]으로 보호된다. MN과 CN 사이에는 미리 설정된 보안 협약이 없으므로 보안 협약 설립 과정이 필요하게 되며, Return Routability 과정이라고 한다. Return Routability 과정은 MN이 Home Test Init(HoTI) 메시지와 Care-of Test Init(CoTI) 메시지를 CN에게 전송하고, CN에서 각각에 대한 메시지를 처리하여 해당 메시지에 대한 keygen token을 생성한 후에 Home Test(HoT) 메시지와 Care-of Test(CoT) 메시지에 넣어 MN에게 전송하는 것으로 구성된다. MN은 이 두 개의 keygen token으로 바인딩키를 생성하여 CN으로 전송하는 BU 메시지를 인증한다. Return Routability 과정에서 HoTI/HoT 메시지는 HA를 통하여 교환되고, CoTI/CoT는 직접적으로 교환되어 양방향으로의 접근 가능성을 검사할 수 있다.

2.2 Fast Handover for Mobile IPv6

핸드오버 처리동안에 MN과 CN들은 서로 패킷을 주고받을 수 없다. 이러한 핸드오버 처리 시간을 단축시키기 위해서 IETF에서 FMIPv6이 연구되었다. FMIPv6은 3계층 핸드

오버 처리의 일부분인 이동감지, 주소 생성과 검증 과정을 2계층 핸드오버 전에 미리 수행하여 핸드오버 동안의 지연시간을 줄이고, PAR과 NAR 사이에 생성되는 터널로 핸드오버 동안에도 패킷의 손실을 막을 수 있다. FMIPv6의 동작 모드는 Predictive와 Reactive 모드 두 가지로 분류되며, 2계층 핸드오버 전에 이전 서브넷에서 Fast Binding Acknowledgement(FBack) 메시지를 수신했을 경우는 Predictive 모드, 새로 이동한 서브넷에서 FBack 메시지를 수신한 경우는 Reactive 모드로 동작하게 된다. Reactive 모드는 FMIPv6의 장점인 핸드오버 지연시간을 줄이지 못하고 MN이 이동 후에 터널을 설립하여 패킷 손실을 줄이는 역할만 하기 때문에, 본 논문에서는 제안하는 방안에 대한 수행의 복잡성을 줄이기 위해서 Predictive 모드만 다루며 Reactive 모드에 대한 수행은 일반 MIPv6와 동일하게 취급한다.



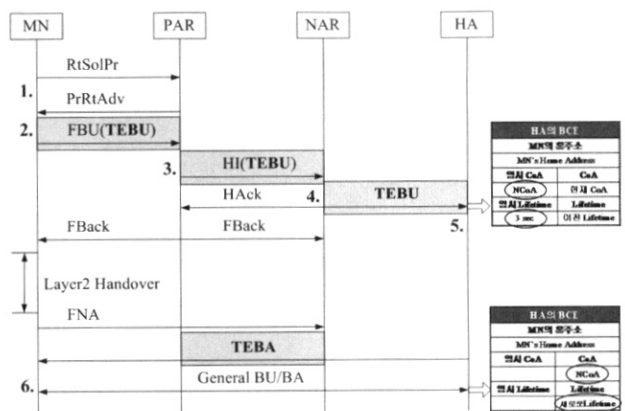
(그림 1) FMIPv6에서 Predictive 모드의 메시지 흐름

(그림 1)은 FMIPv6의 메시지 흐름을 보여준다. MN이 AP에 대한 검색 과정을 수행 하거나 신호세기를 모니터링하며 이동할 것을 감지하여 2계층 trigger(핸드오버가 일어날 것을 감지)가 일어나면 FMIPv6이 시작된다. MN은 이동할 서브넷(즉, NAR)에 대한 정보를 요청하는 Router Solicitation Proxy(RtSolPr) 메시지를 PAR에게 전송하고, PAR로부터 NAR의 정보를 Proxy Router Advertisement(PrRtAdv) 메시지를 통하여 수신한다. MN은 수신된 정보를 이용하여 NCoA를 만들고, NCoA를 이용하여 FBU 메시지를 생성하고 PAR에게 전송한다. FBU 메시지는 NCoA와 현재 CoA를 바인딩시켜서 이동전에 MN의 주소로 전송되는 패킷들을 터널을 통하여 새로운 서브넷으로 포워딩하고 NAR에서 버퍼링하게 하게 하는 역할을 한다. FBU 메시지를 받은 PAR은 NAR과 터널을 설립하기 위해서 HI 메시지를 NAR에게 전송하고 응답으로 HAck 메시지를 수신함으로써 NAR로부터 NCoA를 검증받고, 이로써 PAR과 NAR 사이의 터널이 설립된다. NCoA에 대한 검증 후에 PAR은 FBack 메시지를 MN과 NAR에게 전송하여 검증결과를 알린다. MN은 FBack 메시지 수신 후에 2계층 핸드오버를 수행한다.(Predictive 모드의 경우이며, Reactive 모드일 경우에는 2계층 핸드오버 수행 후에 다시 FBU 메시지를 전송하고 FBack 메시지를 수신한다.). 2계층 핸드오버가 끝나면 MN

은 새로운 서브넷의 NAR에게 자신이 이동했음을 빠르게 알리기 위해서(즉, RS/RA 메시지 교환을 하지 않고) FNA 메시지를 전송하여 NAR의 Destination Cache를 갱신하게 한다. 이 후에, MN은 HA에게 자신의 이동을 알리기 위하여 BU 메시지를 전송하고 응답으로 Binding Acknowledgement(BA) 메시지를 받는다. 또한, MN은 CN들과 직접적으로 통신하기 위하여 Return Routability 과정을 통하여 MN과 CN 사이의 보안을 설립하고 BU 메시지를 CN에게 전송하게 되며, 이로써 FMIPv6 과정이 끝나게 된다.

3. 제안 방안

FMIPv6에서 2계층과 3계층 핸드오버가 차례대로 일어나지만, FMIPv6에서는 3계층 핸드오버의 과정 중 NCoA의 생성과 검증 및 이동 감지 과정이 2계층 핸드오버 이전에 수행됨으로써 핸드오버 지연시간을 줄였다. 하지만 NCoA를 HA와 CN에게 등록하는 긴 지연시간은 여전히 존재하며, 핸드오버 지연시간이 길어질수록 PAR과 NAR 사이의 터널을 유지해야 하는 부담과 NAR에서 버퍼링해야 하는 패킷의 양이 늘어나게 된다. 본 논문에서는 FMIPv6을 이용하여 NCoA를 HA에 등록하는데 까지 걸리는 시간을 단축시키고자 TEBU 방법을 제안하였다. TEBU는 HA에게로의 BU 메시지에 바인딩 Lifetime을 짧게 제한하고, NCoA를 송신 주소로 하여 생성한 메시지이다. TEBU 방법은 2계층 핸드오버 이전에 전송되는 FBU 메시지에 제안하는 TEBU 메시지를 인캡슐하여 전송한다. 2계층 핸드오버 동안에 HA에게 NCoA를 임시로 등록함으로써 새로운 서브넷으로 이동 후에 수행되는 HA의 바인딩 갱신까지의 지연시간을 단축시킬 수 있다.



(그림 2) TEBU 방법의 메시지 흐름

(그림 2)는 제안하는 TEBU 방법의 메시지 흐름을 나타내며, 기본적인 메시지 흐름은 FMIPv6 방법과 같다. TEBU 방법은 다음의 순서로 수행된다.

1. 2계층 trigger에 의해서 TEBU 방법 핸드오버가 시작된다. MN은 이동할 새로운 서브넷의 정보를 얻기 위해서

- RtSolPr과 PrRtAdv 메시지를 PAR과 주고받는다.
2. MN은 이동할 서브넷의 정보로 NCoA를 생성하여 FBU 메시지를 전송하게 된다. 여기서 NCoA를 이용하여 TEBU 메시지를 생성하고 FBU 메시지에 인캡슐하여 전송한다.
 3. PAR은 FBU 메시지를 수신한 후, 필요한 정보를 추출하여 HI 메시지를 생성하여 NAR에게 전송하게 되는데, 이 때 FBU 메시지로부터 TEBU 메시지를 디캡슐하여 HI 메시지에 다시 인캡슐하여 전송한다.
 4. NAR은 HI 메시지를 수신 후에 NCoA에 대한 검증을 하고, TEBU 메시지를 HI 메시지에서 디캡슐하고 NCoA를 임시로 등록하기 위하여 HA에게 전송한다.
 5. HA는 TEBU 메시지를 받고 일반적인 BU 메시지와 같이 처리하며, NCoA는 BCE의 임시 CoA 필드에 저장되고 임시 Lifetime에는 3초가 저장된다. HA는 TEBU 메시지에 대한 응답으로 TEBA 메시지를 NCoA로 전송한다.
 6. 이후의 과정은 MIPv6 과정과 같이 Return Routability 과정을 수행하고 CN과의 바인딩 갱신을 수행한다. 또한, 동시에 일반적인 BU/BA 메시지를 이용하여 HA의 Binding Cache Entry(BCE)의 바인딩 정보를 갱신한다.

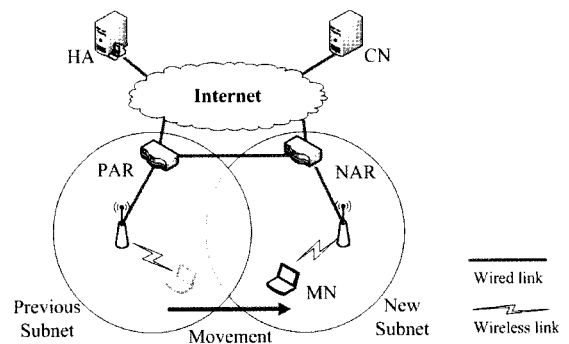
제안하는 TEBU 방법이 수행되기 위해서 MN은 TEBU 메시지를 FBU 메시지에 인캡슐 할 수 있어야 한다. 또한, PAR은 MN으로부터 수신한 FBU 메시지에서 TEBU 메시지를 디캡슐 할 수 있어야 하고, HI 메시지에 TEBU 메시지를 인캡슐 할 수 있어야한다. NAR은 HI 메시지를 받고 NCoA에 대한 검증을 한 후에 TEBU 메시지를 HA에게 전송한다. 만약 NCoA에 대한 검증이 실패한다면 TEBU 메시지를 HA에게 전송하지 말아야 한다. TEBU 메시지의 Lifetime은 잘못된 바인딩과 Ping-Pong 현상을 대비하기 위하여 Early Binding Update[7]을 참조하여 3초로 제한한다. HA는 바인딩 정보를 저장하는 BCE에 CoA 필드와 Lifetime 필드를 2중으로 유지하도록 한다. 즉, CoA와 임시 CoA 필드, Lifetime과 임시 Lifetime 필드로 구성된다. 이유는 TEBU 메시지에 의해 생성된 임시 바인딩의 Lifetime이 지난 후에 일반적인 BU 메시지가 전송되지 않았을 때를 대비하여, TEBU 메시지를 받기 이전의 바인딩 정보(CoA, Lifetime)로 복귀할 수 있도록 하기 위함이다. HA가 TEBU 메시지를 수신하면, BCE의 임시 CoA 필드에 바인딩할 NCoA를 저장하고 임시 Lifetime 필드에 TEBU 메시지의 Lifetime 값(즉, 3초)를 저장한다. HA가 이 후에 수행되는 일반적인 BU 메시지를 받으면 BCE의 임시 CoA와 임시 Lifetime 필드의 내용을 삭제하고 일반적인 CoA와 Lifetime 필드에 BU 메시지에 있는 NCoA와 Lifetime을 저장한다. HA에 MN으로 전송되는 패킷들이 수신되면, HA는 MN에 해당하는 BCE를 검색하여 우선 임시 CoA 필드에 내용이 저장되어 있는지 확인한다. HA는 임시 CoA 필드에 주소가 저장되어 있으면 그 주소로 패킷을 포워딩 하게 되고, 임시

CoA 필드가 비어있다면 일반적인 CoA 필드에 있는 주소로 패킷을 포워딩 한다.

제안하는 TEBU 방법은 FMIPv6의 Predictive 모드에서만 수행하도록 한다. 또한, 임시로 설정된 바인딩은 3초 동안만 유효하기 때문에 이동 후에 일반적인 바인딩 갱신이 필요하다.

4. 성능 평가

4.1 시스템 모델



(그림 3) 성능평가 시스템 모델

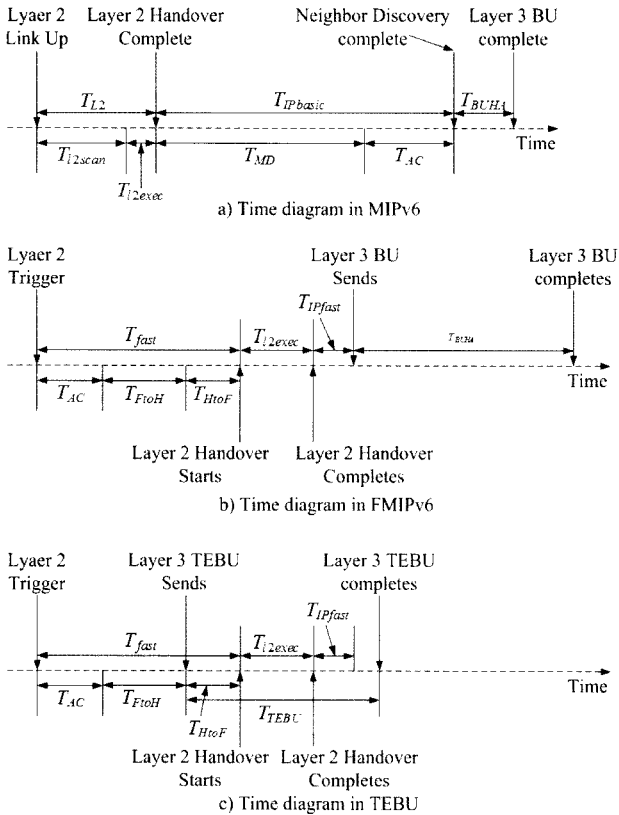
(그림 3)은 제안하는 TEBU 방법과 MIPv6, FMIPv6와의 성능평가를 위한 시스템 모델이다. 이 시스템 모델에서 MN이 두 서브넷 사이를 이동할 때 핸드오버가 수행되며, 이때 수행되는 핸드오버를 시그널 비용, 패킷 전송 비용 그리고 핸드오버 지연시간으로 TEBU 방법, MIPv6과 FMIPv6을 비교분석하여 총 핸드오버 비용을 구하고 그 값을 이용하여 성능을 평가한다. 성능평가에서 비교 대상인 총 핸드오버 비용은 시그널링 비용과 패킷 전송 비용의 합으로 구하게되며 핸드오버 동안에 시그널링 비용은 일정하므로 총 핸드오버 비용은 패킷 전송 비용에 크게 좌우된다. 또한, 패킷 전송 비용은 핸드오버 지연시간이 짧아질수록 적게 소요된다.

성능평가를 위하여 다음과 같은 사항을 가정한다. CN에서 MN으로 전송되는 패킷의 평균 생성비율을 λ 라 하고, MN이 서브넷 사이를 이동하는 평균 비율을 μ 라고 가정한다. MN이 이동할 때마다 CN으로부터 받는 평균 패킷 수를 (Packet to mobility ratio, PMR, ρ)라고 정의며, $\rho = \lambda/\mu$ 로 주어진다. 제어패킷의 전송비용은 송신자와 수신자 사이의 거리에 의해서 주어진다 라고 가정하고, 제어 패킷의 평균크기가 l_c 라 하고 데이터 패킷의 평균 크기를 l_d 로 정의한다. 데이터 패킷의 전송비용은 제어패킷의 전송비용보다 l 배 크다고 정의하며 $l = l_d/l_c$ 로 나타낸다. 어떤 노드에서든지 제어 패킷의 평균 처리시간은 γ 로 나타낸다[8].

4.2 핸드오버 지연시간

핸드오버 지연시간은 참고 문헌 [9, 10]을 참조하여 Link switching 지연시간, IP connectivity 지연시간 그리고 Location

update 지연시간으로 나눌 수 있다. Link switching 지연시간은 2계층 핸드오버 때문에 생기는 지연시간이고, IP connectivity 지연시간은 이동 감지와 새로운 IP 주소 생성 동안의 지연시간이고, Location update 지연시간은 새로운 IP 주소를 HA와 CN에게 등록하는데 필요한 시간이다. MN이 새로운 서브넷으로 이동 후에 IP connectivity가 완료되면 패킷을 전송할 수 있게 되고, Location update가 끝난 후에 비로소 CN으로부터 직접 패킷을 수신할 수 있다.



(그림 4) MIPv6, FMIPv6, TEBU 핸드오버 시간도

(그림 4)의 a)는 MIPv6의 핸드오버 동안의 시간도를 나타낸다. T_{L2} 는 Link switching 지연시간을 나타내며 2계층의 Scan 단계를 나타내는 T_{L2scan} 과 Execution 단계를 나타내는 T_{L2exec} 으로 구분되고, $T_{IPbasic}$ 은 IP connectivity 지연시간을 나타내며 이동 감지 시간을 나타내는 T_{MD} 와 주소 생성시간을 나타내는 T_{AC} 로 구분되고, T_{BUHA} 는 HA로의 바인딩 갱신 지연시간을 나타낸다. HA로의 바인딩 갱신이 끝나면 MN은 CN과 Return Routability 과정을 거쳐 바인딩 갱신을 하게 되는데, 이 과정은 모두 동일함으로 그림의 복잡성을 줄이기 위하여 (그림 4)에서는 CN과의 Return Routability 과정과 바인딩 갱신 지연시간(T_{BUCN})을 생략하였다. 그러므로 MIPv6에서의 핸드오버 지연시간은 $T_{L2} + T_{IPbasic} + T_{BUHA} + T_{BUCN}$ 으로 정의된다.

FMIPv6에서는 새로운 IP 주소 생성(T_{AC})과 이동 감지(T_{MD})가 2계층 핸드오버 이전에 수행된다. T_{MD} 는 MN이

FBU 메시지를 전송하고 NAR이 HI 메시지를 수신할 때까지의 시간인 T_{FtoH} 와 NAR이 HAck 메시지를 전송하고 MN이 FBack 메시지를 받을 때까지의 시간인 T_{HtoF} 로 구분된다. FMIPv6의 Predictive 모드에서 2계층 핸드오버의 Scan 단계는 핸드오버 전에 미리 주기적으로 수행되기 때문에, 핸드오버 시에는 Scan 단계를 수행하지 않고 Execution 단계만 수행할 수 있다[11]. 그러므로 2계층 핸드오버 지연시간을 T_{L2exec} 로 나타낸다. T_{IPfast} 는 FNA 메시지 전송 지연시간이다. 그러므로 FMIPv6의 핸드오버 지연시간은 (그림 4)의 b)를 참조하여 $T_{fast} + T_{L2exec} + T_{IPfast} + T_{BUHA} + T_{BUCN}$ 으로 정의된다. FMIPv6에서는 PAR과 NAR 사이에 설립된 터널에 의해서 패킷 손실을 막을 수 있다. PAR과 NAR 사이의 터널은 NAR이 HAck 메시지를 전송할 때부터 설립되어 CN에게 바인딩 갱신될 때까지 유지된다. 그러므로 FMIPv6에서 터널을 통하여 패킷이 손실되지 않는 시간은 $T_{HtoF} + T_{L2exec} + T_{IPfast} + T_{BUHA} + T_{BUCN}$ 이 되며 $T_{FMIPv6tunnel}$ 로 나타낸다.

TEBU의 시간 도표는 (그림 4)의 c)와 같고, T_{BUHA} 대신에 T_{TEBU} 이 미리 수행되는 것을 제외하고 FMIPv6와 같다. NAR이 HI 메시지를 받고 NCoA에 대한 검증을 마치면 TEBU 메시지는 HA에게 전송된다. 그러므로 FMIPv6에서 BU 처리 시간보다 빠르게 처리되어 핸드오버 지연시간이 줄어들게 되며, (그림 4)의 c)를 참조하여 핸드오버 지연시간은 $(T_{AC} + T_{FtoH}) + \max(T_{TEBU}, T_{HtoF} + T_{L2exec} + T_{IPfast}) + T_{BUCN}$ 으로 정의된다. TEBU 방법은 FMIPv6를 기반으로 하기 때문에 터널을 통한 패킷 손실을 막을 수 있으며, 시간은 $\max(T_{TEBU}, T_{HtoF} + T_{L2exec} + T_{IPfast}) + T_{BUCN}$ 이 되며 $T_{TEBUtunnel}$ 로 나타낸다.

4.3 비용 분석

본 논문에서는 핸드오버 동안에 소요되는 비용을 구하여 제안하는 TEBU 방법을 MIPv6와 FMIPv6과 비교분석한다. 핸드오버 총 비용 (CO)은 시그널링 비용과 데이터 패킷 전송 비용으로 구분되며 수식 (1)과 같이 정의된다.

$$CO = CS + CD \tag{1}$$

CS는 핸드오버시 사용되는 시그널 메시지들 비용의 합이고, CD는 핸드오버시 전송되는 데이터 패킷의 비용의 합이다. 여기서 2계층 핸드오버 동안에 전송되는 2계층 시그널링 비용은 고려하지 않는다.

시그널링 비용은 다음과 같이 정의한다.

$$\begin{aligned} CS_{MIPv6} &= CS_{IPbasic} + CS_{BUHA} + CS_{BUCN} \\ CS_{FMIPv6} &= CS_{fast} + CS_{IPfast} + CS_{BUHA} + CS_{BUCN} \\ CS_{TEBU} &= CS_{fast} + CS_{TEBU} + CS_{IPfast} + CS_{BUHA} + CS_{BUCN} \end{aligned}$$

CS_{MIPv6} , CS_{FMIPv6} 과 CS_{TEBU} 는 각각 핸드오버시 사용되는 MIPv6, FMIPv6, TEBU 방법의 시그널링 비용을 나타낸다. $CS_{IPbasic}$ 은 이동 감지와 새로운 IP 주소 생성시 발생하는 시

그널링 비용이고, CS_{BUHA} 는 HA에게 바인딩 갱신을 하는데 필요한 시그널링 비용이고, CS_{BUCN} 은 Return Routability 과정에 필요한 시그널링 비용과 CN에게 바인딩 갱신을 하는데 필요한 시그널링 비용의 합이고, CS_{fast} 는 FMIPv6에서 2계층 핸드오버 이전에 수행되는 시그널 메시지들에 대한 비용이고, CS_{IPfast} 는 FNA 메시지를 전송하는데 필요한 비용이고, CS_{TEBU} 는 TEBU 방법에서 HA에게 바인딩 갱신을 하는데 필요한 시그널링 비용이다. TEBU 방법에서의 시그널링 비용을 보면 HA로의 바인딩 갱신 비용이 중복되는데, 이것은 TEBU 메시지가 임시적인 BU 메시지이므로 바인딩 Lifetime이 3초로 제한되어서 일반적인 바인딩 갱신을 다시 해주어야 하기 때문이다.

패킷 전송 비용은 패킷 포워딩 비용과 패킷 손실 비용으로 구분한다. 패킷 포워딩 비용은 핸드오버 동안에 CN에서 전송된 패킷들이 터널을 통하여 패킷 손실 없이 새로운 IP 주소로 도착하는데 소요되는 비용을 나타내고, 패킷 손실 비용은 핸드오버 동안에 터널이 설립되지 않아서 손실되는 패킷의 전송비용을 나타내며, 본 논문에서는 패킷 손실에 따른 재전송을 하는 것으로 가정한다.

$$\begin{aligned} CD_{MIPv6} &= \eta \times \lambda \times CD_{newNet} \times T_{MIPv6Handover} \\ CD_{FMIPv6} &= P_{suc.} \times \lambda \times \{ CD_{preNet} \times (T_{AC} + T_{FloH}) \\ &\quad + CD_{newNetTunnel} \times T_{FMIPv6Tunnel} \} \\ &\quad + \eta \times P_{fail} \times \lambda \times CD_{newNet} \times T_{MIPv6Handover} \\ CD_{TEBU} &= P_{suc.} \times \lambda \times \{ CD_{preNet} \times (T_{AC} + T_{FloH}) \\ &\quad + CD_{newNetTunnel} \times T_{TEBU Tunnel} \} \\ &\quad + \eta \times P_{fail} \times \lambda \times CD_{newNet} \times T_{MIPv6Handover} \end{aligned}$$

CD_{MIPv6} , CD_{FMIPv6} 와 CD_{TEBU} 는 핸드오버 동안의 패킷 전송 비용을 나타낸다. 패킷 전송비용은 패킷 전송비용과 하나의 패킷 전송비용에 시간을 곱하여 구하게 된다. 하나의 패킷 전송비용은 하나의 시그널 메시지 전송비용에 곱하여 구한다. CD_{newNet} 은 CN에서 생성된 패킷이 터널을 통하여 이동할 서브넷으로 전송되는 비용이고, CD_{preNet} 이전 서브넷으로 전송되는 비용이다. $P_{suc.}$ 와 P_{fail} 은 FMIPv6의 동작 모드가 Predictive일 경우와 그렇지 않을 경우의 확률이며, Predictive 모드일 경우에는 2계층 핸드오버 이전에 터널이 설립되어 핸드오버 동안의 패킷 손실을 줄인다. $P_{suc.} = (1 - P_{fail})$ 로 나타낼 수 있고, 참고 문헌[12]을 이용하여 MN의 속도와 셀의 반지름에 따른 P_{fail} 을 계산한 참고 문헌[13]의 4.3 절의 결과 값을 사용한다. η 는 패킷 손실에 따른 재전송 상수이다.

MIPv6에서는 핸드오버 동안에 CN에서 전송된 패킷들은 모두 손실되므로, 재전송되어야 한다. FMIPv6에서는 Predictive 모드일 경우 핸드오버 동안에 CN에서 전송된 모든 패킷들은 손실되지 않고 NAR로 터널되며, Reactive 모드일 경우 2계층 핸드오버 이후에 FBU 메시지를 PAR로 전송하여 터널을 설립하기 전까지의 기간 동안에 CN에서 전송된 모든 패킷은 손실된다. 본 논문에서는 Reactive 모드의 경우는

MIPv6의 핸드오버처럼 핸드오버 동안의 전송되어온 모든 패킷을 손실한다고 가정한다. FMIPv6의 패킷 전송 비용은 Predictive 모드일 때와 Reactive 모드일 때의 비용 합으로 구하며, Predictive 모드일 때는 2계층 핸드오버 전에 전송되는 패킷 전송비용과 터널이 설립된 후의 패킷 전송 비용의 합으로 구할 수 있고, Reactive 모드 경우는 MIPv6의 패킷 전송 비용으로 구한다. TEBU 방법은 FMIPv6와 같은 방식으로 패킷 전송 비용을 구한다.

4.4 성능 비교 분석

본 논문에서, CN, HA와 AR이 유선으로 연결되고 MN이 무선으로 연결된 실험 네트워크의 시나리오에서 실험을 통하여 얻은 통신 지연 모델로부터 수식을 유도하여 사용한다 [8]. 유선 구간에서 발생하는 지연시간은 유선링크 10Mbps LAN 환경에서 제어패킷의 지연시간(Round Trip Time)을 회기 분석한 결과로 수식 (2)로 나타낼 수 있고, 무선 구간은 2Mbps WaveLAN에서의 지연시간(RTT)을 회기 분석한 결과로 수식(3)로 나타낼 수 있으며, k 는 패킷의 크기를 나타내며 단위는 KByte를 사용하고 h 는 두 노드 사이의 홉수이다[8].

$$T_{wired-RT}(h, k) = 3.63k + 3.21(h - 1) \quad (2)$$

$$T_{wireless-RT}(k) = 17.1k \quad (3)$$

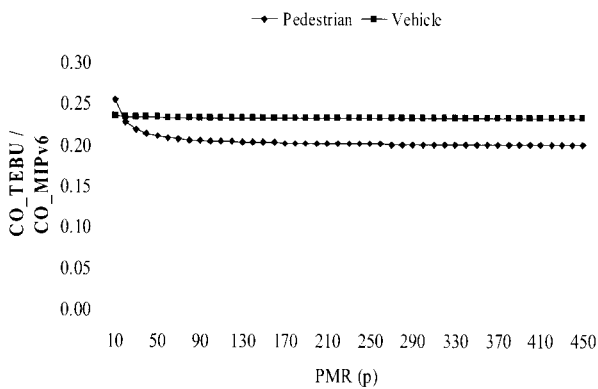
(그림 3)의 성능평가 시스템 모델에서 모든 노드에서의 메시지 처리 비용($\gamma = 1$)은 동일하다고 가정하고, MN과 AP 사이와 AP와 AR 사이는 1홉으로 가정하고, 인접한 AR 사이를 2홉으로 가정하고 AR과 HA 사이, AR과 CN 사이, HA와 CN 사이를 5홉으로 가정한다[13]. 참고 문헌 [14, 15]의 실험적인 결과값과 수식 (2), (3)을 이용하여 시스템 파라미터의 정의를 <표 1>로 나타내었다. 또한, μ 는 참고 문헌 [8]를 참고하여 5km/h의 보행자 속도일 때는 0.01을 사용하고 100km/h의 차량 속도일 때는 0.2를 사용한다. P_{fail} 은 참고 문헌 [13] 4.3절의 결과 값을 사용하는데, 셀의 반지름이 100m이고 MN의 속도가 5km/h와 100km/h 일 때 각각 0.001과 0.02로 사용한다. η 는 패킷 손실에 따른 재전송 상수로서 본 논문에서는 1회의 재전송을 가정하므로 값을 2로 사용한다.

총 비용을 구하는 수식 (1)을 이용하여 핸드오버 동안의 총 비용을 각각 MIPv6, FMIPv6, TEBU 방법에 따라 CO_{MIPv6} , CO_{FMIPv6} , CO_{TEBU} 로 정의한다. 여기서 제안된 방법에 대한 비용의 비교 분석을 위해서 $\lim_{\rho \rightarrow \infty} \frac{CO_{TEBU}}{CO_{MIPv6}}$, $\lim_{\rho \rightarrow \infty} \frac{CO_{TEBU}}{CO_{FMIPv6}}$ 의 비용비를 도입하여 MIPv6와 FMIPv6에 대한 제안하는 TEBU 방법의 성능 향상을 보여줄 것이다. 이 비용비율은 PMR(ρ)이 큰 경우 수렴 값에 도달하게 되어 평균적인 비용비율을 보여주며, 비용비율이 낮을수록 제안하

는 방법의 성능이 높아진다. 해당 비용비율에 대한 계산은 수식 (4)와 (5)로 각각 MIPv6에 대한 비율과 FMIPv6에 대한 비율을 구하게 되며, PMR(ρ)에 따른 변화율은 (그림 5)과 (그림 6)에서 보여준다.

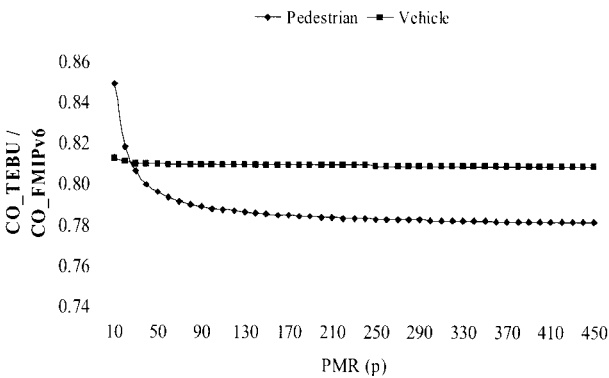
〈표 1〉 시스템 파라미터

패킷 크기 (bytes)		지연시간 분석 (milliseconds)							
l_c	l_d	T_{fast}	T_{E2}	$T_{I2,nc}$	$T_{IPbasic}$	T_{IPfast}	$T_{BU,HA}$	$T_{BU,CN}$	$T_{proc.}$
200	1024	17.52	169.45	8.55	246.54	3.52	21.1	46.45	0.5



(그림 5) MIPv6에 대한 제안된 TEBU 방법의 총비용 비율

$$\lim_{\rho \rightarrow \infty} \frac{CO_{TEBU}}{CO_{MIPv6}} = \lim_{\rho \rightarrow \infty} \frac{CS_{TEBU} + CD_{TEBU}}{CS_{MIPv6} + CD_{MIPv6}} \approx 0.21 \quad (4)$$



(그림 6) FMIPv6에 대한 제안된 TEBU 방법의 총비용 비율

$$\lim_{\rho \rightarrow \infty} \frac{CO_{TEBU}}{CO_{FMIPv6}} = \lim_{\rho \rightarrow \infty} \frac{CS_{TEBU} + CD_{TEBU}}{CS_{FMIPv6} + CD_{FMIPv6}} \approx 0.79 \quad (5)$$

(그림 5)와 (그림 6)은 셀의 반지름이 100m 일 때, MIPv6와 FMIPv6에 대한 제안된 TEBU 방법의 총비용 비율을 PMR(ρ)의 변화에 따라 보여준다. 보행자의 경우 PMR이 작은 때, 비용비율의 기울기가 급격한데, 이는 보행자의 경우에는 서브넷 사이클 이동할 비율이 낮기 때문에 핸드오버가 드물게 일어나서 PMR의 변화에 영향을 크게 받기 때문이다. (그림 5)와 (그림 6)을 보면 PMR이 증가할수록 제안된

TEBU 방법의 성능이 높아짐을 알 수 있으며, 비용비율은 일정한 수치에 수렴하게 된다. 보행자 속도와 차량 속도의 비용비율이 차이가 나는 이유는 차량의 속도가 빨라서 FMIPv6의 Predictive 모드로 수행될 확률이 낮아져서 보행자 속도일 때보다 비용이 더 많이 소요되기 때문이다. 수식 (4)와 (5)에서는 MIPv6와 FMIPv6에 대한 TEBU 방법의 비용비율이 수렴하는 수치를 나타내며 각각 0.21과 0.79로 수렴한다. 이 수치를 통해서 TEBU 방법이 MIPv6와 FMIPv6에 대하여 각각 79%와 21%의 성능이 향상되었음을 알 수 있다.

성능평가 서두에서 설명한 것처럼 총 비용은 패킷 전송 비용에 좌우되며 핸드오버 지연시간이 단축될수록 패킷 전송 비용이 적어진다. 성능평가의 결과를 보면 TEBU 방법이 핸드오버 지연시간을 단축시켜서 총 비용이 MIPv6와 FMIPv6에 비하여 각각 79%, 21% 적어졌음을 알 수 있다.

5. 결론

IETF에서 IPv6 이동성 지원을 위해 연구되어 표준화된 MIPv6는 MN의 홈주소를 유지하면 서브넷 사이클 이동할 수 있게 하여 상위 계층으로의 투명성을 제공하여 세션의 연결성을 유지시킨다. 이를 위해서 MN이 서브넷 사이클 이동할 때 핸드오버 처리가 필요하며, 핸드오버 처리 동안에는 MN이 패킷을 전송하거나 수신하지 못하게 되는데, 이 기간을 핸드오버 지연시간이라고 한다. MN이 핸드오버 지연시간은 MIPv6에서 문제가 되고 있는데, 이 지연시간을 줄이기 위해서 IETF Mipshop 워킹그룹에서 FMIPv6 방법이 연구되어 표준화 되었다. FMIPv6는 2계층 핸드오버 전에 3계층 핸드오버 과정의 일부를 먼저 수행하여 핸드오버 지연시간을 단축시켰다. 하지만 NCoA를 HA와 CN에게 등록하는 지연시간은 여전히 존재하며, 핸드오버 지연시간이 길어질수록 PAR과 NAR 사이의 터널을 오랫동안 유지해야하며 NAR에서 버퍼링해야 하는 양이 늘어나기 때문에, 바인딩 갱신까지의 지연시간을 단축시키고자 TEBU 방법을 제안하게 되었다.

제안된 TEBU 방법은 FMIPv6를 이용하며, FBU 메시지를 전송할 때 TEBU 메시지를 인캡슐하고 PAR과 NAR이 각각 TEBU 메시지의 포워딩을 해주어 2계층 핸드오버 동안에 NCoA를 HA에게 바인딩하게 한다. HA에게 미리 바인딩 갱신을 함으로써 이동 후에 바로 CN에게 바인딩 갱신을 할 수 있어서 전체적인 핸드오버 지연시간은 FMIPv6 보다 단축된다.

비용의 비교분석을 이용한 성능평가를 통하여 제안된 TEBU 방법이 핸드오버 동안에 MIPv6와 FMIPv6 보다 작은 비용이 소요됨을 보여줬다. 비용이 적게 소요된다는 것은 성능평가 서두에서 설명한 것처럼 핸드오버 지연시간이 단축됐다는 것을 의미한다. 제안된 TEBU 방법이 MIPv6에 비하여 79%의 성능이 향상되었으며, FMIPv6에 비하여 21%의 성능이 향상되었음을 보여줬다.

IETF에서는 FMIPv6의 연구가 활발하게 진행되었고 최근에 표준문서[2]로 발행되었다. 제안하는 TEBU 방법은 이 FMIPv6 방법을 이용하여 더 높은 성능을 보여주었으므로 핸드오버 지연시간을 줄이는 여러 방법들 중의 하나로 고려될 수 있다. 향후 연구로는 TEBU 방법을 FMIPv6의 Predictive 모드뿐만 아니라 Reactive 모드도 함께 고려하여 보는 것이 필요하고, HMIPv6와 FMIPv6가 연동된 환경에 적용하여 FMIPv6를 TEBU 방법으로 대체하였을 경우의 성능을 비교분석하는 것이 필요하겠다.

참 고 문 헌

- [1] D. Johnson, C. Perkins, and J. Arkko, "Mobility Support in IPv6," RFC 3775, June, 2004.
- [2] R. Koodli, Ed., "Fast Handovers for Mobile IPv6," RFC 4068, July, 2005.
- [3] H. Soliman, C. Castelluccia, K. El Malki, and L. Bellier, "Hierarchical Mobile IPv6 mobility management (HMIPv6)," RFC 4140, August, 2005.
- [4] T. Narten, E. Nordmark, and W. Simpson, "Neighbor Discovery for IP Version 6 (IPv6)," RFC 2461, December, 1998.
- [5] S. Thomson and T. Narten, "IPv6 Stateless Address Autoconfiguration," RFC 2462, December, 1998.
- [6] J. Arkko, V. Devarapalli, and F. Dupont, "Using IPsec to Protect Mobile IPv6 Signaling Between Mobile Nodes and Home Agents," RFC 3776, June, 2004.
- [7] C. Vogt, R. Bless, M. Doll, and T. K'fner, "Early Binding Updates for Mobile IPv6," Internet-Draft work in progress, February, 2004.
- [8] R. Jain, T. Raleigh, C. Graff, and M. Bereschinsky, "Mobile Internet Access and QoS Guarantees using Mobile IP and RSVP with Location Registers," in Proc. ICC'98 Conf. 1690-1695, 1998
- [9] R. Koodli and C. Perkins, "Fast Handovers and Context Transfers in Mobile Networks," ACM Computer Communication Review, Vol. 31, No.5, 2001.
- [10] S. Pack and Y. Choi, "Performance Analysis of Fast Handover in Mobile IPv6 Networks," work in progress, IFIP PWC 2003, Venice, Italy, 2003.
- [11] P. McCann, "Mobile IPv6 Fast Handovers for 802.11 Networks," Internet-Draft work in progress, February, 2005.
- [12] J. McNair, I.F. Akyildiz, and M.D. Bender, "An Inter-System Handoff Technique for the IMT-2000 System," IEEE INFOCOM, Vol.1, 208-216, 2000.
- [13] J. Kim and Y. Mun, "A Study on Handoff Performance Improvement Scheme for Mobile IPv6 over IEEE 802.11 Wireless LAN," Master thesis in Soongsil University, 2003.
- [14] J. Vatn, "An experimental study of IEEE 802.11b handover performance and its effect on voice traffic," SE Telecommunication Systems Laboratory Department of Microelectronics and Information Technology (IMIT), 2003.
- [15] A. Mishra, M. Shin, and W. Arbaugh, "An Empirical Analysis of the IEEE 802.11 MAC Layer Handoff Process," ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2003.



류 성 군

e-mail : sgryu@sunny.ssu.ac.kr
 2002년 연세대학교 전자학과 졸업(학사)
 2004년~현재 숭실대학교 컴퓨터 석사
 (재학중)
 관심분야 : IPv6, Mobile IPv6, IPv6 Security



문 영 성

e-mail : mun@computing.ssu.ac.kr
 1983년 연세대학교 전자공학과(학사)
 1986년 알버타대학교 대학원 전자공학과
 (공학석사)
 1987~1994년 한국통신 연구원
 1993년 텍사스대학교 대학원 컴퓨터공학
 과(공학박사)

1994~현재 숭실대학교 컴퓨터학부 부교수
 관심분야 : Mobile IPv6, IPv6, IPv6 Security, Grid networking