

광대역 무선 인터넷 망에서 IPv6 기반의 고속 핸드오버 도입을 위한 방안

준회원 심민식*, 정회원 김화성*

An IPv6 based Fast Handover Deployment Scheme for WiBro Networks

Min-sik Shim* Associate Member, Hwa-sung Kim* Regular Member

요 약

무선 환경에서의 이동 중 고속의 멀티미디어 서비스 제공에 대한 수요가 증가하면서 WiBro (Wireless Broadband internet) 시스템과 같은 MBWA (Mobile Broadband Wireless Access) 기술에 대한 관심이 점차 증가하고 있다. 이러한 WiBro 시스템은 기존의 셀룰라(Cellular) 시스템 기반의 이동 통신망과는 달리 기본적으로 IP 기반의 백본 네트워크로 구성될 것이며 ALL-IP로의 망 진화의 흐름에 따라서 궁극적으로는 IPv6 (IP version six) 기반의 백본 네트워크로 도입될 것이다. 이와 같은 무선 이동 환경에서는 WiBro 시스템의 물리 계층이나 매체 접근 제어 계층에서의 이동성 지원 방안 뿐 만아니라 네트워크 계층에서의 이동성 지원 프로토콜 지원이 필요하다. 따라서 본 논문에서는 IPv6 기반의 WiBro 시스템에서 단말의 서브넷 (Subnet) 간 핸드오버 성능을 향상시키기 위한 고속 핸드오버 방안을 제안하고 모의실험을 통해서 제안한 메카니즘 (Mechanism)이 서브넷 간 핸드오버 시 발생할 수 있는 데이터 유실 문제와 핸드오버 지연 발생 문제 등을 개선할 수 있다는 것을 보인다.

Key Words : WiBro, IEEE802.16e, Mobile IPv6, FMIPv6, Out-of Sequence

ABSTRACT

With the recent growth in demand for high-data rate multimedia services in the wireless environments, the Mobile Broadband Wireless Access (MBWA) technologies, such as WiBro (Wireless Broadband internet) system, are gradually coming into the spotlight. Unlike the conventional mobile communication networks based on cellular system, the WiBro system basically consists of IP based backbone networks that will be ultimately deployed by IPv6 (IP version six) based backbone networks according to the All-IP trend for the network evolution. In such wireless mobile environments, it is needed to support the mobility management protocol on network layer as well as physical layer and Medium Access Control (MAC) layer in WiBro system.

Accordingly, in this paper, we propose a fast handover scheme for improving the handover performance in IPv6 based WiBro system and show that the proposed scheme achieves loss-free and low handover latency during inter-subnet movement of the mobile stations through the simulation.

※ 본 연구는 정보통신부 및 정보통신진흥원의 대학 IT 연구센터 지원 사업의 연구결과 수행과 2006년도 광운대학교 연구년에 의하여 연구되었음

* 광운대학교 전자통신공학과 네트워크 컴퓨팅 연구실({asroom78, hwkim}@kw.ac.kr)

논문번호 : KICS2006-06-275, 접수일자 : 2006년 6월 16일, 최종논문접수일자 : 2006년 10월 17일

I. 서론

최근 이동 단말기 사용이 일반화 되면서 이동성을 전제로 한 고속 인터넷 서비스에 대한 수요가 점차 증가하고 있으며, 사용자들은 유, 무선 통합을 통하여 언제 어디서나 자유롭게 인터넷을 이용할 수 있는 환경이 구축되기를 기대하고 있다. 이러한 요구에 따라서 정지 또는 이동 중에도 고속 인터넷 접속 및 서비스가 가능한 WiBro 표준^[1]이 한국 정보통신 기술 협회 (TTA)와 한국 정보 통신 연구소 (ETRI)를 주축으로 제정되었다. WiBro는 기존의 IEEE의 802.16e와 그 맥락을 같이 하는 기술로써, 현재 TTA 및 IEEE802.16에서의 규격화 작업은 완성된 상태이며, WiBro 규격과 국제 규격 즉 IEEE802.16e^[7] 표준 간의 일치화까지 이루어진 상태이다. WiBro 표준은 유선망이 갖는 기존의 한계를 극복하여 60Km/h의 이동성을 지원하는 것을 기본으로 하며 실내외에서 끊김 없이 초고속 무선 인터넷 서비스를 제공할 수 있도록 설계되었다. 이러한 기능을 위해서 WiBro에서는 기본적으로 기지국 간 이동 시 단말과 기지국 사이에 수행되는 MAC 프로토콜로서 기술 되어 있다. 그러나 IP 기반의 WiBro 시스템에서 고속의 이동 중에 초고속 인터넷 서비스를 제공하기 위해서는 기지국 간의 이동에 의해 발생하는 핸드오버에 대한 지원을 위한 메카니즘뿐만 아니라 서로 다른 서브넷 간의 단말 이동에 따른 3계층 핸드오버 지원 메카니즘이 필요하다. 또한 WiBro는 백본 (Backbone) 네트워크의 프로토콜을 IPv6 기반으로 할 예정이므로 이러한 점까지 고려한 IP 계층 이동성 지원 메카니즘이 수용되어야 한다.

IP 계층의 이동성 지원을 위한 대표적 국제 프로토콜로써 IETF의 MIPv6 (Mobile IPv6)가 있다. 향후, WiBro가 차세대 인터넷 프로토콜로써 IPv6를 수용한다면 이러한 IPv6 기반의 이동성 지원 프로토콜에 대한 중요도는 더욱 증가하게 될 것이다. 그러나 MIPv6는 단지 이동 노드의 위치 등록 및 현재 통신 중인 세션 (session)의 데이터 패킷들에 대한 경로 재설정과 관련된 프로토콜로써 실시간 멀티미디어 통신을 만족시킬 수준의 이동성을 지원하기에는 여러 가지 문제점이 있다.^[2] 대표적인 문제점으로 핸드오버 간 발생하는 긴 지연 (Delay) 시간과 이에 따른 데이터 유실이 그것이다. IETF의 MIPSHOP (MIPv6 Signaling and Handoff Optimization) 워킹 그룹은 MIPv6의 이와 같은 문제점을

개선하여 신속하고 데이터 유실 없는 핸드오버가 가능하도록 3계층에서 지원하기 위해서 고속 핸드오버 (Fast handover for MIPv6, FMIPv6) 프로토콜 표준을 제정했다.^[3] IP 계층의 관점에서 FMIPv6는 MAC계층의 핸드오버 트리거 (trigger) 정보를 가정함으로써 새로운 도메인 (Domain)으로 이동하기 전에 3계층 핸드오버를 위한 준비 과정을 실시할 수 있게 되어 MIPv6에서 발생하는 긴 핸드오버 지연과 데이터 유실 문제를 해결한다. 그러나 이러한 2계층 정보 이용을 통한 3계층 핸드오버 수행은 FMIPv6 메카니즘이 MAC의 트리거 정보에 크게 의존하게 되며 2계층 핸드오버 메카니즘과의 적절한 조합이 이루어져야만 가능하다는 것을 의미한다.

본 논문에서는 이러한 점을 고려하여 IPv6 기반의 WiBro 시스템에서 이동 단말이 다른 서브넷 지역으로 이동할 때 발생할 수 있는 핸드오버 지연 시간과 데이터 유실을 최소화 할 수 있는 메카니즘을 제안한다. 제안하는 메카니즘은 기존의 FMIPv6를 기본 적으로 고려하고, IP 계층과 WiBro의 MAC 계층과의 밀접한 연계를 통한 핸드오버를 정의한다. 본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 ETRI에서 제안한 WiBro 망에서의 서브넷 간 핸드오버 메카니즘의 문제점과 FMIPv6 적용을 위한 고려 사항들을 살펴본다. 이러한 고려사항들을 기반으로 3장에서는 새롭게 제안하는 고속 핸드오버 방안에 대하여 설명하고 4장에서는 제안한 메카니즘에 대한 성능 향상 여부를 시뮬레이션 결과를 통해 검증한다. 끝으로 5장에서 결론을 맺는다.

II. WiBro 핸드오버 메카니즘과 FMIPv6

2.1 WiBro에서 서브넷 간 핸드오버 메카니즘과 문제점

그림 1에 나타낸 것과 같이 WiBro 시스템은 이동 단말인 PSS (Portable Subscriber Station)와 기지국인 RAS (Radio Access Station), 그리고 여러 개의 RAS를 수용 및 제어하는 ACR (Access Control Router), 서비스 인증 및 사용자 인증과 관련한 AAA (Authentication, Authorization and Accounting) 서버와 IP 기반의 운영자 백본 네트워크로 구성된다.^{[1][4][5]} 이와 같은 네트워크 구성을 기반으로 하여 WiBro는 기본적으로 시속 60km 정도로 이동하면서도 PSS에 고속의 데이터 전송을 가능하도록 지원하기 위해서 표준에서는 네트워크 구성 노드들의 물리계층과 MAC 계층의 핸드오버 지원

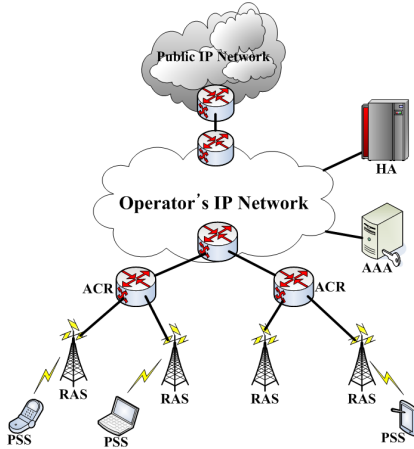


그림 1. WiBro 시스템 네트워크 구성도

요구 사항들을 명시하고 있다.^[1] 이것은 기본적으로 PSS가 현재 접속 중인 RAS와의 통신을 중단하고 새로운 RAS로 이동 할 경우에 필요한 기본 사항이다. 그러나 그림에서 보는 바와 같이 시속 60km 이상의 속도로 이동하는 단말은 언제든지 현재의 ACR 지역을 벗어날 가능성이 있으며 이러한 경우를 위한 ACR 간 핸드오버 지원 메커니즘이 필요하다. 따라서 ETRI에서는 WiBro 표준에 근거하여 ACR 간 핸드오버를 위한 백본 시그널링 (Signaling) 메커니즘과 메시지를 제안했다.^{[4][5]} 다음 절 2.1.1과 2.1.2에서 ACR 간 핸드오버 시 시그널링 절차를 설명하고 ETRI에서 제안한 메커니즘의 문제점을 지적한다.

2.1.1 ACR 간 핸드오버 메커니즘

그림 2는 ETRI에서 제안한 ACR 간 핸드오버 메커니즘에서의 메시지 교환 절차를 나타낸다.^{[4][5]} 본 논문에서 제안한 IPv6 기반의 고속 핸드오버 방안은 기본적으로 그림 2의 핸드오버 메커니즘을 기반으로 하였다. 따라서 본 절에서는 먼저 ETRI에서 제안한 ACR 간 핸드오버 메커니즘에 대한 절차를 설명한다. ACR간 기본 핸드오버 절차는 다음과 같다.

PSS가 주기적으로 현재 serving-RAS (s-RAS)로부터 MOB-NBR-ADV (Neighbor Advertisement) 메시지를 통해 인접 RAS들의 정보를 수신하면서 서비스를 받고 있을 때 그 수신 신호의 세기가 일정 기준치 (Threshold) 이하로 떨어지면 셀 검색 (Scanning) 절차를 통해 적당한 새로운 RAS 셀을 찾게 된다. 셀 검색을 통해서 더 나은 셀을 감지하게 되면 PSS는 MOB_MSHO-REQ (Mobile Station Handover-Request) 메시지를 통해서 핸드오버를 요

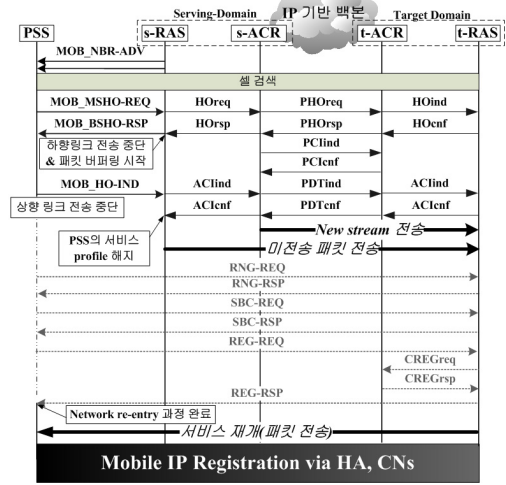


그림 2. ETRI에서 제안한 ACR 간 핸드오버 메커니즘

청함으로써 핸드오버가 시작된다. 이 메시지를 수신한 s-RAS는 이것을 HOreq 메시지를 통해 serving-ACR (s-ACR)에게 전달하며, 이 메시지를 수신한 s-ACR은 PSS가 요청한 RAS가 자신의 지역 내의 RAS인지 아닌지를 판별하여 만약 인접한 다른 ACR 지역의 RAS인 경우에는 백본 네트워크를 통해 target-ACR (t-ACR) 도메인에 핸드오버 요청 메시지를 전달한다. 핸드오버 요청에 대한 결과가 s-ACR을 통해 s-RAS에 도착하면 s-RAS는 t-RAS (target-RAS) 정보를 포함하여 MOB_BSHO-RSP (Base Station Handover-Response) 메시지를 통해 PSS에 전달하고, s-RAS는 하향 패킷의 전송을 중지하고 해당 패킷 즉 미전송 패킷 (Un delivered packet)에 대한 버퍼링 (Buffering)을 시작한다. 이 사이에 s-ACR과 t-ACR은 핸드오버 시 패킷 포워딩을 위한 터널 설정을 위해서 PClind/cnf (Packet access router Context Information indication/confirmation) 메시지를 교환한다.

MOB_BSHO-RSP를 수신한 후 PSS는 MOB_HO-IND (Handover-Indication) 메시지를 s-RAS에게 전송하여 핸드오버 실행을 알리고 상향 링크 (Up link) 패킷 전송을 중단한다. PSS의 MOB_HO-IND 메시지를 수신한 s-RAS는 t-RAS와 가입자 세션 정보 교환 및 미전송 패킷 전송을 위한 터널 설정을 위해서 ACIind (Access Point Context Information indication), ACIcnf (ACI confirmation) 메시지를 백본을 통해 교환한다. ACIind에 대한 ACIcnf 메시지가 s-ACR에 PDTcnf을 통해 전달되면 s-ACR은 t-ACR과 사전에 설정된 터널정보를 통해 패킷

을 터널링 (tunneling)하며 s-RAS에서 버퍼링 된 미전송 패킷은 s-ACR로부터 ACIcnf 메시지를 수신하면 t-RAS로 터널링이 이루어지며 이 모든 패킷들은 t-RAS에서 PSS가 접속할 때까지 버퍼링 된다.

마지막으로 MOB_HO-IND 메시지를 전송한 PSS는 새로운 t-RAS와 접속을 위한 망 재진입과 등록 절차를 실시하며 이것은 RNG-REQ/RSP (Ranging-Request/Response), SBC-REQ/RSP (Subscriber station Basic Capability-Request/Response), REG-REQ/RSP(Registration-Request/Response)의 메시지 교환을 통해서 이루어진다. 망 재진입 절차가 완료되면 t-RAS는 버퍼링 된 패킷을 PSS에게 전송하게 된다. 망 재진입 및 등록 절차 완료와 서비스 재개가 새로운 RAS 즉, t-RAS를 통해 이루어지면 PSS는 MIP 등록 절차를 HA (Home Agent), IPv6의 경우 CN (Correspondent Node) 등과 수행하게 되며 이와 같은 절차까지 완료되면 핸드오버를 위한 모든 과정이 완료된다.

2.1.2 기존 ACR 간 핸드오버 메카니즘의 문제점

앞 절 1)에서 설명한 바와 같이 ETRI에서 제안한 ACR 간 핸드오버 메카니즘에서는 핸드오버 중에 발생할 수 있는 데이터 유실을 방지하기 위해서 미전송 패킷에 대한 버퍼링을 s-RAS에서 실시한다.^{[4][5]} 그러나 그림 3에 나타난 것과 같이 s-RAS와 t-RAS간의 터널을 통한 미전송 패킷 포워딩 중에 s-ACR에 도착한 새로운 패킷들은 t-ACR을 통해 바로 터널링되어 결국 t-RAS에서는 이 두 스트림 (stream)이 섞이게 되는 패킷 순서 뒤섞임 문제 (Out-of sequence problem)을 야기한다. 따라서 별도의 순서 제어 메카니즘이 t-RAS에 존재하지 않는다면 PSS는 새로운 도메인에서 순서가 뒤섞인 패킷을 수신할 가능성이 높다. 더구나 같은 경로를 통해 두 번 같은 데이터 패킷을 전송하는 것은 네트워크

자원(Network resource) 이용 측면에서도 비효율적이다.

그리고 ETRI의 ACR 간 핸드오버는 기본적으로 WiBro 표준에서 정의한 PSS와 RAS 간 시그널링 메시지를 백본을 통해 다른 ACR 도메인의 RAS에게 전달하기 위한 메카니즘 및 메시지를 정의한 것으로서 IP 계층에서의 고속의 이동성 지원에 관련한 부분은 포함 되어있지 않다. 이 부분은 단지 기존의 MIP 프로토콜을 사용하는 것으로 고려하고 있다.^{[1][4][5]} 그러나 궁극적으로 핸드오버 성능을 향상시켜 본래의 WiBro 시스템이 지향하는 60Km/h 혹은 그 이상의 속도로 이동하는 PSS에 대한 고속의 멀티미디어 서비스 제공이 가능하기 위해서는 IP 계층에서의 고속 핸드오버 메카니즘이 적용되어야 한다. 또한 현재 초창기 WiBro 서비스가 IPv4기반으로 시작된다는 점에 입각하여 제안되었기 때문에 IPv6에 대한 고려가 포함되어있지 않지만 최종적으로는 ALL-IP로의 망 진화에 따라서 IPv6가 WiBro에 도입될 것이므로 IPv6 기반의 고속 핸드오버 메카니즘이 수용을 고려해야만 한다.

2.2 WiBro 시스템에 FMIPv6 적용을 위한 고려 사항

IETF의 FMIPv6 프로토콜의 목적은 기존의 MIPv6에서 발생하는 긴 핸드오버 지연 시간과 데이터 유실을 최소화하기 위함이다. MIPv6의 이러한 문제점을 개선하기 위해서 FMIPv6는 2계층으로부터의 L2 (layer 2) 트리거 정보를 가정한다. 새로운 도메인으로의 이동전에 L2 트리거 정보를 통해 사전에 핸드오버를 감지하고 이동이 예상되는 새로운 도메인에 대한 IP 프리픽스 정보를 획득하여 nCoA (new Care-of Address)를 설정하고 패킷 유실 방지를 위해 버퍼링과 터널 설정 과정을 수행함으로써 단말의 이동에 따른 핸드오버 지연 시간과 데이터 유실을 최소화 할 수 있게 된다.

그러나 실제 무선 환경에서의 임의적인 이동 단말의 움직임과 예상치 못한 무선 환경 변화에 의해 FMIPv6의 시그널링 절차를 정상적으로 마치지 못하는 상황 즉, FMIPv6의 실패 상황 (failure case)을 유발할 가능성이 있다.^[2] 만약 이동 단말이 핸드오버 전에 FMIPv6에서 정의한 RtSolPr/ PrRtAdv (Router Solicitation for Proxy /Proxy Router Advertisement), FBU/FBack (Fast Binding Update/Fast Binding acknowledgement) 메시지 교환을 어떤 예측하지 못한 상황에 의해 하지 못하게 되면

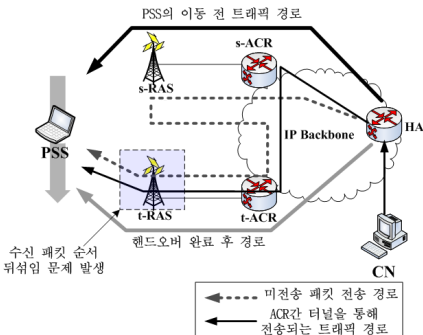


그림 3. 기존 ACR 간 핸드오버에서의 트래픽 경로

MIPv6에서와 마찬가지로 다량의 데이터 유실이 발생할 수 있으며 핸드오버 지연 시간을 증가시킬 수 있는 원인을 제공할 수 있다.^[2] 실제 무선 환경에 적용을 위한 관점에서 보았을 때 이러한 FMIPv6의 문제점을 개선하기 위해서는 L2 트리거 정보에 대한 의존성을 줄이는 방안을 고려해야하며 이것은 곧 무선 구간에서의 이동 단말과 AR (Access Router)간의 고속 핸드오버를 위한 시그널링 메시지 수를 최소화해야만 가능하다.

또한 FMIPv6의 수행은 WiBro와 같은 시스템의 MAC 계층 핸드오버 시그널링 메카니즘과의 적절한 조화를 필수적으로 고려해야한다. 적절치 못한 두 계층 간 핸드오버 메카니즘 조합은 FMIPv6의 핸드오버 실행 오류나 WiBro 핸드오버 시그널링 수행 방해를 유발하여 예상치 못한 핸드오버 지연이나 데이터 유실 문제를 발생시키기 때문이다. 따라서 그림 4에서 보는 것과 같이 WiBro에서 정상적인 predictive 모드의 FMIPv6를 위한 시그널링이 수행되기 위해서는 RtSolPr/PrRtAdv, FBU/FBack 메시지 교환이 MOB_MSHO-REQ와 MOB_BSHO-RSP 교환이 이루어지는 시간 (X) 내에서 이루어져야만 한다. 그 이유는 그림 4에 나타난 것과 같이 시간 X부터 X+a 사이에서 고속 핸드오버를 위한 메시지를 전송할 경우 RAS의 하향 링크 (Downlink) 전송 중단으로 인해 RtSolPr나 FBU에 대한 응답 메시지를 수신 할 수 없게 되며 X+a의 시간 이후에는 이전 serving-RAS와의 연결이 해지되므로 메시지 교환자체가 불가능해지기 때문이다. 그러나 FMIPv6에서의 L3 고속핸드오버 준비 절차 (Layer 3 preparation)가 WiBro에서의 핸드오버 요청 메시지 교환 내 즉, 그림 4에서의 X라는 시간 안에 완료된다는 것을 보장하기는 힘들다. 따라서 WiBro에서의 핸드오버 요청과 응답 메시지 교환이 이루어지는 시간 내에서 L3 고속핸드오버 준비 절

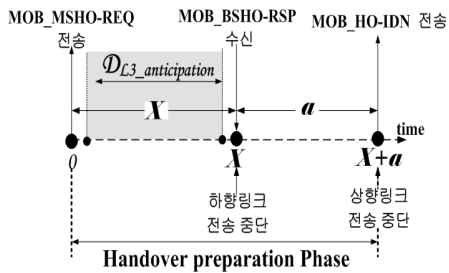


그림 4. WiBro에서 고속 핸드오버를 위한 L3 preparation 수행이 가능한 시간

차가 정상적으로 완료되도록 하기 위해서는 WiBro 시그널링 수행에 일부 지연을 가하는 방안을 고려해야할 지도 모른다.^[6] 하지만 이러한 방법은 WiBro에서의 MAC과 물리 계층에서의 매끄러운 핸드오버 수행에 어떤 임의의 지연을 가함에 따라서 L2 핸드오버 수행 오류를 유발하여 오히려 핸드오버 지연 시간을 증가시키게 되며 데이터 유실을 가중시킬 수 있는 문제점이 있어 현재는 바람직한 방안으로 고려되고 있지 않다.^[6] 그러므로 L2 핸드오버 수행 메카니즘에 변형을 가하지 않고 MOB_MSHO-REQ와 MOB_BSHO-RSP 교환 과정 사이에 FMIPv6를 위한 L3 핸드오버 준비 절차가 정상적으로 완료 될 수 있도록 보장하기 위해서는 기존 FMIPv6 메카니즘에서의 L3 anticipation 과정과 FBU 과정 즉, L3 preparation 과정에 일부 수정이 불가피하다. 본 절에서 언급한 FMIPv6 메카니즘의 수정은 기존 표준 문서에서 정의한 것과 완전히 다른 새로운 메카니즘의 필요성을 의미하는 것이 아닌 기존 FMIPv6 메카니즘의 일부 시그널링 메시지를 WiBro 시그널링 메시지를 이용하여 보다 효과적인 고속 핸드오버가 이루어지도록 하는 방안이 필요하다는 것을 의미한다.

III. WiBro를 위한 IPv6 고속 핸드오버 방안

3.1. 제안한 메카니즘에서의 고속핸드오버 동작

본 절에서는 2장에서 설명한 고려사항을 반영한 WiBro에서의 IPv6 기반 고속 핸드오버 메카니즘의 동작에 대해서 설명한다. 제안한 메카니즘은 그림 5

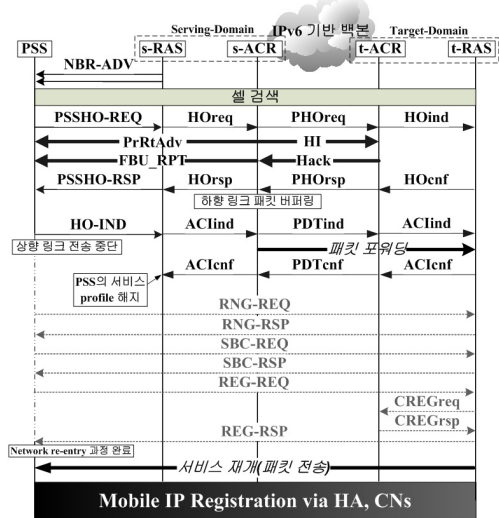


그림 5. WiBro에서의 IPv6 기반 고속 핸드오버 메카니즘

에 나타났다. WiBro에서의 ACR 간 핸드오버 발생 시 제안한 메카니즘의 동작은 다음과 같다.

3.1.1 L2 핸드오버의 시작

주기적으로 브로드캐스팅 (Broadcasting)되는 s-RAS의 MOB_NBV-ADV 메시지 수신을 통해 인접 RAS에 대한 개수, 인접 셀의 주소 (Neighbor Cell ID), 동기화 정보를 PSS는 리스트로 갖는다. 현재 서비스를 제공하는 s-RAS로부터의 수신 신호 세기가 일정 기준치 이하로 떨어지게 되면 스캔 요청 메시지를 통해서 인접 RAS 신호를 스캔(Scan)한다. 셀 검색을 통해 더 나은 셀의 RAS를 찾게 되면 PSS는 MOB_MSHO-REQ 메시지를 s-RAS에 전송함으로써 핸드오버를 시작한다. PSS로부터 핸드오버 요청 메시지를 수신한 s-RAS는 HOreq 메시지를 통해서 t-RAS 리스트와 PSS에 대한 MAC 정보를 s-ACR에 전달한다. 요청한 t-RAS가 다른 ACR 도메인의 RAS 일 경우 s-ACR은 L3 핸드오버를 위한 절차를 시작한다.

3.1.2 ACR 간 핸드오버 처리를 위한 L3 고속 핸드 오버 Preparation

s-ACR은 PSS가 요청한 RAS가 새로운 ACR 도메인의 RAS일 경우 HOreq (Handover request) 메시지에 포함된 PSS의 MAC 정보와 t-RAS가 속한 t-ACR의 IP 프리픽스 정보를 통해 임시 CoA를 생성하여 PrRtAdv 메시지의 CoA Option 필드 (field)에 첨부해 PSS에게 전송한다. 그와 동시에 s-ACR은 임시로 생성한 PSS에 대한 CoA의 중복 체크 (Duplicate Address Detection, DAD)와 핸드오버 중 패킷 터널링을 위한 트래픽 터널 설정을 위해서 HI (Handover Initiate) 메시지를 t-ACR에게 전송한다. 이때 HI 메시지의 nCoA Option에는 s-ACR이 임시로 생성한 CoA를 첨부한다. HI 메시지를 통해 요청한 nCoA가 t-ACR에서 유효한 주소로 판명되면 t-ACR은 해당 주소를 PSS에 대한 nCoA로 할당하고 그 결과를 Hack (Handover acknowledge) 메시지를 통해 s-ACR에 보고함으로써 터널 설정이 완료된다. t-ACR로부터 Hack 메시지를 수신한 s-ACR은 임시로 설정한 nCoA가 요청한 도메인에서 유효한 경우 해당 CoA를 PSS의 nCoA로 확정하고 트래픽 터널링을 위한 정보로 사용하기 위해 그 주소를 바인딩 (Binding) 한다. 그리고 그 결과를 FBU_RPT 메시지를 통해 PSS에 전송한다. 여기에서 FBU_RPT 메시지는 기존 FMIPv6 표준에서의

FBack (Fast Binding acknowledgment) 메시지와 동일한 포맷 (Format)과 역할을 하는 메시지이지만 PSS의 무선 링크를 통한 FBU 메시지 전송 없이 전송되므로 구별을 위해 본 논문에서는 FBU_RPT로 표기한다.

이와 같은 과정이 수행되는 동안 PSS의 핸드오버 요청에 대한 응답 메시지 (PHOrsp)가 s-ACR에 도착하면 이 메시지를 HOOrsp 메시지를 통해 s-RAS에 전달하고 하향 패킷 전송을 중지하며 해당 패킷들에 대한 버퍼링을 실시한다. 한편, HOOrsp 메시지를 수신한 s-RAS는 MOB_BSHO-RSP 메시지를 통해 핸드오버 요청에 대한 결과를 PSS에게 전송하게 된다. s-RAS로부터 MOB_BSHO-RSP 메시지를 수신한 PSS는 MOB_HO-IND 메시지를 s-RAS에 전송함으로써 기존 링크와 연결을 중단하게 된다. 이때 s-RAS는 ACIind 메시지를 통해서 PSS에 대한 가입자 세션 정보를 t-RAS에 전달하게 되며 이에 대한 결과는 t-RAS의 ACIcnf 메시지를 통해 s-RAS에 보고된다.

s-ACR에서 버퍼링하고 있는 패킷들 즉, PSS의 pCoA (previous CoA)로 전송된 패킷들에 대한 새로운 도메인으로의 전달이 시작되는 시점은 s-RAS로부터 s-ACR가 ACIind 메시지를 수신한 시점이다. 본 논문에서 제안한 메카니즘에서는 기존의 s-RAS의 미전송 패킷 버퍼링을 실시하지 않는 대신 s-ACR이 하향 패킷들에 대한 버퍼링을 실시함으로써 RAS 간 ACIind/cnf 메시지 교환을 통한 별도의 터널 설정에 대한 확인이 필요 없이 PSS이 현재 도메인을 떠났음을 확인 한 순간 s-ACR에서 패킷을 t-ACR 도메인으로 포워딩한다. 또한 s-ACR로부터 전달된 패킷들은 t-ACR의 해당 t-RAS에서 PSS가 망 재진입 과정을 통해 접속할 때까지 버퍼링한다.

3.1.3 새로운 도메인의 접속과 패킷 수신

MOB_HO-IND 메시지 전송으로부터 시작된 가입자 세션정보 전달과 패킷 포워딩이 이루어지는 동안 PSS는 새로운 도메인의 RAS에 접속하기 위한 절차를 수행하게 된다. 새로운 RAS 즉, t-RAS에 접속하기 위한 망 재접속 (Network re-entry) 절차는 본 논문의 2장에서 설명한 바와 같이 RNG-REQ/RSP, SBC-REQ/RSP, REG-REQ/RSP 메시지 교환을 통해서 PSS의 기본 기능 협상과 위치 등록을 갱신하고 트래픽 세션에 대한 정보를 새롭게 갱

신함으로써 이루어진다. 이와 같은 과정을 통해서 새로운 도메인의 RAS에 접속이 완료된 후에는 별도의 FNA (Fast Neighbor Advertisement), FNA ACK (FNA Acknowledgement) 메시지 교환 과정이 없이 t-RAS로부터 즉시 패킷 전송이 시작된다. 새로운 도메인에 접속 완료 시 추가적인 FNA/FNAACK 메시지 교환이 필요 없는 이유는 WiBro 표준에서 정의한 망 재접속 과정을 통해 PSS에 대한 인증 및 기본 기능 협상이 이루어지며 단말의 서비스 플로우 (service flow)에 대한 CID (Connection Identifier)와 IP 주소가 매핑 (Mapping)되어 ACR에 등록되기 때문이다.^{[1][4][5]} 또한 WiBro는 본 논문 제1절에서 설명한 바와 같이 ACR과 RAS가 별도로 구현되며 PSS에 대한 데이터 트래픽은 최종적으로 t-RAS에서 버퍼링되므로 ACR과 단말 사이의 FNA/FNAACK 교환은 불필요한 과정이 된다.

마지막으로 망 재접속 과정이 완료되고 새롭게 접속한 도메인의 RAS로부터 서비스 재개가 이루어지면 PSS는 자신의 nCoA를 HA와 CN에 바인딩하는 과정을 수행하고 핸드오버 절차를 마친다.

3.2 제안한 메카니즘에서의 L3 고속 핸드오버 Preparation과 실패 가능성

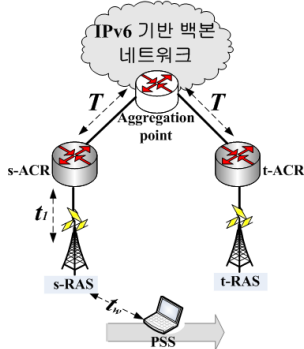


그림 6. IPv6기반 WiBro 네트워크 토폴로지의 예

L3 고속 핸드오버 수행을 위한 preparation 과정에서 무선 구간의 예기치 못한 변화에 따른 핸드오버 실패나 부적절한 L2 핸드오버 메카니즘과의 조합으로 인한 핸드오버 실패의 경우 발생 가능성을 줄이기 위해서 본 논문에서는 기존의 L3 핸드오버 preparation 과정을 수정하는 방안을 제시했다.

본 절에서는 제안한 메카니즘에서의 L3 preparation 과정과 WiBro 핸드오버 준비 과정의 상호 연관 관계에 대해 설명한다. 설명을 위해 그림 6에 나타난 것과 같은 네트워크 토폴로지 (Topology)를

표 1. 각 노드의 링크 사이의 데이터 전송 지연 파라미터

Notation	Description
t_w	PSS와 RAS사이의 링크에 대한 데이터 전송 지연 시간
t_l	RAS와 ACR 간 링크에서의 데이터 전송 지연 시간
T	ACR과 백본 네트워크의 Aggregation point 라우터 사이의 링크에 대한 패킷 전송 지연 시간

가정한다. 그림 6의 네트워크 토폴로지에서 각 노드 사이의 링크에서 패킷 전송과 관련된 지연은 표 1에 나타난 것과 같이 가정한다.

여기에서 그림 6의 각 노드에서 핸드오버 메시지 처리를 위한 시간 (Processing time)은 일반적으로 링크 사이의 패킷 전송에 의한 지연시간에 비해 작기 때문에 본 절의 설명에서는 생략한다. 또한 각 링크는 Full-Duplex 로 데이터 전송이 가능하며 상, 하향 링크의 전송 지연은 같다고 가정한다.

이와 같은 가정 하에서 ACR 간 고속 핸드오버 수행 시에 PSS가 MOB_MSHO-REQ 메시지를 전송한 후 s-ACR로부터 PrRtAdv, FBU_RPT 메시지와 MOB_BSHO-RSP 메시지를 수신하기까지의 지연 시간에 대한 관계는 그림 7에 나타났다. 그림 7로부터 PSS가 MOB_MSHO-REQ 메시지에 대한 MOB_BSHO-RSP 메시지를 수신 할 때까지의 지연 시간 ($D_{MOB_MSHO-REQ/BSHO-RSP}$)은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$D_{MOB_MSHO-REQ/BSHO-RSP} = 2t_w + 4t_l + 4T \quad (1)$$

또한, MOB_MSHO-REQ 메시지를 전송 후 PSS가 s-ACR로부터 PrRtAdv 메시지를 수신 할 때까지 기다려야 하는 지연 시간 ($D_{PrRtAdv}$)과 FBU_RPT 메시지 수신까지의 지연 시간 (D_{FBU_RPT})은 각각

$$D_{PrRtAdv} = 2t_w + 4t_l \quad (2)$$

$$D_{FBU_RPT} = 2t_w + 2t_l + 4T \quad (3)$$

이 된다. 식(1), (2), (3)을 통해서 우리는

$$D_{MOB_MSHO-REQ/BSHO-RSP} > D_{FBU_RPT} > D_{PrRtAdv} \quad (4)$$

을 얻을 수 있다. 부등식(4)는 제안한 메카니즘에서의 L3 preparation 과정이 MOB_BSHO-RSP 메시지에 의해 하향 링크 전송이 중단되기 전에 완료될

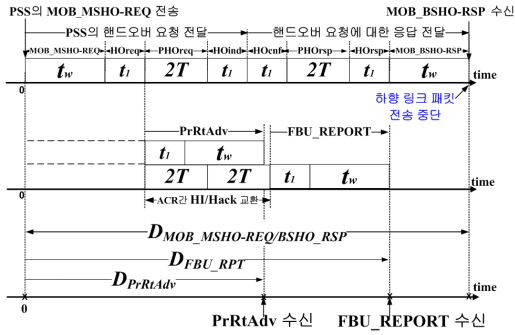


그림 7. 제안한 메카니즘에서의 L3 preparation을 위해 필요한 지연 시간

수 있음을 나타낸다. 따라서 제안한 메카니즘에서의 고속 핸드오버를 위한 준비 절차는 L2의 핸드오버 시그널링의 실패나 물리 계층의 잘못된 판단에 의한 핸드오버 실패가 발생하지 않는 한 정상적인 L3 고속 핸드오버 절차를 수행 할 수 있게 될 것이다.

3.3 수신 패킷 순서 뒤섞임 문제 해결을 위한 serving-ACR 버퍼링 메카니즘

기존의 ETRI에서 제안한 ACR 간 핸드오버 메카니즘에서는 핸드오버 중 데이터 유실 방지를 위해서 serving-RAS에서 미전송 패킷을 버퍼링하는 방안을 도입했다. 그러나 2.1.2절에서 간략히 설명한 바와 같이 기존의 버퍼링 메카니즘은 PSS가 새로운 도메인에 접속 후 패킷을 수신할 때 그 순서가 뒤섞임 채로 도착할 가능성이 있다. 이러한 패킷 순서 뒤섞임 문제는 특히 실시간 멀티미디어 데이터 서비스 시 그 성능을 심각하게 저하시킬 수 있다. 따라서 본 논문에서는 기존의 serving-RAS를 통한 미전송 패킷 버퍼링이 아닌 serving-ACR을 통한 패킷 버퍼링 기법을 통해 순서 뒤섞임 문제를 해결한다.

본 절에서는 제안한 serving-ACR 버퍼링 메카니즘이 패킷 순서 뒤섞임 문제를 어떻게 해결할 수 있는지를 간단한 예를 들어 설명한다. 설명을 위해서 그림 6의 가상의 토폴로지를 본 절에서도 역시 가정한다. 그림 6과 같은 네트워크 토폴로지서 PSS가 현재의 serving-ACR 도메인으로부터 새로운 ACR 도메인의 RAS로 핸드오버 할 경우에 serving-ACR에서 수신하는 데이터 패킷과 그 패킷들에 대한 포워딩 시나리오를 각각 그림 8과 9 그리고 그림 10과 11에 나타냈다.

일정한 시간 간격(u)으로 패킷이 s-ACR에 수신된다고 가정했을 때 ETRI에서 제안한 ACR 간 핸드

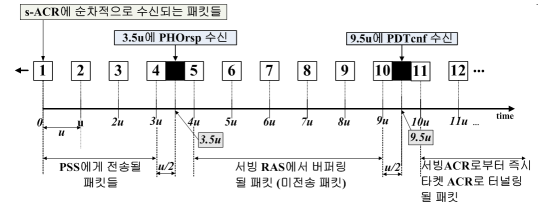


그림 8. 기존 메카니즘에서 PSS의 ACR 간 핸드오버 시 serving-ACR에서 수신되는 패킷

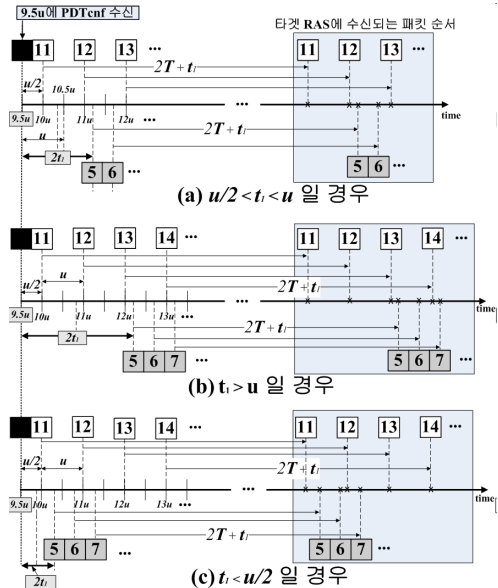


그림 9. 기존 메카니즘에서 PSS의 ACR 간 핸드오버 시 serving-ACR에서의 패킷 포워딩과 target-RAS (t-RAS)에서 수신하는 패킷의 순서

드오버 메카니즘에서의 s-ACR 패킷 수신 시나리오에 대한 각각의 도착 패킷의 처리는 그림 8에 나타난 것과 같이 s-ACR에 수신되는 1~4번의 데이터 패킷은 하향 링크 전송 중단전에 도착한 패킷이므로 PSS에게로 향하게 되며, 반면 5~10번의 패킷은 PHORsp에 대한 MOB_BSHO-RSP 메시지를 s-RAS가 전송 후 하향 링크 전송을 중단함으로써 s-RAS에서 버퍼링되며 이 패킷들을 본 논문에서는 '미전송 패킷'이라고 지칭했다. 마지막으로 PSS의 MOB_HO-IND 메시지로부터 시작된 s-RAS의 ACInd 메시지에 대한 응답 메시지 (PDTcnf)가 시간 $9.5u$ 에 s-ACR에 도착하게 되면 그 이후로 도착하는 11번 패킷부터는 s-RAS에 전달되지 않고 즉시 새로운 ACR 도메인으로 터널링 된다. 이와 관련한 결과는 그림 9에 나타냈다.

그림 9에서 보는 것과 같이 기본적으로 s-ACR의

패킷 포워딩에 대한 t-RAS의 패킷 수신 시나리오는 세 가지 경우가 존재할 수 있다. 그 이유는 도착 패킷 간 지연 시간 (Inter-arrival time)과 WiBro 네트워크에서의 RAS, ACR 사이의 링크 지연이 항상 일정하다고 볼 수 없기 때문이다. 그러나 그림 9의 세 가지 결과에서 보듯이 위의 두 가지 지연 요소에 관계없이 t-RAS는 패킷 순서가 뒤섞여서 수신하게 됨을 알 수 있다. 어떠한 경우에서든 이와 같이 패킷 뒤섞임 문제가 발생하게 되는 원인은 순서상 가장 먼저 수신되어야 할 미전송 패킷들은 s-RAS와 s-ACR 사이의 링크와 관련된 $2t_l$ 만큼의 추가적인 지연이 항상 존재하게 되기 때문이다. 또한 동일한 경로를 통한 패킷 재전송 메커니즘은 ACR과 RAS 사이의 유선 링크 (link)를 2번 사용하게 됨으로써 네트워크 자원 낭비를 유발하는 비효율성을 낳는다.

반면에 본 논문에서 제안한 메커니즘은 s-ACR 버퍼링을 통해 이러한 문제를 해결하였다. 그림 10은 본 논문에서 제안한 s-ACR 버퍼링 메커니즘에서의 패킷 수신 예를 나타낸다. 그림 10에 나타난 것과 같이 s-ACR에서 수신된 1번부터 4번까지의 패킷은 핸드오버 요청에 대한 응답메시지가 도착하기 전의 데이터 패킷이므로 PSS에게 전송된다. s-ACR이 PHORsp 메시지를 수신 한 이후에 도착한 5~8번 패킷은 s-RAS에 전달하지 않고 s-ACR에서 버퍼링된다. s-ACR에서 버퍼링된 패킷들은 ACIind가 s-RAS로부터 도착하면 사전에 등록된 nCoA 정보를 통해 t-ACR 도메인으로 터널링된다. 그림 10에 대한 포워딩 시나리오는 그림 11에 나타났다.

그림 11에서 보는 바와 같이 s-ACR에서 버퍼링된 패킷 5~8은 ACIind 메시지를 수신한 후 새로운 ACR 도메인의 t-RAS로 터널링된다. 이때 s-ACR에 도착하는 New stream, 즉 그림 11의 9번부터 그 이후로 도착하는 일부의 패킷들은 차례대로 s-ACR에서 버퍼링되며 5~8번 패킷이 모두 전송된 후 t-RAS로 전송된다. 단, s-ACR의 버퍼링 지속 시간은 s-ACR에 도착하는 패킷의 Inter-arrival time에 따라서 차이가 있을 수 있다. 그림 11의 예에서는 버퍼링 된 패킷(5~8번)이 모두 터널링을 통해 t-ACR 도메인으로 전송된 후 시간 $11u$ 에 도착한 12번째 패킷부터는 버퍼링이 필요 없이 즉시 터널링 된다.

위와 같은 방법은 s-RAS 버퍼링에 따른 미전송 패킷에 대한 추가적인 $2t_l$ 의 지연이 존재하지 않으며 PSS의 패킷들은 s-ACR에서 버퍼링하고 순차적으로 터널링 함으로써 수신단에서의 패킷 섞임 문

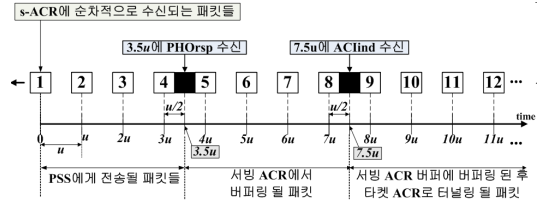


그림 10. 제안한 메커니즘에서 PSS의 ACR간 핸드오버 시 s-ACR에서 수신되는 패킷

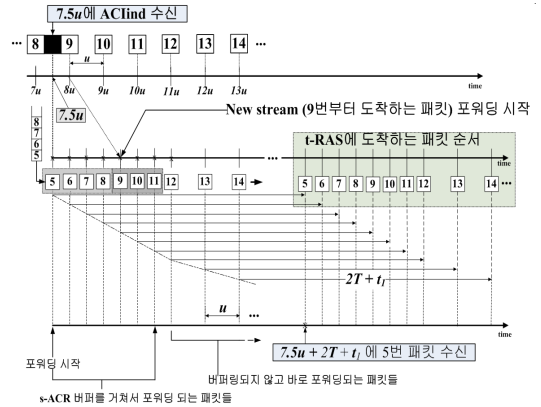


그림 11. PSS의 ACR 간 핸드오버 시 s-ACR에서의 패킷 포워딩과 t-RAS에서 수신하는 패킷의 순서

제를 해결할 수 있으며 불필요한 네트워크 자원 낭비 방지할 수 있게 된다.

IV. 성능 평가 및 비교

본 논문에서 제안한 메커니즘에 대한 성능 평가 및 비교를 위한 모의실험은 NS-2 (Network Simulator version 2)^[8]를 통해 수행했다. 먼저 그림 12의 모의실험 토폴로지를 통해서 본 논문에서 제안한 WiBro 시스템을 위한 FMIPv6 메커니즘의 성능 평가를 실시했다. 그림 12에서는 3계층 핸드오버 성능 측정을 위한 토폴로지로서 RAS 없이 바로 ACR과 핸드오버 시그널링이 이루어지도록 모의실험 환경을 구성했다. 주어진 실험 토폴로지에서는 HA와 R0 라우터사이와 CN과 R0사이의 링크 전송 지연은 2ms이고 백본 네트워크 노드 간 링크 지연에 해당하는 R0와 R1 라우터 사이의 지연은 50ms, 마지막으로 ACR과 R1 사이는 10ms로 지정했다. 이와 같은 모의실험 토폴로지서 이동 단말인 PSS는 CN로부터 전송되는 트래픽을 수신하며 ACR1을 출발하여 ACR2의 도메인으로 일정한 속도로 이동하고 이 과정에서 ACR 간 핸드오버를 수행하며 이때

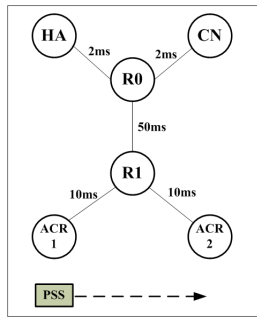


그림 12. 제안한 FMIPv6의 성능 측정을 위한 모의실험 토폴로지

의 UDP 성능 측정과 TCP 쓰루풋 (Throughput)을 측정했다.

4.1. 제안한 L3 고속 핸드오버에 대한 TCP/UDP 트래픽 성능 측정

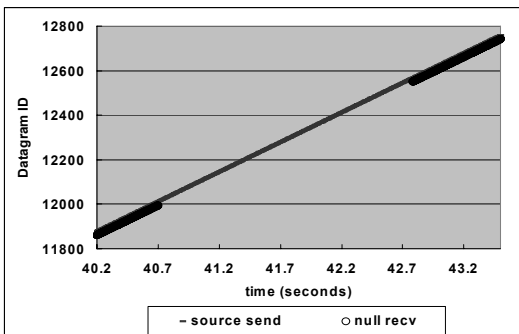


그림 13. MIPv6에서 핸드오버 시 UDP성능 측정 결과

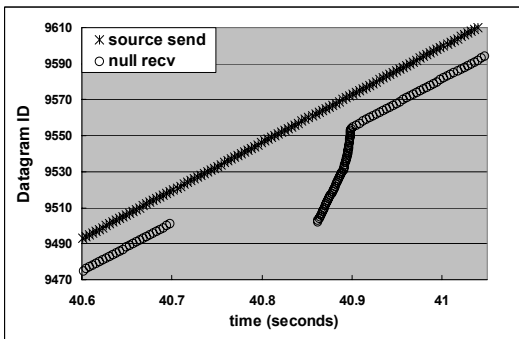


그림 14. 제안한 FMIPv6 메카니즘의 성능 측정 결과

그림 13과 14는 제안한 L3 고속 핸드오버 메카니즘과 MIPv6에서의 UDP 데이터에 대한 성능 측정 결과이다. 두 결과에서 나타난 것과 같이 MIPv6는 핸드오버가 발행하면 2sec 이상의 핸드오버 지연이 발생하며 그 동안에 CN으로부터 전송된 UDP

데이터는 유실이 발생한다. 반면에 제안한 메카니즘에서는 핸드오버 지연이 약 0.2 msec 정도이며 버퍼링 메카니즘이 있어 데이터 유실이 발생하지 않음을 알 수 있다.

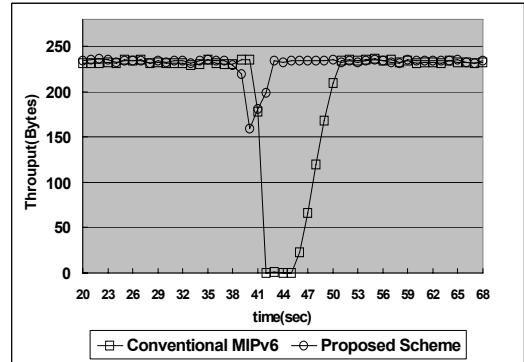


그림 15. 핸드오버 시 MIPv6와 제안한 고속 핸드오버 메카니즘에 대한 TCP Throughput 비교

다음으로 그림 15는 핸드오버 발생 시 기존 MIPv6와 제안한 메카니즘의 TCP 트래픽에 대한 쓰루풋 비교를 나타낸 것이다. 그림 15의 시뮬레이션 결과 그래프에서 보는 바와 같이 제안한 메카니즘은 핸드오버가 발생하여도 TCP 트래픽에 대한 성능 저하가 크게 발생하지 않는 반면에 기존의 MIPv6는 핸드오버가 발생하게 되면 TCP 쓰루풋이 0으로 떨어지는 성능 저하가 발생하게 된다.

4.2. Serving-RAS 버퍼링 메카니즘과 serving-ACR 버퍼링 메카니즘에 대한 모의실험 결과

기존의 ETRI에서 제안한 ACR 간 핸드오버에서의 serving-RAS 버퍼링 메카니즘과 본 논문에서 제안한 메카니즘에서의 성능 비교를 위해 사용한 모의실험 토폴로지는 그림 16에 나타났다. 모의실험 토폴로지의 구성은 기본적인 WiBro에서의 망 구성도와 유사한 형태로 구성했다. 특히 기존의 serving-RAS 버퍼링 및 패킷 포워딩 메카니즘 시뮬레이션을 위해서 RAS1과 RAS2를 각각의 ACR1과 ACR2에 연결하여 구성했다. 또한 그림 16의 토폴로지서 CN 노드는 PSS에게 CBR (Constant Bit Rate)의 UDP 데이터 패킷을 전송하는 소스 (Source) 노드이며 노드 간 링크 전송 지연은 각각 10ms, 50ms로 설정하였고 각 노드들의 링크는 모두 Full-Duplex 모드로 설정되었으며 버퍼의 특성은 Drop-Tail (FIFO)로 하였다.

그림 16과 같이 구성한 토폴로지서 CN은 UDP

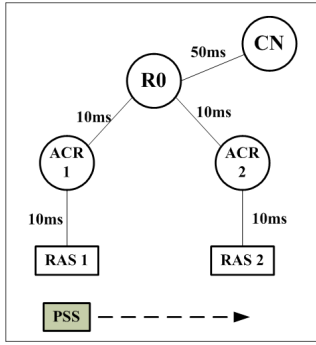


그림 16. serving-ACR 버퍼링과 serving-RAS 버퍼링 메커니즘의 성능 측정을 위한 모의실험 토폴로지

트래픽을 생성하여 PSS가 현재 위치한 것으로 가정한 ACR1의 RAS1으로 1Mbps의 전송률로 전송한다. 본 실험은 PSS가 핸드오버를 시작하여 새로운 도메인의 RAS에 도착하였을 때 수신하는 패킷의 순서를 모니터링 (Monitoring)하는 것이므로 임의의 시간에 핸드오버를 시작하도록 이벤트를 설정하고 그 시간 후 PSS가 RAS2를 통해 수신하는 UDP datagram ID를 통해 결과를 출력했다.

그림 17과 18은 각각의 버퍼링 메커니즘에 따라서 PSS가 수신한 UDP datagram ID 순서에 대한 실험 결과이다. 그림 17은 ETRI에서 제안한 ACR 간 핸드오버 메커니즘에서 PSS에 도착하는 패킷의 순서에 대한 결과이다. 이 실험 결과에서 나타난 것과 같이 기존의 메커니즘에서는 serving-ACR에서 터널링되는 패킷들이 먼저 PSS에 도착하며 그 후에 serving-RAS의 버퍼로부터 포워딩된 패킷들이 도착하게 되어 두 스트림이 섞이게 되는 순서 뒤섞임 문제가 발생하는 것을 확인 할 수 있다. 그러나 본 논문에서 제안한 serving-ACR 버퍼링 메커니즘의 경우 그림 18에서 보는 바와 같이 PSS에 수신되는 UDP 패킷들의 순서가 뒤섞임 없이 도착하는 것을 확인 할 수 있다. 또한 그림 17의 결과에서 PSS는 핸드오버를 0.78sec에 시작하여 약 1.13sec에 RAS2로부터 첫 번째 패킷을 수신하여 약 0.35sec 정도의 핸드오버 지연이 발생하는 반면 제안한 메커니즘에서는 0.83sec에 핸드오버를 시작하여 1.03sec에 첫 번째 패킷을 RAS2로부터 수신함으로써 0.2sec의 지연이 발생한다. 즉, 기존의 메커니즘에 비하여 serving-ACR 버퍼링에 의한 패킷 포워딩 방법이 ACInd 메시지 수신 후 즉시 포워딩이 이루어지는 방법을 사용함에 따라서 PSS가 핸드오버 후 좀 더 빨리 데이터 패킷을 수신할 수 있어서 핸드오버 지연 시간을 단축시킬 수 있다는 것을 본 실험을 통

해 확인 할 수 있다.

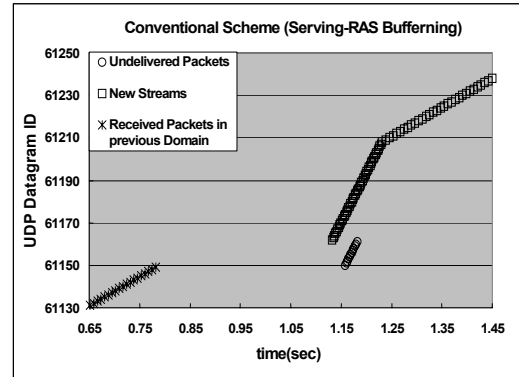


그림 17. Serving-RAS 버퍼링 메커니즘에서 PSS가 수신하는 UDP Datagram ID의 순서

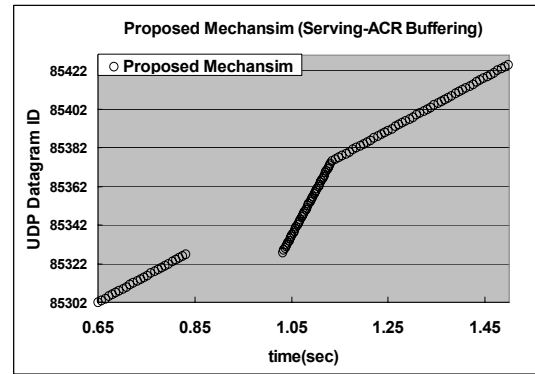


그림 18. Serving-ACR 버퍼링 메커니즘에서 PSS가 수신하는 UDP Datagram ID의 순서

V. 결론

본 논문에서는 WiBro 시스템을 위한 IPv6 기반 이동성 지원 메커니즘과 효과적인 패킷 버퍼링 및 포워딩에 관한 방안을 제안하였다. WiBro와 같은 실제 무선 이동 환경 시스템에 IPv6 기반의 3계층 이동성 지원 메커니즘을 적용하기 위해서 본 논문에서는 기본적으로 IETF의 FMIPv6를 고려했다. 그러나 본문에서 설명한 바와 같이 기존의 FMIPv6가 WiBro와 같은 무선 이동 시스템 환경에서 정상적인 3계층 고속 핸드오버를 수행하기 위해서는 2계층과의 구체적인 연계 방안이 필요하다.

이러한 점을 고려하여 본 논문에서는 2계층 핸드오버 시그널링 메시지와 3계층 핸드오버 메커니즘을 함께 고려한 WiBro에서의 IPv6 기반 고속 이동성 제공 방안을 제안했다. 제안한 메커니즘에서의 고속 핸드오버를 위한 준비 절차는 WiBro 시그널

링 메카니즘에 어떤 강제적인 간섭 (Intervention)을 가하지 않으면서 3계층 고속 핸드오버 과정을 완료하기 위해서 기존의 FMIPv6 메시지 교환 방식에 일부 수정을 가했다. 이러한 수정을 통해서 무선 링크를 통한 고속 핸드오버 메시지 교환을 최소화하여 예측하기 어려운 무선 환경 변화에 따른 핸드오버 수행 오류 발생 가능성을 제거했다. 또한 기존에 ETRI에서 제안한 WiBro 표준 기반 ACR 간 핸드오버 메카니즘에서의 비효율적인 패킷 버퍼링 및 포워딩 메카니즘을 개선한 서빙 ACR 버퍼링 메카니즘을 제안함으로써 단말의 고속 핸드오버 수신 패킷 순서 뒤섞임 문제를 해결하는 방안을 제시했다.

본 논문에서 제안한 메카니즘의 성능 개선 효과를 평가하기 위한 모의실험 결과에서 제안한 IPv6 기반 고속 핸드오버 메카니즘이 기존의 MIPv6에 비하여 패킷 손실과 핸드오버 지연시간 측면에서 성능 개선 효과가 있음을 보였다. 또한 본 논문에서 제안한 IPv6 고속 핸드오버 방안과 패킷 버퍼링 및 포워딩 메카니즘은 모의실험 결과에 나타난 바와 같이 기존의 메카니즘에서의 수신 패킷 순서 뒤섞임 문제를 해결한다는 것을 보였다.

참 고 문 헌

[1] TTAS.KO-06.0082/R1, "2.3GHz 휴대인터넷 표준 - 물리 계층 및 매체접근제어 계층", 한국정보통신기술협회, 2005.12.21.
 [2] L. Dimopoulou, G. Leoleis and I.S. Venieris, "Fast Handover Support in a WLAN Environment: Challenges and Perspectives," *IEEE Network*, Vol. 19, No 3, pp. 14-20, May/June 2005.
 [3] R. Koodli, "Fast Handover for Mobile IP v6," *IETF RFC4068*, July 2005.
 [4] The High-speed Portable Internet Handover Specification, *ETRI*, 2003.

[5] S.H. Lee, "Mobility for WiBro," *The 13th Korea Internet Conference 2005*, pp. 92-97, June 2005.
 [6] J. Jee, et. al., "16ng Problem Statement," *Internet Draft*, draft-jee-16ng-problem-statement-02.txt, October 2005.
 [7] IEEE P802.16e/D12, "Draft IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks- Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access System," *IEEE*, October 2005.
 [8] "The Network Simulator-ns (version 2) web site," <http://www.isi.edu/nsnam>

심 민 식 (Min-sik Shim)

준회원



2005년 2월 광운대학교 전자통신공학과 졸업
 2005년 3월~현재 광운대학교 전자통신공학과 석사과정
 <관심분야> IP Mobility, IPv6, MBWA system, Wireless Internet

김 화 성 (Hwa-sung Kim)

정회원



1981년 2월 고려대학교 전자공학과 졸업
 1983년 2월 고려대학교 전자공학과 석사
 1996년 Lehigh Univ. 전산학박사
 1984년 3월~2000년 2월 ETRI

책임 연구원
 2000년 3월~현재 광운대학교 전자통신공학과 교수
 <관심분야> Wireless Internet, NGN 미들웨어 환경, Streaming service, High Performance Cluster Computing