

# 트랜스포트 계층과 네트워크 계층 이동성 관리 방안들의 성능비교

## (Performance Comparison of Transport vs. Network Layer Mobility Management Mechanisms)

장 문 정 <sup>†</sup>      이 미 정 <sup>\*\*</sup>  
(MoonJeong Chang)      (MeeJeong Lee)

**요 약** 최근 새로운 트랜스포트 계층 프로토콜인 SCTP를 기반으로 한 트랜스포트 계층 이동성 지원 방안이 제안되었다. 본 논문에서는 이들 트랜스포트 계층 이동성 지원 방안이 지금까지 제안되어 온 대표적인 IPv6 기반 네트워크 계층에서의 이동성 지원 방안들에 비하여 어느 정도의 성능을 보이는지 그 위치를 가능해 보고, 이들 각 프로토콜이 수반하는 오버헤드를 비교하였다. 시뮬레이션 결과를 통하여 트랜스포트 계층에서의 종단 간 이동성 지원 방안이 네트워크 계층 이동성 지원 방안들이 수반하는 오버헤드보다 더 낮은 오버헤드를 가지며 전송 성능이나 핸드오버 지연 측면에서 MIPv6와 유사하거나 더 좋은 성능을 보임을 알 수 있었다.

**키워드** : 트랜스포트 계층, 이동성, mSCTP, 네트워크 계층 이동성 지원 방안, 핸드오버 지연시간

**Abstract** Recently, transport layer mobility supporting approaches based on SCTP, which is a new standard transport layer protocol, are proposed. In this paper, the handover performance and overheads of these transport layer mobility supporting approaches are compared to those of the traditional network layer mobility supporting approaches. Through the simulation results, it is shown that the handover performance of the transport layer mobility supporting approaches is better or at least similar to that of the plain MIPv6, which is the representative network layer mobility supporting approach. With respect to the amount of control packet, the transport layer approaches impose less overhead than any of the network layer approaches.

**Key words** : transport layer, mobility, mSCTP, network layer mobility support approaches, handover latency

### 1. 서 론

최근, 노트북, 핸드폰, PDA 등과 같은 이동단말 기술과 무선통신기술이 발전함에 따라 이동성에 대한 사용자의 요구가 급속히 확대되고 있다. 그러므로 IPv6 [1] 기반의 차세대 인터넷 사용자들을 위해서 이동하면서 연속적으로 인터넷에 접속하고 통신할 수 있도록 지원하는 기술은 매우 중요하다. 1996년 IETF(Internet

Engineering Task Force)의 Mobile IP(이후 MIP)[2]가 제안된 이후로, 이를 기반으로 하여 IPv6 네트워크를 위한 다양한 네트워크 계층 이동성 지원 프로토콜들이 제안되어 왔다. 대표적인 프로토콜로 MIPv6(Mobile IPv6)[3], HMIPv6(Hierarchical MIPv6)[4], FMIPv6(Fast handover for MIPv6)[5] 등이 있다.

MIPv6는 사용자 이동이 있어도 TCP와 같은 트랜스포트 계층에서의 연결이 유지되도록 하기 위해서 이동으로 인해 호스트의 IP 주소가 변경될 때마다 네트워크 계층에서 호스트의 홈 주소를 현재 위치에 의해 결정되는 CoA(Care-of-Address)로 바인딩해 준다. 이를 위해 MIPv6에서는 핸드오버가 발생할 때 MT(Mobile Terminal)에서 CT(Correspondent Terminal)와 홈 에이전트에 바인딩 갱신을 위한 BU(Binding Update) 메시지를 보내게 된다[3]. 이와 같은 BU 메시지가 전달되

· 본 논문은 정부(산업자원부)의 재원으로 한국산업기술평가원의 지원을 받아 수행된 신기술실용화기술개발사업의 연구결과임. 본 논문은 한국 과학재단 기초과학연구사업(R04-2004-000-10073-0) 지원으로 수행되었음

<sup>†</sup> 학생회원 : 이화여자대학교 컴퓨터학과  
mjchang@ewhain.net

<sup>\*\*</sup> 정 회 원 : 이화여자대학교 컴퓨터학과 교수  
lmj@ewha.ac.kr

논문접수 : 2005년 5월 2일  
심사완료 : 2005년 11월 14일

는데 소요되는 지연으로 인하여 핸드오버 시에는 서비스의 단절이 발생할 수 있고, 백본 망에서는 시그널링 오버헤드가 발생하게 된다. 이에 바인딩 갱신에 필요한 지연을 줄이고 이동성 지원을 위한 시그널링의 양을 줄이는 방안으로 HMIPv6가 제안되었다[4]. 한편 실시간 서비스 지원을 위해 2계층에서의 핸드오버 예상 정보를 바탕으로 AR(Access Router) 간 양방향 터널을 설정하고 핸드오버가 진행되는 동안 미리 새로운 AR에 데이터를 전달하여 버퍼링하도록 하므로써 핸드오버로 인한 전송지연과 손실을 최소화하는 방안으로 FMIPv6가 제안되었다[5]. 이들 일련의 네트워크 계층 이동성 지원 프로토콜들은 전송성능과 오버헤드에 있어서 각각이 차별성을 가지고 있다.

한편 최근에는 이와 같은 네트워크 계층에서의 이동성 지원과는 전혀 다른 접근 방식으로서, 새로운 트랜스포트 계층 프로토콜인 SCTP(Stream Control Transmission Protocol)[6-8]를 기반으로 하는 mSCTP(mobile SCTP)[9,10]가 트랜스포트 계층에서의 이동성 지원 방안으로 제안되었다. mSCTP는 SCTP 커넥션의 한 종단점인 MT가 이동함에 따라 그 IP 주소가 변경되는 경우 종단 간에 그 커넥션에 매핑되는 종단점의 IP 주소를 동적으로 변경하는 트랜스포트 계층 주소변경 시그널링 매커니즘을 제안하였다. 이와 같이 트랜스포트 계층에서 점대점으로 이동성을 지원하면 홈 에이전트나 외부 에이전트와 같은 특별한 네트워크 엔티티를 사용하지 않아도 되므로 디플로이가 상대적으로 용이하다. 또한 트랜스포트 계층에서 사용자의 이동으로 인한 데이터 경로 변경을 명시적으로 인지할 수 있으므로 이동에 대해 최적화된 트랜스포트 계층 혼잡 및 오류제어를 제공할 수 있다.

[11]에서는 MT가 단일 인터페이스를 가지고 하드 핸드오버가 이루어지는 경우를 가정하고 [12]에서 정의한 mSCTP의 주소변경 시그널링을 발생시킬 적절한 시점을 판단하는 조건 및 기준을 제안하였다. 또한 트랜스포트 계층에서 명시적으로 핸드오버 발생을 발견한다는 점을 이용하여 핸드오버 지연과 핸드오버로 인한 오류를 복구하는 시간을 최소화할 수 있는 오류 및 혼잡 제어 방식을 제안하였다.

본 논문에서는 [11]에서 제안한 mSCTP 기반의 트랜스포트 계층 이동성 지원 방안이 그 간 제안되어 온 대표적인 네트워크 계층에서의 이동성 지원 방안들에 비하여 어느 정도의 성능을 보이는지 그 위치를 가늠해 보고, 이들 각 프로토콜이 수반하는 오버헤드를 비교하고자 한다. 이를 위해 종합적인 시뮬레이션을 수행하였는데, 시뮬레이션 파라미터로서 이동성 지원 방안들의 성능에 영향을 미치는 주된 요소들인 MT의 속도, 핸드

오버에 걸리는 시간, 그리고 인터넷 경유시간 등을 변화시켜 보면서 핸드오버 지연시간, 핸드오버 동안 손실된 데이터를 모두 복구하는데 걸리는 시간(이후, 손실복구 시간이라 부르기로 함), 파일전송시간 등의 핸드오버 효율성을 판단할 수 있는 대표적 성능측정치와 함께 버퍼 오버헤드와 제어 패킷 발생량 등의 오버헤드를 측정하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 1장의 서론에 이어 2장에서는 기존의 대표적인 IPv6 기반의 네트워크 계층 이동성 지원 방안들에 대해 살펴본다. 3장에서는 [11]에서 제안되었던 트랜스포트 계층에서의 이동성 지원 방안에 대해서 요약하여 설명한다. 4장에서는 시뮬레이션 수행 결과를 통해 네트워크 계층 이동성 지원 방안들과 트랜스포트 계층에서의 이동성 지원 방안들의 성능과 오버헤드를 종합적으로 비교하며 마지막으로 5장에서는 결론을 맺는다.

## 2. IPv6 기반 네트워크 계층에서의 이동성 지원 방안들

IPv6가 차세대 인터넷을 위한 기반 프로토콜로 등장함에 따라 IPv6를 기반으로 이동성을 지원하는 다양한 네트워크 계층 프로토콜들이 제안되어 왔다. 지금까지 이루어진 IPv6 기반 네트워크 계층 이동성 지원에 관련된 대표적인 연구로는 MIPv6, HMIPv6, FMIPv6 등이 있다. MIPv6는 MIPv4 (Mobile IPv4)에서 사용되었던 홈 에이전트 기반의 이동성 관리 개념을 그대로 따르나 경로 최적화 알고리즘을 기본적으로 제공하며 주소 자동 생성, 옵션 헤더와 같은 IPv6의 장점들을 활용함으로써 기존의 MIPv4에서 제기되었던 문제점들을 일부 해결한다. 즉, IPv6 단말이 홈 링크를 벗어나 다른 링크에 접속되면 해당 단말은 MIPv4에서와 마찬가지로 방문한 링크에서 사용할 임시주소인 CoA를 얻게 되며, 이 주소를 자신의 홈 링크 상에 위치한 홈 에이전트에게 등록한다. MT의 홈 주소를 목적지로 하는 패킷은 MT의 홈 링크로 전달되며, 홈 에이전트가 MT를 대신하여 패킷을 수신한다. 홈 에이전트는 수신한 패킷을 CoA를 목적지로 터널링하여 MT가 위치한 링크로 전달한다. 반대로 MT가 CT로 패킷을 전송할 경우에 최초의 패킷 전송은 홈 에이전트로의 역 터널링을 거쳐서 CT로 전달된다. 역터널링을 통해 MT가 보낸 패킷을 받은 CT는 RR(Return Routability)을 이용해 MT의 CoA를 등록하며, 이후로는 두 단말이 홈 에이전트를 거치지 않고 직접통신을 수행하게 된다.

그런데 MT가 홈 망에서 먼 거리에 위치한 경우 MIPv6와 같은 등록 방식은 긴 등록 시간 및 제어 트래

픽 오버헤드를 유발한다. 이러한 문제를 해결하기 위하여 HMIPv6가 제안되었다. HMIPv6의 기본 개념은 각 지역 도메인에 지역 이동 에이전트 역할을 하는 MAP(Mobile Anchor Point)을 두고 지역 내의 이동성은 MAP이 처리하게 함으로써 홈 에이전트나 CT에 MT의 지역적인 이동은 숨기고 등록 갱신 시간 및 오버헤드를 줄이는 것이다. MAP은 지역적인 홈 에이전트로 동작하여 동일한 MAP 영역 내에서의 이동을 CT나 홈 에이전트에 숨길수 있도록 한다. HMIPv6 에서 MT는 홈 망에서 구성한 고유한 홈 주소(HoA), 현재 위치한 액세스 링크에서 구성한 CoA(LCoA) 그리고 MAP을 기반으로 구성한 CoA(RCoA) 등의 세 가지 주소를 가진다. CT와 홈 에이전트는 MT의 위치를 RCoA로 인식하며 이 주소로 데이터를 전송한다. 따라서, MT로 전송되는 데이터는 항상 MAP으로 전달된다. MAP은 RCoA와 LCoA 간의 바인딩 정보를 유지하며 이를 이용하여 데이터를 최종적으로 MT에게 포워딩 시켜준다.

한편, MIPv6나 HMIPv6에서는 링크 계층에서의 핸드오버가 완료된 이후에 IP 주소 등록을 시작하기 때문에 새로운 링크에 접속된 이후에도 IP 주소 등록에 소요되는 추가적인 지연이 있을 후에야 데이터 수신이 가능해진다. 이와 같은 지연은 VoIP와 같은 실시간 서비스에서는 치명적인 문제점으로 작용할 수 있다. FMIPv6는 이와 같은 지연을 줄이기 위한 방안으로서 MT가 새로운 링크에 접속되는 즉시 새로운 링크를 통해 MT로 패킷이 전달될 수 있도록 하는 것을 목표로 하고 있다. FMIPv6 에서 MT는 2계층 핸드오버가 시작되기 전 PAR(Previous Access Router)을 통해 미리 NAR(New Access Router)영역에서 사용할 새로운 IP 주소를 획득한다. MT가 새로운 IP 주소를 획득하면 MT의 PAR은 NAR로의 양방향 터널을 형성하고 MT로의 패킷을 미리 NAR로 터널링기 시작한다. 따라서 FMIPv6에서는 MT가 새로운 링크에 접속되기 전에 새로운 링크에서의 CoA 획득이 이루어질 뿐 아니라, 데이터도 이미 NAR로 전달되어 버퍼링된다. 그리고 MT가 새로운 링크에 접속되는 즉시 바인딩 갱신이 시작되고 NAR로 미리 터널링된 패킷들을 전달 받을 수 있게 된다. 결과적으로 FMIPv6는 핸드오버 지연이나 핸드오버로 인해 발생하는 손실을 최소화 할 수 있다. 그러나 FMIPv6를 구현하기 위해서는 AR의 복잡성과 오버헤드가 매우 커지게 된다. 각 AR은 이웃 AR에서 MT가 사용할 IP 주소를 형성하는 프로세스에 관여하여야 하며, 터널링을 위한 프로세싱 및 버퍼 오버헤드를 부담해야 한다. 또한 MT와 AR, AR과 AR 간에 복잡한 제어 메시지 교환이 이루어져야 한다.

### 3. 트랜스포트 계층에서의 이동성 지원 방안

최근, 트랜스포트 계층에서의 이동성 지원 방안으로 mSCTP가 제안되었다[9]. mSCTP는 2000년 IETF에 의해 범용 트랜스포트 프로토콜 표준 중 하나로 새로이 채택된 SCTP의 멀티호밍 특성을 기반으로 SCTP 연결에 매핑되는 종단의 IP 주소를 연결 진행 중 동적으로 바꿀 수 있도록 확장한 프로토콜이다.

SCTP의 대표적인 특징인 '멀티호밍'은 하나의 단말에 여러 개의 IP 주소가 지정되는 것을 허용하는 것으로 SCTP에서는 이들 여러 주소들 가운데 하나의 주소만 데이터를 주고받는데 사용하며 이 주소에 해당하는 전송 경로를 '주경로'라고 부른다. 그리고 그 이외의 경로들은 패킷 재전송과 백업의 목적으로만 사용한다. 이 같은 멀티호밍 특성에 의해 하나의 종단점에 여러 개의 IP 주소를 동시에 매핑하는 것이 가능하기 때문에 MT가 새로운 IP 서브 네트워크로 이동하여 새 IP 주소를 획득했을 때, 현재 서브 네트워크에서의 IP 주소를 그대로 유지하면서 새로운 IP 주소를 어소시에이션(SCTP에서의 연결을 '어소시에이션'이라 부름)에 추가할 수 있다. mSCTP는 이동성을 지원하기 위해 SCTP 어소시에이션에 매핑되는 IP 주소를 동적으로 변경하는 ADDIP와 DELETEIP 시그널링을 사용한다. ADDIP 시그널링은 상대방에게 새로운 IP 주소를 SCTP 어소시에이션에 추가할 것을 요구하며, DELETEIP는 상대방에게 현재 어소시에이션의 종단점 IP 주소로 등록되어 있는 것을 삭제할 것을 요청한다. 또한 주경로를 변경하기 위해 Set-primary IP 시그널링을 사용한다. mSCTP는 어소시에이션에 매핑되는 종단의 IP 주소 재구성이 필요한 경우 ASCONF (Address Configuration Change) 제어 청크(SCTP에서의 전송단위)에 ADDIP, DELETEIP, Set-primary IP 등의 파라미터와 관련 주소정보를 실어 상대방에 전송하며, 상대방은 ASCONF-ACK (Address Configuration Acknowledgment) 청크로 응답한다.

한편 [11]에서는 단일 인터페이스를 가지고 하드 핸드오버가 이루어지는 경우에 mSCTP를 적용할 때 ADDIP, DELETEIP, Set-primary IP 등을 수행할 적절한 시점을 판단하는 기준을 제안하였다. MT의 이동이 진행되면 MT는 먼저 새로운 서브 네트워크에 대한 2계층 핸드오버를 수행하고 이어서 IP 주소를 획득한다. 단일 인터페이스 MT의 경우 2계층 핸드오버가 시작되면, 이미 PAR로부터의 데이터 수신에 불가능해지기 때문에, 가능한 한 빨리 NAR이 속한 새로운 주소로 데이터가 전송되도록 해야 한다. 따라서 [11]에서는 새로운 IP 주소를 등록할 수 있는 가장 빠른 시점인 새로운 IP

주소가 획득된 시점에 ADDIP를 수행함과 동시에 Set-Primary를 수행할 것을 제안하였다. 한편 MT가 이전 IP 주소에 대해 DELETEIP를 수행하는 시점은 핸드오버 지연이나 작업량 등의 성능에 직접적으로 영향을 미치지 않는다. 핸드오버 중의 데이터 전송성능은 새로운 경로로 데이터 전송이 언제부터 가능한지와 이전 경로를 통한 데이터 수신이 언제까지 지속되었는지에 의해 결정되는데, 전자와 후자 모두 DELETEIP와는 별개인 사건에 의해 그 시점이 결정되기 때문이다. 전자는 Set-Primary IP가 이루어지는 시점에 의해 결정되고, 후자도 단일 인터페이스이기 때문에 DELETEIP와는 별개로 2계층 핸드오버가 시작되는 시점에 의해 결정된다. 단, DELETEIP를 언제 수행하느냐는 프로토콜의 프로세싱 오버헤드에 영향을 미치게 된다. 그러므로 [11]에서는 핑퐁 이동의 경우 발생하는 불필요한 프로세싱 오버헤드를 최소화하기 위하여 MT가 PAR의 전파범위를 완전히 벗어난 시점에 DELETEIP를 수행할 것을 제안하였다.

[11]에서는 이와 같은 주소변경 시그널링 시점에 관한 제안과 함께, 트랜스포트 계층에서 명시적으로 이동성을 감지할 수 있음을 이용하여 핸드오버 지연을 최소화하고, 핸드오버로 인한 손실을 복구하는 시간을 단축시키는 오류 및 혼잡제어 알고리즘을 제안하였다. MT로부터 ADDIP/Set-Primary ASCONF 청크를 받으면 CT는 즉시 기준에 전송한 패킷에 대한 재전송 타이머를 멈추고 MT의 새로운 주소로 지금까지 전송한 적이 없는 패킷 가운데 시퀀스 번호가 가장 낮은 패킷(Probe 패킷) 하나를 MT에게 전송한다. Probe 패킷으로 CT가 전송한 적이 없는 새로운 패킷을 사용하는 이유는 CT가 Probe 패킷을 전송한 이후로 수신하는 ACK들 가운데서 Probe 패킷에 대한 ACK을 구분할 수 있도록 하기 위해서이다. SCTP는 SACK을 사용하므로 이 Probe 패킷에 대한 ACK을 받으면 CT는 MT가 마지막으로 받은 패킷에 대한 정보와 핸드오버 동안 손실된 패킷에 대한 정보를 파악할 수 있다. Probe 패킷을 받은 이후의 전송은 새로운 경로로의 전송이므로 CT는 혼잡 윈도우를 2로 하여 슬로우 스타트를 적용하며 핸드오버에 의해 손실된 첫 번째 패킷부터 재전송 한다.

본 논문의 시뮬레이션에서는 [11]에서 제안한 mSCTP에 이와 같은 오류 및 혼잡제어를 적용한 경우와 그렇지 않은 경우를 각각 실험하였는데, 앞으로 전자의 경우를 EX-mSCTP라 하고, 후자의 경우를 X-mSCTP라 부르기로 한다.

#### 4. 성능평가

이 절에서는 트랜스포트 계층 이동성 지원 방안이 그

간 제안되어 온 대표적인 네트워크 계층에서의 이동성 지원 방안들에 비하여 어느 정도의 성능을 보이는지 시뮬레이션을 통해 그 위치를 가늠해 보고, 이들 각 프로토콜이 수반하는 버퍼 오버헤드와 네트워크 오버헤드를 비교한다. 이를 위해 순수 IPv6에 3장에서 설명한 EX-mSCTP 혹은 X-mSCTP를 탑재한 경우와 2장에서 설명한 대표적인 네트워크 계층 이동성 지원 프로토콜 (MIPv6, HMIPv6, FMIPv6)에 가장 보편적인 연결기반 트랜스포트 프로토콜인 TCP Reno를 탑재한 경우를 비교하였다. 시뮬레이션은 버클리 대학 (U.C Berkeley)의 네트워크 시뮬레이터(Network Simulator) 2.27 버전[13]으로 구현하였으며, Redhat 7.3 버전 (Linux Kernel 버전: 2.4.18-3)에서 수행되었다.

시뮬레이션을 위한 네트워크 모델은 그림 1과 같다. 그림 1에서 괄호 안에 있는 엔터티들은 네트워크 계층에서의 이동성 지원 프로토콜을 위해서 필요한 엔터티들이다. AR1과 AR2의 전파범위는 각각 250m이고, AR1의 전파범위와 AR2의 전파범위가 중첩되는 부분의 크기는 80m라고 가정하였다. 그리고 MT는 Waypoint Mobility 모델에 따라 AR1과 AR2 사이에서 무작위로 이동한다.

트랜스포트 계층에서의 이동성 지원 방안들과 네트워크 계층에서의 이동성 지원 방안들의 성능 비교를 위한 성능측정치로서 CT에서 FTP 20MB 파일을 전송하는데 소요된 시간(이후 파일전송시간이라 부름), 핸드오버 지연 시간, 그리고 손실복구시간을 측정하였고, 핸드오버 처리를 위해 발생하는 오버헤드로서 AR에서의 버퍼 오버헤드 및 이동성 지원을 위한 시그널링 오버헤드를 측정하였다. 그리고 시뮬레이션 파라미터로는 MT의 이동속도, PAT(Path Acquisition Time), 인터넷 경유시

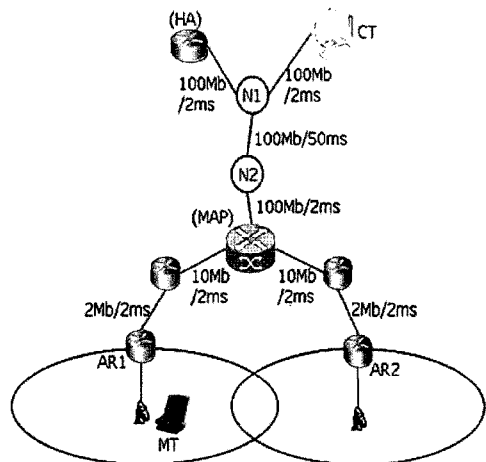


그림 1 시뮬레이션 네트워크 모델

간을 각각 변경시켜 보았다. 여기에서 PAT는 2계층 핸드오버가 시작된 시점으로부터 새로운 IP 주소를 획득하기까지 소요된 시간을 의미하며, 인터넷 경유시간의 변화는 그림 1의 N1과 N2 사이의 지연시간을 변화시킴으로써 구현하였다.

그림 2, 그림 3, 그림 4는 MT의 이동 속도를 2m/s~28m/s (7km/hour~100km/hour)로 변화시켜 보면서 핸드오버 지연시간, 손실복구시간, 파일전송시간을 측정된 결과를 각각 보인 것이다. 이 실험에서 인터넷 경유시간은 50ms로 고정되었다. 모든 스킴에 있어서 핸드오버 지연시간과 손실복구시간은 MT 속도와 무관하게 일정한 반면 파일전송시간은 MT 속도가 빨라질수록 길어지는 것을 볼 수 있다. 핸드오버 지연시간은 CT 혹은 MAP에서 새로운 경로로 데이터 전송을 시작하는 시간에 의해 결정되는데, 이 시간은 MT의 속도와는 무관하기 때문이다. 또한 손실복구시간은 핸드오버 동안 손실된 데이터 패킷 수와 손실복구를 시작하는 시점에 의해 결정되는데, 이것도 MT 속도와 무관하기 때문이다. 한편, MT의 속도가 빨라질수록 파일 전송 중 발생하는 MT의 핸드오버 횟수가 증가하기 때문에 파일전송시간은 길어진다.

그림 2에서 FMIPv6가 가장 짧은 핸드오버지연을 보였다. 2장에서 설명한 바와 같이 FMIPv6는 2계층 핸드오버가 완료되는 즉시 PAR에서 NAR로 터널링한 즉, 이전 경로로 전송된 데이터 패킷을 MT에서 전달 받게 되므로 핸드오버 지연시간이 거의 2계층 핸드오버를 완료하는데 소요된 시간이 된다. 다음으로는 EX-mSCTP의 핸드오버 지연이 짧았다. EX-mSCTP에서는 CT에서 ADDIP와 Set-Primary IP를 담은 ASCONF 청크를 받는 즉시 새로운 주소로의 데이터 전송이 시작되므로 PAT와 거의 유사한 핸드오버 지연시간을 가진다. MIPv6와 HMIPv6에서는 CT에서 BU 메시지를 받기 전에 핸드오버로 인해 손실된 패킷에 대한 재전송 타이머아웃이 발생한 경우 BU 메시지가 도착해도 바로 재전송을 시작하지 못하고 현재 재전송 타이머가 만료될 때까지 재전송을 미루므로 PAT보다 훨씬 큰 핸드오버 지연이 발생한다. HMIPv6의 경우, CT보다 더 가까운 곳에 위치한 MAP에서 BU 메시지를 처리하므로 MIPv6보다 빨리 바인딩 갱신이 완료된다. 따라서 HMIPv6에서는 CT에서는 바인딩 갱신이 아직 완료되지 않아 이전 경로로 데이터 패킷이 전송되지만 MAP에서 바인딩 갱신이 이미 완료되어 이전에 CT로부터 전송된 패킷을 MT의 현재 위치로 전달할 수 있는 경우가 있으며, 이로 인해 HMIPv6가 MIPv6보다 작은 핸드오버 지연을 보인다. 마지막으로, X-mSCTP에서는 EX-mSCTP와

같은 핸드오버를 위한 오류 및 혼잡제어를 수행하지 않으므로 CT가 핸드오버를 알리는 ASCONF 청크를 받기 전에 핸드오버로 인해 손실된 패킷에 대한 재전송 타이머아웃이 발생한다면 MIPv6의 경우와 유사하게 CT에서 재전송 타이머가 만료될 때까지 재전송을 미루게 되어 MIPv6와 유사한 성능을 보인다.

그림 3에서의 손실복구시간은 핸드오버 동안 손실된 데이터 패킷 수와 새로운 전송경로로 손실복구를 시작하는 시점에 의해 결정된다. 그런데 핸드오버 지연시간이 짧을수록 핸드오버 동안 손실된 패킷 수가 적고, 새로운 전송경로로 손실복구를 시작하는 시점이 빠르다. 그러므로 손실복구시간은 핸드오버 지연시간에 직접적으로 영향을 받으며, 그림 2에서의 핸드오버 지연시간이 짧은 스킴일수록 그림 3에서의 손실복구시간도 짧음을 알 수 있다. 그림 4에서 파일전송시간은 핸드오버 지연시간과 손실복구시간의 영향을 받으므로 핸드오버 지연이 긴 스킴일수록, 손실복구시간이 긴 스킴일수록 파일전송시간은 더 길다. 단, X-mSCTP의 경우 손실복구시간 자체는 MIPv6와 유사하나 mSCTP 패킷헤더 오버헤드로 인하여 파일전송시간이 MIPv6보다 약간 더 길다.

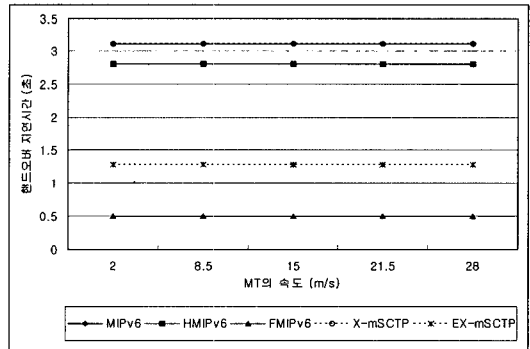


그림 2 MT의 이동 속도에 따른 핸드오버 지연시간

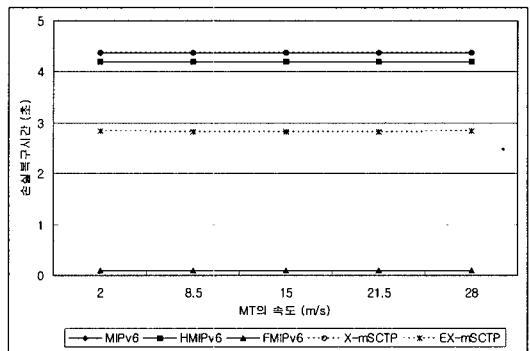


그림 3 MT의 이동 속도에 따른 손실복구시간

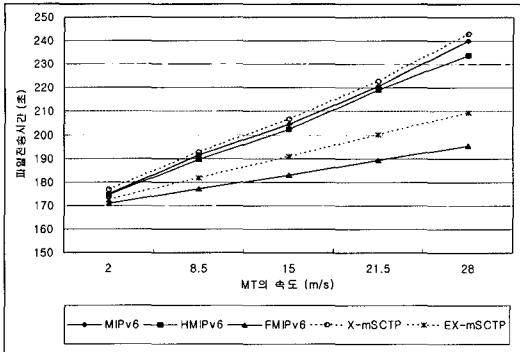


그림 4 MT의 이동 속도에 따른 파일전송시간

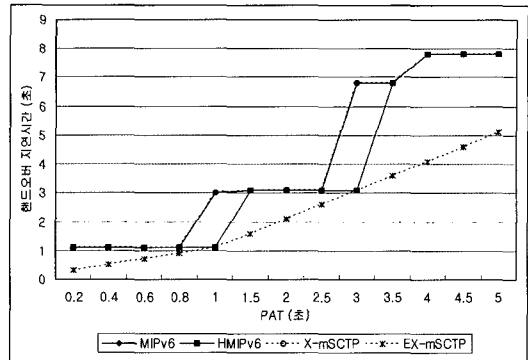


그림 5 PAT 변화에 따른 핸드오버 지연시간

그림 2에서 보인 스킴 간 핸드오버 지연 차이의 원인을 확인하기 위하여 PAT를 변화시켜 보면서 이에 따른 성능 변화를 측정하는 실험을 수행하였다. 이 실험에서는 인위적으로 PAT를 0.2~5초까지 변화시켜 보았으며, MT의 속도와 인터넷 경유시간은 각각 15m/s (=54km/h)와 50ms로 고정하였다. 그림 5, 그림 6, 그림 7은 각각 핸드오버 지연시간, 손실복구시간, 파일전송시간을 측정한 결과를 보인 것이다. 2장에서 설명한 바와 같이 FMIPv6는 새로운 AR로의 2계층 핸드오버가 시작되기 전에 새 IP 주소 획득을 마치며 데이터도 새로운 AR로 터널링되도록 하므로 IP 주소 획득 시간에 의해 핸드오버 지연이 영향을 받지 않는다. 따라서 2계층 핸드오버 시간과 IP주소획득 시간의 합인 PAT 변화에 따른 성능 변화를 보는 것이 무의미 하므로 이 실험에서는 FMIPv6의 결과는 포함시키지 않았다.

그림 5에서 PAT가 증가함에 따라 EX-mSCTP에서는 핸드오버 지연이 비례하여 증가하며 핸드오버 지연이 PAT와 유사한 값을 가짐을 볼 수 있다. 즉, 그림 2에서 설명한 바와 같이 EX-mSCTP에서는 대략 PAT에 해당하는 핸드오버 지연이 발생함을 확인할 수 있다. 반면 MIPv6와 HMIPv6에서는 PAT가 특정 값에 이를 때마다 핸드오버 지연이 단계적으로 크게 증가하고, 각 단계적 증가가 발생하는 시점의 PAT 값의 증가량과 핸드오버 지연 증가량 자체가 지난 단계 증가량의 약 2배 정도가 됨을 볼 수 있다. 이것은 PAT가 증가함에 따라 CT의 트랜스포트 계층에서 발생하는 재전송 타임아웃 횟수가 늘어나기 때문이다. 즉, MIPv6나 HMIPv6에서는 트랜스포트 계층인 TCP가 이동에 트랜스패어런트하므로 CT에 BU 메시지가 도착한 후에도 TCP가 바로 핸드오버로 인해 손실된 패킷을 재전송하지 못하고 현재 설정되어 있는 재전송 타이머가 만기되기를 기다리는데, PAT 증가로 인해 재전송 타임아웃 횟수가 한 번 증가할 때마다 재전송 타이머 값이 이런 값의 2배로 설정되므로 이로 인해 핸드오버 지연도 거의 두 배 가량

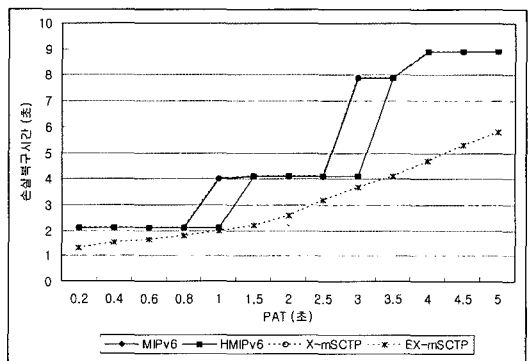


그림 6 PAT 변화에 따른 손실복구시간

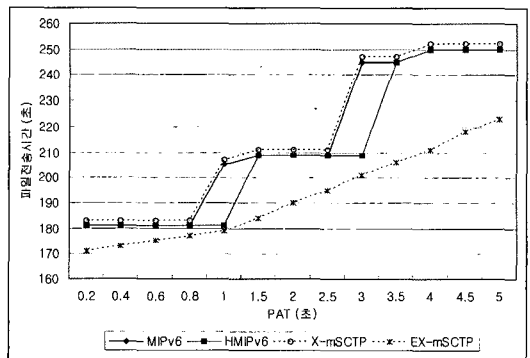


그림 7 PAT 변화에 따른 파일전송시간

증가한다. X-mSCTP에서는 EX-mSCTP와 같은 핸드오버를 위한 오류 및 혼잡제어를 수행하지 않으므로 CT가 핸드오버를 알리는 ASCONF 청크를 받기 전에 핸드오버로 인해 손실된 패킷에 대한 재전송 타임아웃이 발생한다면 MIPv6의 경우와 유사하게 CT에서 재전송 타이머가 만료될 때까지 재전송을 미루게 되므로 MIPv6와 유사한 성능을 보인다.

한편 HMIPv6의 경우 핸드오버 지연시간, 손실복구시

간, 파일전송시간에서 MIPv6 보다 약간 더 나은 성능을 보임을 볼 수 있다. 이는 HMIPv6가 MIPv6보다 바인딩 갱신이 더 빨리 수행되므로 CT에서의 재전송 타이머의 타임아웃 발생 횟수를 줄일 수 있기 때문이다. 예를 들어, HMIPv6와 MIPv6가 같은 시점에 2계층 핸드오버를 시작하고 PAT가 동일하다고 가정했을 때, MIPv6에서는 첫 번째 재전송 타임아웃이 발생할 때까지 CT가 BU 메시지를 받지 못해 첫 번째 재전송 타임아웃에 의해 재전송한 데이터가 이전 경로로 전송되어 손실되는 일이 발생하였다더라도 HMIPv6는 첫 번째 재전송 타임아웃으로 재전송된 패킷이 MAP에 도착했을 때, 이미 MAP에서 바인딩 갱신이 이루어진 상태에서 MT가 그 패킷을 제대로 전달 받게 될 수도 있다.

한편 손실복구시간은 그림 3에서 설명한 바와 같이 핸드오버 동안 손실된 데이터 패킷 수와 새로운 전송경로로 손실복구를 시작하는 시점에 의해 결정되는데, 일반적으로 PAT가 길어질수록 핸드오버 지연시간이 길어지므로 핸드오버 동안 손실된 데이터 패킷 수가 증가하고 이로 인해 손실복구시간이 점진적으로 길어지는 경향을 보일 것으로 예상할 수 있다. 그런데 이와 같은 예상과는 달리 그림 6에서 손실복구시간은 핸드오버 지연시간의 증가 형태(그림 5 참조)와 동일한 형태 즉, 한동안 일정하다가 단계적으로 점프하는 형태로 길어짐을 볼 수 있다. 이는 핸드오버 기간 중 CT의 전송 윈도우 크기가 0이 되어 핸드오버 지연이 길어진다고 해서 핸드오버 동안 손실되는 패킷 수가 그에 비례하여 많아지는 것은 아니기 때문이다. 즉 전송 윈도우 제약으로 인해 PAT가 커지더라도 CT가 핸드오버 동안 전송하는 새로운 데이터 패킷 수가 일정 값 이상 커지지 않기 때문이다. 따라서 PAT 변화에 따른 손실복구시간의 그래프는 핸드오버 지연시간의 그래프와 유사한 형태를 띠게 된다. 또한 그림 7에서 파일전송시간도 손실복구시간의 증가와 유사한 형태로 길어짐을 볼 수 있다. 단, X-mSCTP의 경우 핸드오버 지연 및 손실복구시간은 MIPv6와 거의 동일하지만 그림 4에서 설명한 바와 같이 패킷 헤더 오버헤드로 인하여 MIPv6보다 파일전송시간이 약간 더 길다.

그림 8, 그림 9, 그림 10은 인터넷 경유시간을 5ms~300ms로 변화시켜 보면서 핸드오버 지연시간, 손실복구시간, 파일전송시간을 측정된 결과를 각각 보인 것이다. 이 실험에서 MT의 이동 속도는 15m/sec(=54Km/hour)로 고정하였다. 그림 8에서 FMIPv6의 경우에는 인터넷 경유시간이 증가하는데 관계없이 핸드오버 지연이 거의 일정함을 볼 수 있다. 그림 2에서 설명한 바와 같이 FMIPv6는 2계층 핸드오버가 완료되는 즉시 MT에서 패킷을 전달 받게 되는데 2계층 핸드오버 시간은 인터

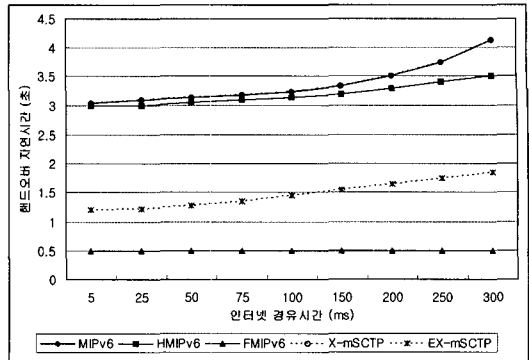


그림 8 인터넷 경유시간에 따른 핸드오버 지연시간

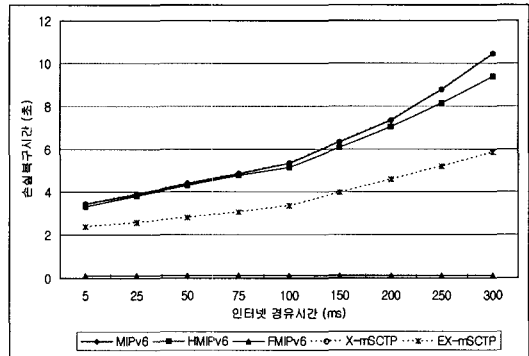


그림 9 인터넷 경유시간에 따른 손실복구시간

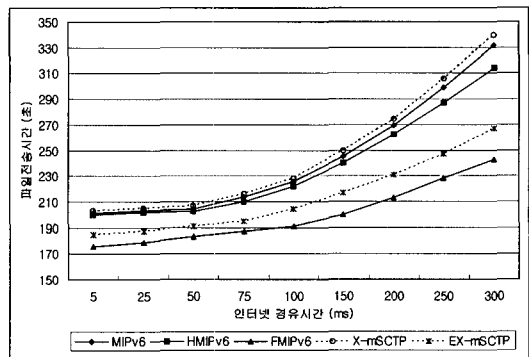


그림 10 인터넷 경유시간에 따른 파일전송시간

넷 경유시간에 영향을 받지 않기 때문이다. EX-mSCTP는 인터넷 경유시간이 증가한 만큼 MT로부터의 ASCONF가 CT에 전달되는데 소요되는 시간과 CT가 전송한 데이터 패킷이 MT에 도달하는데 걸리는 시간이 각각 증가하므로 핸드오버 지연시간이 선형적으로 증가한다. MIPv6의 경우는 EX-mSCTP와 마찬가지로 인터넷 경유시간이 증가하면 BU 메시지나 데이터 패킷 전달 시간이 증가함으로 인해 핸드오버 지연이 증가할

뿐 아니라 BU 메시지 전달이 늦어짐으로 인해 CT에서 발생하는 재전송 타임아웃 횟수가 증가하는 경우가 발생할 수 있기 때문에 EX-mSCTP보다 인터넷 경유시간 증가에 더 큰 영향을 받는다. 즉, 인터넷 경유시간 증가에 따른 핸드오버 지연시간 증가 정도가 더 크다. 그리고 이와 같은 경향은 상대적으로 인터넷 경유시간이 큰 경우 (200ms 이상인 경우), 즉 인터넷 경유 시간으로 인해 추가적인 재전송 타임아웃 발생 가능성이 큰 경우에 더 뚜렷하다. HMIPv6에서는 BU 메시지가 MAP에 전달되는 시간은 인터넷 경유시간에 영향을 받지 않지만 MT의 TCP에서 발생하는 ACK 패킷이 CT에 전달되는 시간이 길어져서 역시 추가적인 재전송 타임아웃을 발생시킬 수 있고 이로 인해 핸드오버 지연을 증가시킨다. 그러나 HIPv6는 바인딩 갱신 시간이 인터넷 경유시간에 영향을 받지 않으므로 MIPv6보다는 인터넷 경유시간에 영향을 덜 받는다. 한편 X-mSCTP는 MIPv6와 거의 유사한 핸드오버 지연시간을 보임을 알 수 있다. 이는 EX-mSCTP와 같이 인터넷 경유시간이 증가하는 만큼 MT로부터의 ASCONF가 CT에 전달되는데 소요되는 시간과 CT가 전송한 데이터 패킷이 MT에 도달하는데 걸리는 시간이 각각 증가함에 따라 핸드오버 지연이 증가할 뿐 아니라 ASCONF가 CT에 전달되는데 걸리는 시간이 증가함으로 인해 CT에서 발생하는 재전송 타임아웃 횟수가 증가하는 경우가 발생할 수 있기 때문이다.

그림 9의 손실복구시간은 그림 3에서 설명한 바와 같이 인터넷 경유시간 증가에 따른 핸드오버 지연증가로 인해 인터넷 경유시간이 증가함에 따라 더 길어지게 된다. 그림 10의 파일전송시간은 FMIPv6를 제외한 다른 스킴들은 그림 4에서 설명한 바와 같이 인터넷 경유시간 증가에 따른 핸드오버 지연증가와 손실복구시간의 증가로 인해 인터넷 경유시간이 증가함에 따라 더 길어지게 된다. 한편 FMIPv6의 경우 다른 스킴들처럼 핸드오버 지연시간과 손실복구시간에 대한 영향은 없으며, 단지 인터넷 경유시간이 길어짐에 따라 데이터 패킷 전달시간의 증가로 인해 파일전송시간이 길어진다. 또한 인터넷 경유시간이 길어지면 슬로우 스타트 혼잡제어가 발생하였을 때, 경로의 혼잡 원도우를 채우기까지의 시간이 길어지고 이로 인해 작업량이 줄어들게 되는데, EX-mSCTP, X-mSCTP에서는 매 핸드오버마다 그리고 MIPv6, HMIPv6 등에서는 핸드오버로 인해 재전송 타임아웃이 발생하는 경우 슬로우 스타트 혼잡제어가 발생하므로 결과적으로 파일전송시간이 증가한다. 또한 X-mSCTP 경우, mSCTP 패킷헤더 오버헤드로 인해 MIPv6보다 약간 더 긴 파일전송시간을 보인다.

종합적으로, 트랜스포트 계층 이동성 지원 방안 중 트

랜스포트 계층에서 핸드오버 발생을 인지함을 이용하여 오류제어를 수행하는 EX-mSCTP는 기존의 네트워크 계층에서의 이동성 지원 방안들보다 더 좋은 전송성능을 보이고, 이를 이용하지 않는 X-mSCTP의 경우 MIPv6와 거의 유사한 전송 성능을 보임을 알 수 있다.

FMIPv6의 경우 핸드오버 지연시간을 줄이기 위해서 핸드오버 동안 AR에서 버퍼링을 수행하는데, 그림 11, 그림 12, 그림 13은 이에 대한 오버헤드를 측정하기 위한 실험을 수행한 결과를 보인 것이다. MIPv6와 HMIPv6도 smooth 핸드오버를 수행한다면 AR에서의 버퍼링 오버헤드가 발생하게 되지만, 이 논문에서는 smooth 핸드오버를 포함하지 않는 단순한 MIPv6와 HMIPv6를 가정하였다. 트랜스포트 계층에서의 이동성 지원 방안들인 X-mSCTP와 EX-mSCTP는 코어 네트워크에 홈/외부 에이전트를 요구하지 않기 때문에 핸드오버 시 AR에서의 버퍼링이 발생하지 않는다. 그러므로 그림 11, 그림 12, 그림 13에서 보듯이 핸드오버 시, NAR에서의 버퍼 오버헤드는 FMIPv6를 제외한 다른 스킴들에서는 거의 없기 때문에 동일한 값을 가짐을 볼 수 있다.

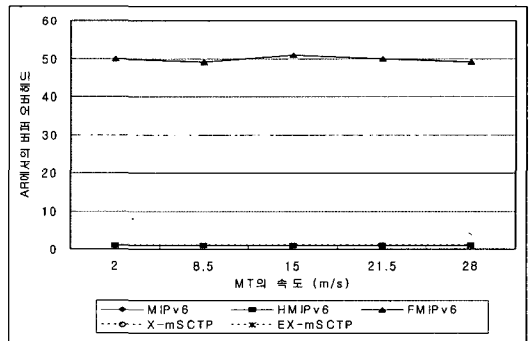


그림 11 MT의 속도 변화에 따른 NAR에서의 버퍼 오버헤드

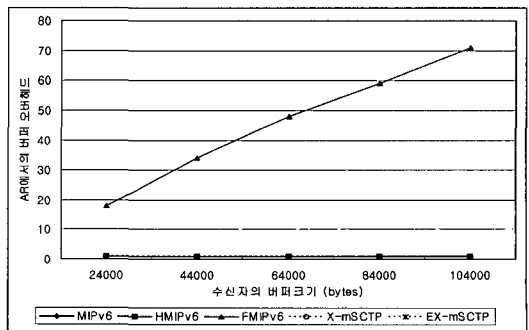


그림 12 수신자 버퍼 크기 변화에 따른 NAR에서의 버퍼 오버헤드



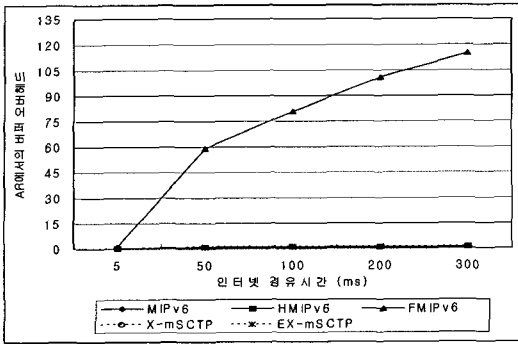


그림 13 인터넷 경유시간에 따른 NAR에서의 버퍼 오버헤드

그림 11은 MT의 이동 속도를 2m/s~28m/s로 변화시켜 보면서 핸드오버 동안 새로운 AR에서의 평균 버퍼 오버헤드를 측정한 결과이다. 이 실험에서 인터넷 경유시간은 50ms로, 수신자 윈도우 크기는 64Kbytes로 고정하였다. MT의 이동속도 변화에 무관하게 NAR에서의 버퍼링 오버헤드는 비슷함을 볼 수 있다. 2장에서 설명한 바와 같이 FMIPv6에서는 2계층 핸드오버가 발생하기 전, PAR이 MT가 이동해 갈 새로운 네트워크에서의 IP 주소를 획득하고 NAR과 터널을 생성하여 데이터 패킷을 전송하기 시작하며, NAR은 MT가 2계층 핸드오버를 완료할 때까지 PAR이 전송한 데이터를 버퍼링한다. 그러므로 2계층 핸드오버를 완료하는데 걸리는 시간에 의해 NAR의 버퍼링 오버헤드가 영향을 받는데, 이 시간은 MT의 이동속도와 무관하다.

그림 12는 MT에서의 수신자 윈도우 크기를 24Kbytes에서 104Kbytes로 변화시켜 보면서 핸드오버 동안 NAR에서의 평균 버퍼 오버헤드를 측정한 결과이다. 이 실험에서 인터넷 경유시간은 50ms로, MT 속도는 15m/s로 고정하였다. 수신자의 버퍼크기가 증가할수록 NAR에서의 버퍼오버헤드는 선형적으로 증가함을 볼 수 있는데, 이는 NAR에서 버퍼링해야 하는 데이터 패킷의 양이 수신자 버퍼 크기에 의해 제약을 받기 때문이다. MT가 2계층 핸드오버를 완료하여 NAR로부터 데이터 패킷을 받을 때까지는 CT가 전송한 패킷에 대한 ACK이 발생하지 않으므로 NAR에서 버퍼링해야 하는 최대 양은 CT에서 ACK을 받지 않고 내보낼 수 있는 최대 패킷 수에 의해 결정되고, 이것은 다시 수신자 버퍼크기에 의해 제약을 받게 된다.

그림 13은 인터넷 경유시간을 변화시켜 보면서 핸드 오버 동안 NAR에서의 평균 버퍼 오버헤드를 측정된 결과로, 이 실험에서 수신자 버퍼 크기는 180Kbytes로, MT 속도는 15m/s로 고정하였다. 참고로, 이 실험에서 사용한 수신자 버퍼 크기(180Kbytes)는 수신자 버퍼크

기의 영향이 배제된 결과를 보기 위하여 수신자 버퍼가 ACK 없이 전송될 수 있는 데이터양을 제한하는 요소가 되지 않을 만큼 충분히 큰 값으로 이와 같이 설정하였다. 인터넷 경유시간이 길어질수록 Bandwidth-delay product가 커지므로 CT에서 ACK 받지 않은 상태로 내보낼 수 있는 패킷 수가 많아져서 NAR에서의 버퍼 오버헤드가 커짐을 볼 수 있다.

종합적으로, FMIPv6의 경우 수신자 버퍼가 크고 인터넷 경유시간 혹은 가용 대역폭이 커질수록 AR에서 더 큰 버퍼 오버헤드를 감당해야 함을 알 수 있다.

그림 14는 MT의 이동 속도를 2m/s~28m/s로 변화시켜 보면서 시뮬레이션 시간 동안 제어 패킷의 수를 측정된 결과를 보인 것이다. 이 실험에서 인터넷 경유시간은 50ms로 고정하였다. 네트워크 계층에서의 이동성 지원 방안들의 경우 HA 혹은 MAP까지의 등록 및 핸드오버를 위해 사용된 제어 패킷들의 수를 측정하였고, 트랜스포트 계층에서의 이동성 지원 방안의 경우 핸드오버 시 종단 간 주소관리를 위해 트랜스포트 계층에서 사용하는 제어 패킷의 수를 측정하였다.

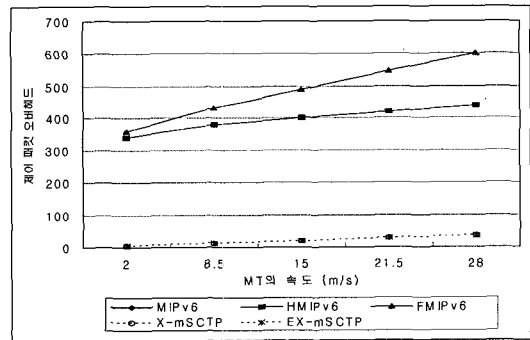


그림 14 MT 속도변화에 따른 제어 패킷 오버헤드

그림 14에서 보듯이 모든 스킴에서 MT의 속도가 빨라질수록 제어패킷 오버헤드는 커짐을 볼 수 있다. 이는 MT의 속도가 빨라질수록 핸드오버 횟수가 증가하기 때문이다. 트랜스포트 계층에서의 이동성 지원 방안은 핸드오버가 발생하는 경우에만 제어 패킷을 사용하는데 반해 네트워크 계층 이동성 지원 방안에서는 정기적으로 이동성 지원에 관련된 제어 메시지를 발생하여야 하므로 전체적으로 네트워크 계층에서의 이동성 지원 방안의 제어 메시지 발생량이 트랜스포트 계층 이동성 지원 방안의 제어 메시지 발생량의 300% 이상에 달함을 볼 수 있다. 또한 FMIPv6의 경우 핸드오버 시 터널 생성 및 주소획득을 위해 추가적인 제어 패킷을 발생시키므로 비교 스킴들 중 가장 높은 제어 메시지 오버헤드를 보였다.

5. 결론

본 논문에서는 그 간 제안되어 온 일련의 네트워크 계층에서의 이동성 지원 프로토콜들과 최근 새롭게 등장한 트랜스포트 계층에서의 이동성 지원 방안들에 대하여 시뮬레이션을 통하여 종합적으로 성능을 비교하였다. 핸드오버 처리 성능에 직접적인 영향을 미치는 MT의 속도, PAT, 인터넷 경유시간을 변화시켜보면서 핸드오버 지연시간, 손실복구시간, 파일전송시간 등의 대표적인 성능 기준치들을 측정해 보는데, 이들 측정치에 대해서는 네트워크 계층 이동성 지원 프로토콜 중 하나인 FMIPv6가 가장 좋은 성능을 보였고, 그 다음으로 트랜스포트 계층 이동성 지원 방안인 EX-mSCTP가 좋은 성능을 보였다. 그러나 FMIPv6는 NAR에서의 데이터 패킷 버퍼링을 요구하며, 이와 같은 버퍼링 오버헤드는 수신자의 버퍼크기와 Bandwidth-delay product가 클수록 더 커지게 된다. 또한 핸드오버 시 등록을 위한 제어 패킷 뿐만 아니라 핸드오버 지연시간을 줄이기 위한 제어 패킷이 추가적으로 요구되어 네트워크 오버헤드도 비교하는 스킴들 중에서 가장 컸다. 만약 MT의 수가 증가한다면, NAR에서의 버퍼 오버헤드와 네트워크 오버헤드는 급격히 증가할 것이다. 이에 비해, 트랜스포트 계층에서의 중간 간 이동성 지원 방안인 EX-mSCTP는 NAR에서의 데이터 버퍼링을 요구하지 않고, 이동성 지원에 소요되는 제어 패킷 발생을 최소화 하면서도 네트워크 계층 이동성 지원 방안인 MIPv6나 HMIPv6보다는 더 좋은 성능을 보였다.

참고 문헌

[1] S. Deering, R. Hinden, "Internet Protocol, Version 6 (IPv6) Specification," RFC 2460, December 1998.  
 [2] C. Perkins, "IP Mobility Support for IPv4," RFC3344, August 2002.  
 [3] C. Perkins, "Mobility Support in IPv6," RFC3775, June 2004.  
 [4] H. Soliman, C. Catelluccia, "Hierarchical Mobile IPv6 mobility management(HMIPv6)," draft-ietf-mip-shop-hmipv6-02.txt, June 2004.  
 [5] R. Koodli, "Fast Handovers for Mobile IPv6," draft-ietf-mipshop-fast-mipv6-02.txt, July 2004.  
 [6] R. Stewart, et al., "Stream Control Transmission Protocol," RFC 296, October 2000.  
 [7] L. Ong, J. Yoakum, "An Introduction to the Stream Control Transmission Protocol (SCTP)," RFC 3286, May 2002.  
 [8] R. Stewart, et al., "SCTP implementer's Guide," draft-ietf-tsvwg-sctpimpguide-12.txt, October 2004.  
 [9] M. Riegel and M. Tuexen, "Mobile SCTP," draft-riegel-tuexen-mobile-sctp-04.txt, October 2004.  
 [10] S. Koh, M. Lee, et al., "Mobile SCTP for

Transport Layer Mobility," draft-sjkoh-sctp-mobility-04.txt, June 2004.

[11] M. Chang, et al., "An Enhancement of Transport Layer Approach to Mobility Support," Proc. of ICOIN, January 2005.  
 [12] R. Stewart, "Stream Control Transmission Protocol (SCTP) Dynamic Address Reconfiguration," draft-ietf-tsvwg-addip-sctp-09.txt, June 2004.  
 [13] <http://www.isi.edu/nsnam/>

장문정



2001년 이화여자대학교 컴퓨터학과 졸업(학사). 2003년 이화여자대학교 과학기술대학원 컴퓨터학과 졸업(공학석사). 2003년~현재 이화여자대학교 과학기술대학원 컴퓨터학과 박사과정. 관심분야는 Mobile IP, TCP performance and QoS in wireless/mobile environment, mobile SCTP, handoff, ad hoc network

이미정



1983~1987년 이화여자대학교 전자계산학 학사. 1987~1989년 University of North Carolina at Chapel Hill 컴퓨터학 석사 1990~1994년 North Carolina State University 컴퓨터공학 박사 1994~현재 이화여자대학교 공과대학 컴퓨터학과 부교수. 관심분야는 프로토콜 설계 및 성능 분석, 멀티미디어 전송을 위한 트래픽 제어, 인터넷에서의 QoS 지원, 트래픽 엔지니어링, 무선 이동 네트워크, Ad-hoc 네트워크