

<http://dx.doi.org/10.7236/IIBC.2014.14.6.75>

IIBC 2014-6-12

망기반 부분분산형 이동성 관리 메커니즘 및 성능분석

Network-Based Partially-Distributed Mobility Management Mechanism and Performance Evaluation

기장근*, 이규대**

Jang-Geun Ki*, Kyu-Tae Lee**

요약 과부하 및 단일장애점(Single Point of Failure), 경로 비최적화, 망 확장성 등의 문제점을 가지고 있는 기존 중앙 집중형 이동성 관리 프로토콜들의 문제점을 해결하기 위해 최근 IETF를 중심으로 분산 이동성 관리 방안이 활발히 연구되고 있다. 본 논문에서는 망기반 부분분산형 이동성 관리 메커니즘 pDMMv6를 제시하고, 시뮬레이션을 통해 다양한 사용자 트래픽 환경에서 기존의 PMIPv6 및 MIPv6 프로토콜과의 성능 비교를 수행하였다. 성능분석 결과로는 UDP 트래픽의 전송율, 단대단 패킷 전송지연시간, 신호 메시지 바인딩 지연시간, 노드별 CPU 점유율 및 다양한 서버-클라이언트 TCP 응용에 따른 응답시간(웹 브라우징, 이메일 송수신, 텔넷 원격접속, FTP 파일전송, 데이터베이스 액세스 등)들을 제시하였다.

Abstract In order to solve the problems such as overload, single point of failure, non-optimized data path, and network scalability in conventional central mobility management protocols, distributed mobility management schemes have been continually studied in and around the IETF. In this paper, a network-based partially-distributed mobility management mechanism, pDMMv6, is suggested and the performance comparison with traditional protocols such as PMIPv6 and MIPv6 is made through simulation under the various user traffic environment. The simulation results include UDP packet delivery ratio, end-to-end packet delay, binding delay for registration signaling, CPU utilization in each node, and response delays in several server-client TCP applications such as web browsing, e-mail, telnet remote login, FTP file up/down-load, and database access.

Key Words : Partailly Distirbuted Mobility Management, Performance Comparison

1. 서론

Mobile IPv6(MIPv6) 또는 Proxy MIPv6(PMIPv6) 프로토콜과 같은 IP 이동성에 관한 대부분의 기존 해결 방안^[1-4]들은 이동노드의 고유주소에 해당하는 HoA (Home Address) 주소와 현재 위치를 나타내는 최신의

CoA(Care-of-Address) 주소 사이의 바인딩(binding) 정보를 하나의 특정 앵커(Anchor) 노드가 유지 관리한다는 개념에 기초하고 있다. 이와 같은 개념에서 사용자 트래픽은 기본적으로 앵커 노드와 이동단말 또는 앵커 노드와 액세스 라우터사이에 형성되는 IP 터널을 통해 전달된다. 따라서 앵커 노드는 모든 이동노드들의 바인딩 정

*종신회원, 공주대학교 전기전자제어공학부

**종신회원, 공주대학교 정보통신공학부

접수일자: 2014년 9월 1일, 수정일자: 2014년 10월 21일

게재확정일자: 2014년 12월 12일

Received: 1 September, 2014 / Revised: 21 October, 2014

Accepted: 12 December, 2014

*Corresponding Author: kjg@kongju.ac.kr

Div. of Electrical, Electronic, and Control Engineering,
Kongju National University, Korea

보를 유지 관리하기 위한 신호메시지들을 처리해야 할 뿐만 아니라 이동노드들간에 송수신되는 모든 사용자 데이터 트래픽들의 터널링을 위한 캡슐화 관련 작업을 수행하여야 한다. 이와 같은 중앙 집중형 이동성 관리 방안의 예로 MIPv6와 PMIPv6 프로토콜에서는 기본적으로 앵커 노드 역할을 수행하는 HA(Home Agent)나 LMA(Local Mobility Anchor) 노드로 모든 신호 메시지와 데이터 트래픽이 집중되게 되어 과부하 및 단일 장애점(SPOF: Single Point Of Failure), 망 확장성 결여, 비최적화된 라우팅 경로 등의 문제점을 가진다.^[5-7]

이와 같은 중앙 집중 방식의 문제를 해결하기 위한 대안으로 최근 분산 이동성 관리 방안(DMM: Distributed Mobility Management)^[8,9]에 대한 연구가 IETF의 dmm(Distributed Mobility Management)과 netext(Network-Based Mobility Extensions) 워킹그룹들^[10]을 중심으로 활발히 전개되고 있다.

본 논문에서는 망기반 부분분산형 이동성 관리 메커니즘을 제시하고 다양한 응용 트래픽 환경하에서의 시뮬레이션을 통해 기능 검증 및 성능 분석을 수행하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 1장 서론에 이어 2장에서는 본 논문에서 제안하는 부분분산형 이동성 관리 방안의 동작 메커니즘을 설명하고, 3장에서 시뮬레이션을 통한 기능 검증 및 다른 프로토콜과의 성능 비교 분석을 수행하고, 4장에서 결론을 맺는다.

II. pDMMv6 프로토콜 동작

본 논문에서 제시하는 부분분산형 이동성 관리 메커니즘 pDMMv6 (partially-Distributed Mobility Management IPv6)의 동작과 기존의 PMIPv6, MIPv6 프로토콜 동작의 차이점을 시그널링 경로 및 터널링을 통한 데이터 경로 관점에서 비교하여 그림 1에 나타내었다.

MIPv6 프로토콜에서는 이동노드(MN)가 다른 망으로 이동할 때마다 자신의 현재위치를 홈 에이전트(HA)에 등록함으로써 이동노드와 홈 에이전트 사이에 터널을 통해 데이터가 송수신된다. PMIPv6 프로토콜도 같은 원리로 동작하되 이동노드 대신 MAG(Mobile Access Gateway) 노드가 LMA(Local Mobility Anchor) 노드에 등록 절차를 수행한다.

pDMMv6 메커니즘에서는 이동노드가 새로운 MAAR(Mobility Anchor and Access Router) 노드 영역

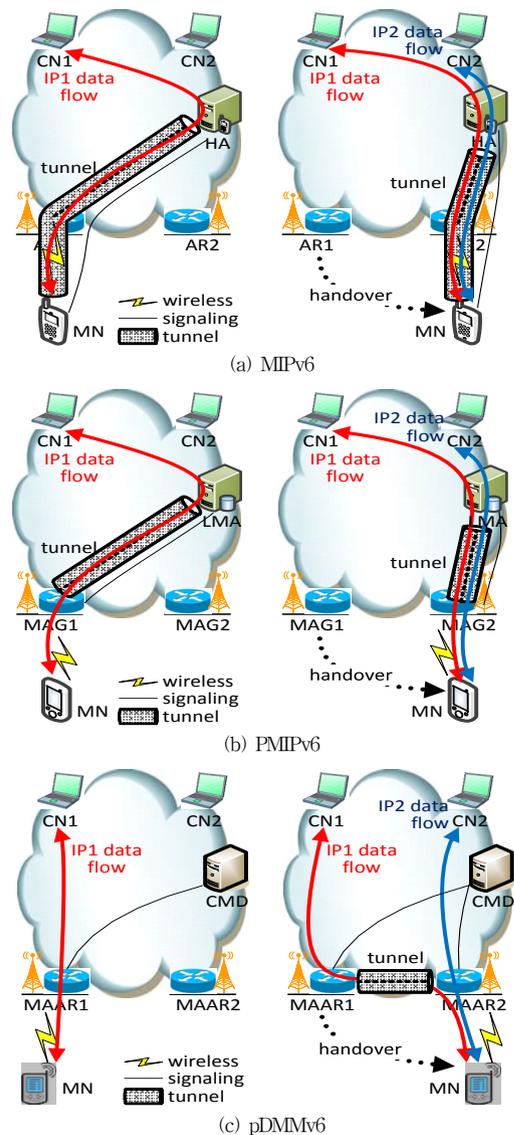


그림 1. 시그널링, 데이터 경로 및 IP 터널
Fig. 1. Signaling, data paths and IP tunnels

으로 이동하면 이를 감지한 새 MAAR 노드가 CMD(Central Mobility Database) 노드에게 등록 메시지를 전송하고 이를 수신한 CMD 노드는 이전 MAAR 노드로 등록 메시지를 보내 이전 MAAR 노드와 새 MAAR 노드 사이에 터널이 형성되고 이를 통해 데이터 트래픽이 교환된다. pDMMv6 메커니즘의 CMD 노드는 MIPv6의 HA나 PMIPv6의 LMA 노드와는 달리 데이터 트래픽의 앵커 노드 역할을 수행하지 않고 단지 시그널링 메시지의 앵커 역할만을 수행한다. 데이터 트래픽의 앵커 역

할은 이동노드가 접속되는 MAAR 노드들이 분산 수행하게 되어 데이터 트래픽이 하나의 앵커노드로 집중될 때 발생하는 과부하와 단일 장애점(Single Point of Failure) 문제 및 확장성의 문제를 해결할 수 있다.

부분분산 이동성 관리 메커니즘 pDMMv6의 상세 동작은 다음과 같다.

1. 이동노드의 초기 접속 절차

이동노드가 처음 분산 이동 관리 망에 접속할 때 이동노드의 데이터 링크 계층 기능인 무선랜 프로세스는 스캔 절차를 거쳐 MAAR노드와 연관관계(association)를 맺게 되며, 이 과정에서 MAAR 노드는 이동노드의 ID(identification) 값(예를 들어 맥주소(MAC address))을 얻게 된다.

이동노드의 ID 값을 알게 된 MAAR의 데이터 링크 계층 프로세스는 자신의 상위계층인 IP 계층에 위치한 프로세스를 호출하여 이 ID 값을 넘겨주고, 이 ID를 수신한 MAAR 노드의 IP 계층 프로세스는 먼저 BCE 테이블을 검사하여 이 ID에 대한 엔트리가 이미 있으면(이러한 경우는 이동노드가 MAAR 노드를 재방문할 때 생김) 이 정보를 삭제한 후, 이동노드를 위한 HNP(Home Network Prefix)를 할당하고, 이동노드의 ID와 할당된

HNP 정보를 포함하는 PBU(Proxy Binding Update) 메시지를 생성하여 CMD 노드로 송신해 등록절차를 수행한다.

CMD 노드는 BCE(Binding Cache Entry) 테이블에 엔트리를 새로이 생성해 삽입하고, PBA (Proxy Binding Acknowledge) 메시지로 응답한다.

PBA 메시지를 수신한 MAAR 노드는 이동노드에게 할당된 HNP를 포함하는 RA(Router Advertisement) 메시지를 만들어 이동노드로 보내고 이를 수신한 이동노드는 HNP로 부터 IPv6 주소를 생성해 상대노드 CN1과의 통신에 사용한다. 기존의 MIPv6나 PMIPv6 프로토콜과는 달리 pDMMv6 프로토콜에서는 상대노드와 통신세션이 시작될 당시에 접속하고 있던 MAAR 노드로부터 할당받은 HNP를 사용함으로써 이 MAAR 노드에 접속하고 있는 동안에는 홈망(Home Network)에 있는 것처럼 동작하여 상대노드와 통신할 때 터널링없이 직접 상대노드와 데이터 송수신이 이루어진다. 그림 2에 이동노드의 초기 접속 절차를 요약하여 나타내었다.

2. 이동노드의 핸드오버 절차

이동노드가 처음에 접속했던 MAAR로부터 다른 MAAR로 이동해 가면 기본적으로 앞에 기술했던 초기

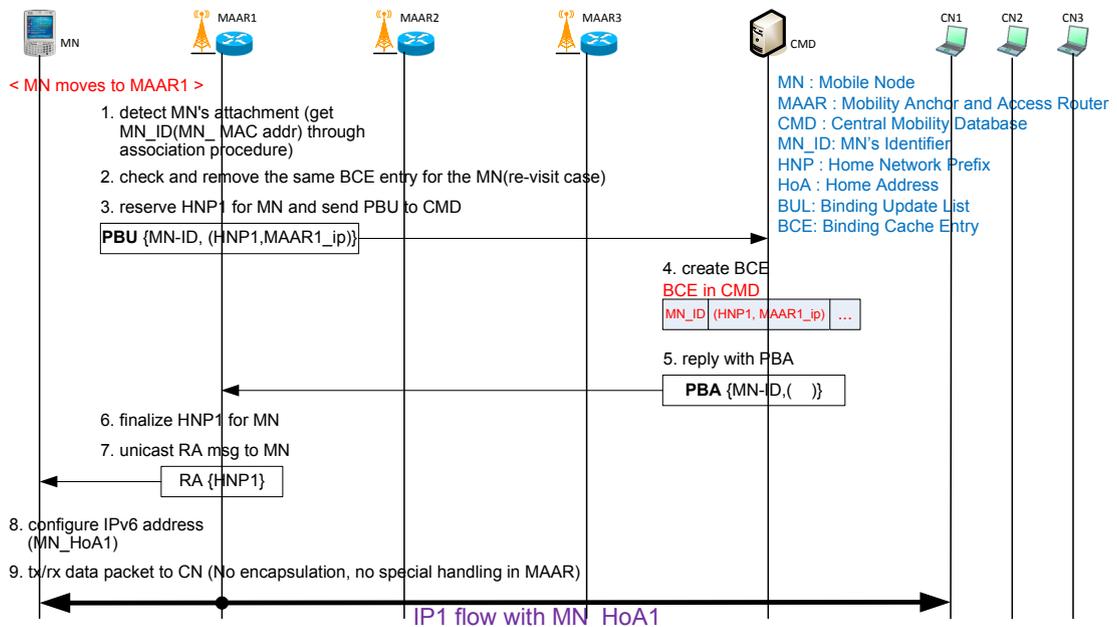


그림 2. 이동노드의 초기 접속 절차
 Fig. 2. Initial attachment procedure of a mobile node

접속 절차가 그대로 수행되어 이동노드는 새로운 IPv6 주소를 추가적으로 가지게 되며, 앞으로 새로 시작되는 통신 세션들은 이 새로운 IPv6 주소를 사용하게 된다. 한편 이전 MAAR 노드에 접속했을 때 할당받아 사용하던 IPv6 주소는 그 당시 시작했던 세션이 지속되는 한 계속

해서 사용된다. 이와 같이 새로운 IPv6 주소와 기존의 IPv6 주소를 모두 사용할 수 있도록 하기 위해 수행되는 핸드오버 과정을 설명하면 다음과 같다.

이동노드가 새로운 MAAR에 접근하면 그림 3에 나타난 것과 같이 이를 감지한 새 MAAR 노드가 새 HNP를

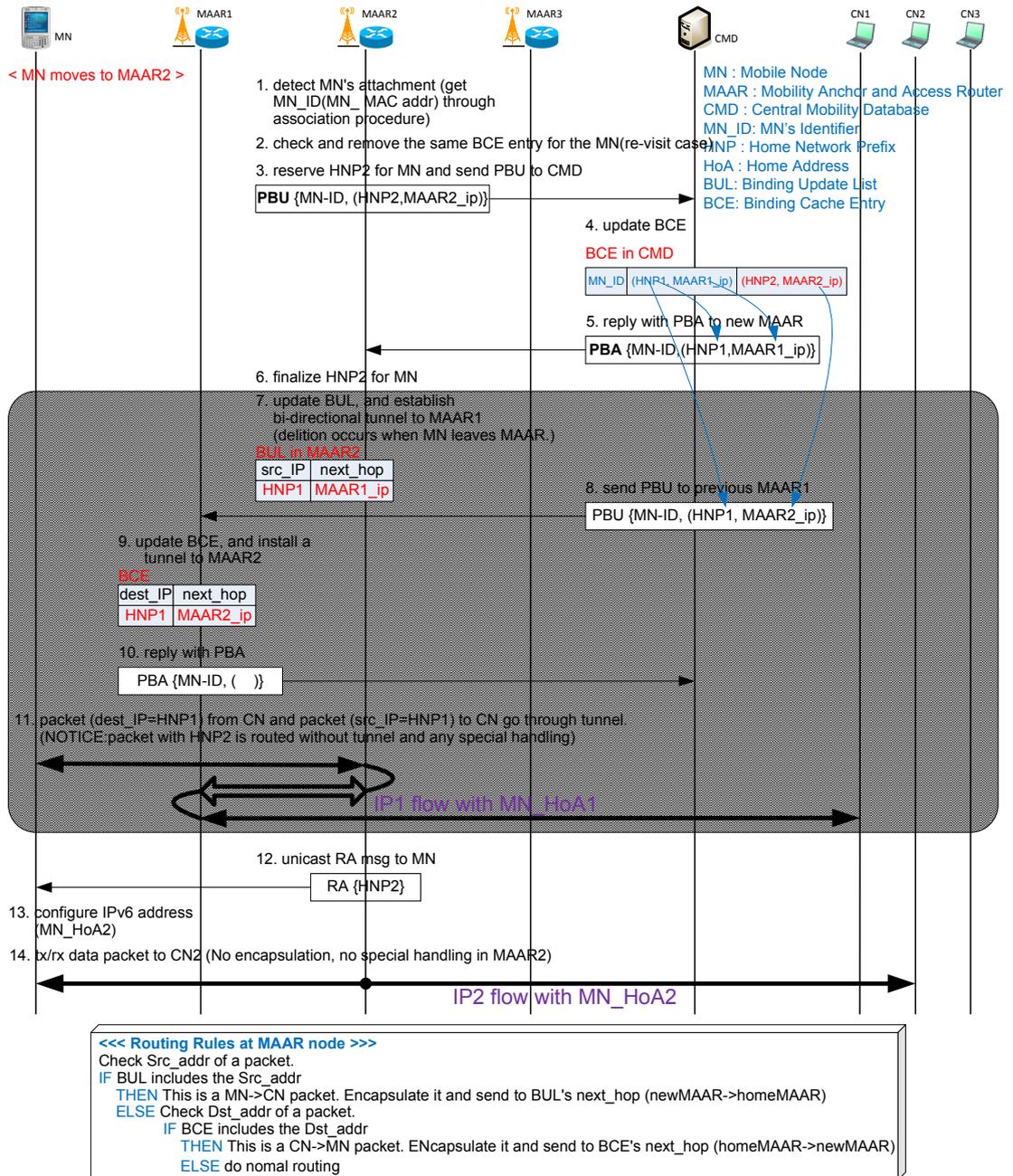


그림 3. 이동노드의 핸드오버 절차 및 MAAR 노드의 라우팅 규칙

Fig. 3. Handover procedure of a mobile node and routing rules of a MAAR node

할당하고, 이 정보를 이동노드 ID와 함께 PBU 메시지에 담아 CMD 노드에게 보낸다. 이를 수신한 CMD 노드는 이동노드 ID를 탐색키(key)로 하여 BCE 테이블에서 해당 엔트리를 찾아 뒤쪽에 새로운 HNP 정보를 삽입한다. BCE 엔트리 갱신 후 CMD 노드는 새 MAAR 노드로 모든 기존 엔트리 정보를 PBA 메시지에 담아 보내고, 기존 엔트리 정보의 모든 예전 MAAR 노드들로 새 MAAR 관련 정보를 담은 PBU 메시지를 보낸다.

PBA 메시지를 수신한 새 MAAR 노드는 BU(Binding Update) 리스트에 예전 MAAR 관련 정보를 기록함으로써 예전 MAAR과의 터널을 설정한다. BU 리스트의 정보는 이동노드가 해당 MAAR 노드로 부터 떨어져 연관 관계가 해제될 경우 삭제된다.

한편 PBU 메시지를 수신한 예전 MAAR 노드는 새 MAAR 관련 정보를 BCE 테이블에 기록함으로써 새 MAAR로의 터널을 설정하고 PBA 메시지로 응답한다.

그림 3의 하단에는 MAAR 노드에서의 라우팅 규칙을 나타내었으며 이를 토대로 이동노드의 이동에 따른 데이터 세션을 고려해보면, 이동노드가 예전 MAAR 노드에서 시작한 세션이 새 MAAR 노드로 이동한 후에도 계속 지속되는 경우, 상대노드로부터 이동노드로 보내진 데이터 패킷들의 목적지 주소는 예전 HNP 주소임으로 예전

MAAR 노드에서 BCE 테이블 정보에 따라 새 MAAR 노드로 터널을 통해 보내게 된다. 이와 반대로 이동노드로 부터 상대노드로 보내지는 데이터 트래픽의 경우에는 이동노드가 보내는 패킷의 소스주소가 예전 HNP 주소임으로, 새 MAAR 노드가 이동노드로 부터 수신한 데이터 패킷들의 소스주소 값을 BU 리스트에서 찾아 엔트리가 발견될 경우 예전 MAAR로 터널을 통해 송신하게 된다.

3. 예전 MAAR 노드에 재접속하는 경우

이동 노드가 이동하다가 예전에 방문했던 MAAR 노드에 재방문하게 되는 경우 BCE 테이블과 BU 리스트의 정보가 루프 형태로 꼬이게 된다. 따라서 정상적인 동작을 위해 이동노드가 MAAR 노드에 접근하게 되어 연관 관계(association) 절차가 수행될 때 BCE 엔트리에 이동노드에 대한 기존정보가 있으면 모두 삭제하고 위에서 언급한 절차들이 진행된다.

III. 기능 검증 및 성능 분석

1. 시뮬레이션 네트워크 모델

제안된 pDMMv6 메커니즘의 동작을 검증하고 성능 분석을 수행하기 위하여 Riverbed Modeler(OPNET)^[11] 시

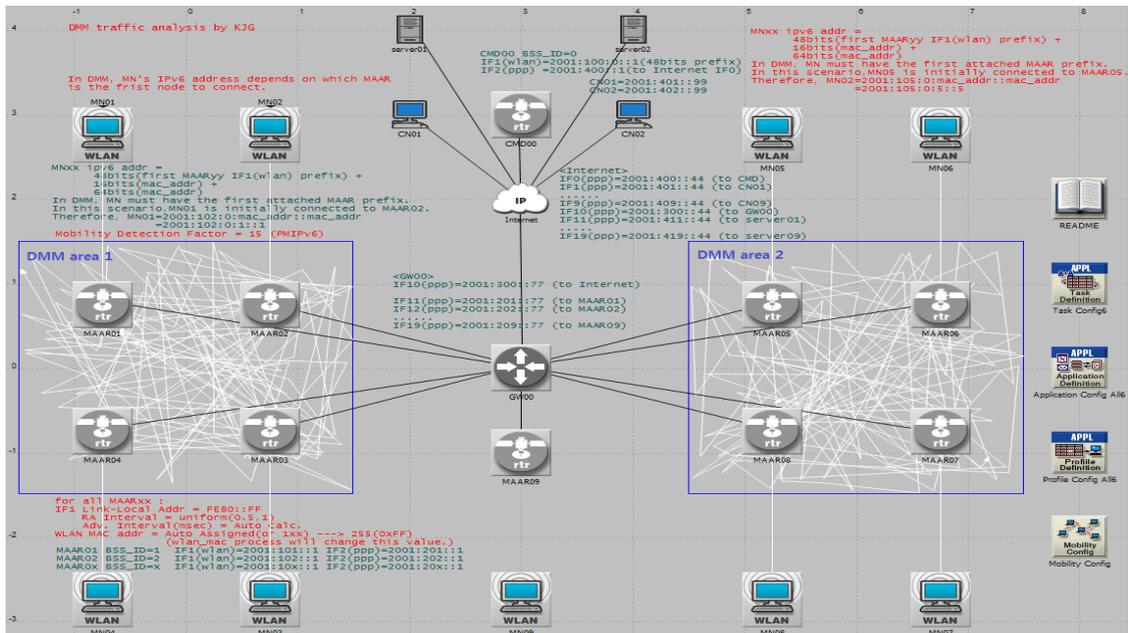


그림 4. 시뮬레이션 네트워크 모델
 Fig. 4. Simulation network model

물레이션 소프트웨어를 사용하여 그림 4와 같은 네트워크 모델을 개발하였다. Modeler 소프트웨어는 현재 기본적으로 MIPv6 기능만을 지원하고 있으며, 따라서 본 논문에서는 성능 비교 분석을 위해 PMIPv6 프로토콜 기능과 pDMMv6 메커니즘의 기능을 수행하는 프로그램들을 추가로 개발하여 시물레이션을 수행하였다.

그림 4의 네트워크 모델에서 좌측 4개 이동노드 MN01~MN04들은 4개의 MAAR01~MAAR04 노드들로 구성된 사각형 영역(DMM area 1)안에서 랜덤하게 이동하고, 우측 4개 이동노드 MN05~MN08들은 MAAR05~MAAR08로 구성된 사각형 영역(DMM area 2) 안에서 랜덤하게 이동하도록 시나리오를 구성하였으며, 사각형 안의 하얀 직선들은 시물레이션 동안 각 이동노드들이 움직인 궤적을 나타낸다. 각 이동노드의 랜덤 궤적은 각 이동노드별로 자신이 속한 DMM 영역 1 또는 2 안에 속하는 랜덤 좌표 값을 생성한 후 그 위치까지 일정시간 동안에 이동해가고, 다시 다음 랜덤 위치 좌표 값을 생성하여 일정시간 동안에 이동해 가는 방식으로 모델링하여 시간에 따른 위치와 이동속도가 시물레이션 동안 계속 변화도록 구성하였다.

시물레이션 네트워크 모델에서 Internet 노드(IP로 표시된 구름 모양의 노드)는 다수의 라우터로 구성된 네트워크를 모델링한 노드이며 평균 패킷전달지연시간 속성 값은 10ms로 설정하였고, 네트워크를 구성하는 모든 노드들을 연결하는 유선 링크의 전송속도는 DS3 (44.736Mbps)로 설정되었으며, 이동노드들과 MAAR 노드들 사이의 액세스망 무선랜은 11Mbps 전송속도를 갖는다. 이와 같은 네트워크 모델에서 이동노드들은 시물레이션 시나리오에 따라 이동노드들 서로 간에 또는 Internet 노드에 연결된 서버 노드 (Server01~02)들과 다양한 응용에 따른 데이터 트래픽들을 교환하게 된다.

PMIPv6와 MIPv6 프로토콜에 대한 네트워크 모델은 그림 4의 pDMMv6 네트워크 모델과 동일한 구조를 가지며, 다만 MAAR 노드가 MAG 노드와 일반 AR 노드로, CMD 노드가 LMA 노드와 HA 노드로 바뀐다.

2. UDP 트래픽 성능 분석

부분분산 이동성 관리 메커니즘의 기본적인 동작을 검증하고 PMIPv6 및 MIPv6 프로토콜과의 성능 비교를 수행하기 위해 이동노드 MN01~MN04 각각이 망의 우측에 있는 이동노드 MN05~MN08 각각과 UDP 패킷들을

상호 교환하도록 시나리오를 작성하였다. 각 이동노드가 발생시키는 UDP 트래픽의 양은 초당 1패킷이고, 패킷의 크기는 1 Kbyte 이며, 이 UDP 트래픽 발생 시나리오에서는 기능 검증 및 트래픽 전송 성능의 명확한 확인을 위해 패킷발생시간 간격 및 패킷 크기를 일정 값으로 고정하였을 때의 결과만을 제시하였다.

그림 5에 이동노드들이 시물레이션 동안 랜덤하게 이동하면서 접속한 MAAR 노드들의 번호를 나타내었다. 그림에서 MN01~MN04 이동노드들은 MAAR01~MAAR04 노드들을 랜덤하게 액세스하고 있고, MN05~MN08 노드들은 MAAR05~MAAR08 노드에 랜덤하게 접속함을 볼 수 있다. 그림에서 값이 -1인 경우는 이동노드의 핸드오버시 MAAR 노드와의 접속이 잠시 끊어진 상태임을 의미한다.

PMIPv6와 MIPv6 프로토콜에 대한 시물레이션에서도 이동노드들의 이동궤적 속성은 동일한 값을 사용하였으며, 따라서 접속되는 MAG 및 AR 노드의 변화는 pDMMv6의 접속 MAAR 노드 변화와 동일하다.

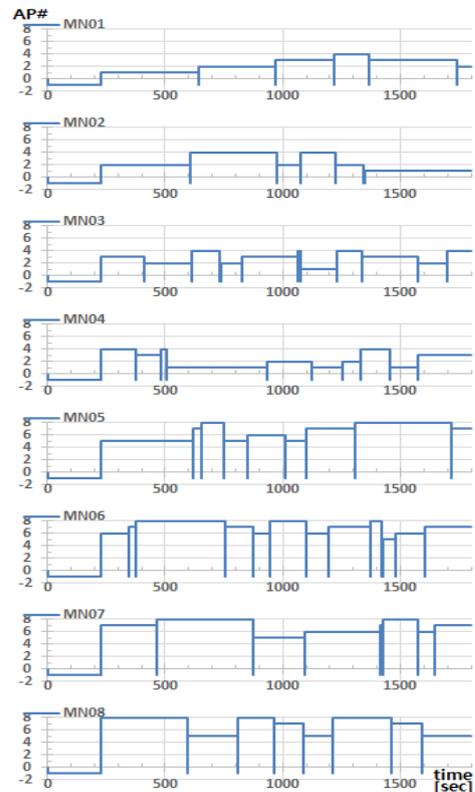


그림 5. 이동노드별 접속 MAAR 노드
Fig. 5. MAAR nodes accessed by each MN

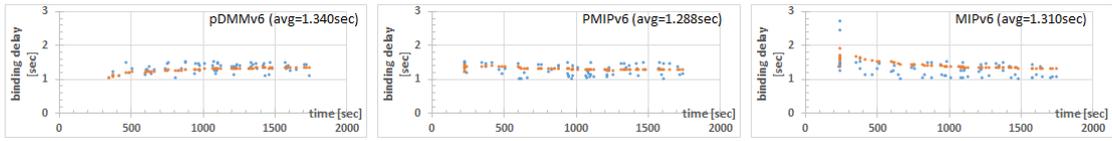


그림 6. 바인딩 지연시간
 Fig. 6. Binding delay

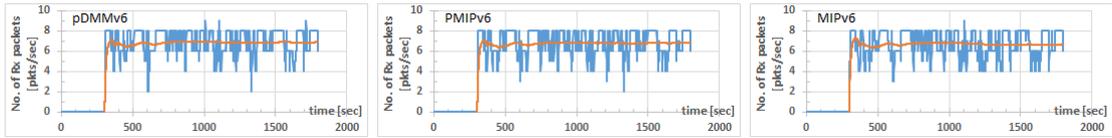


그림 7. 수신 UDP 트래픽
 Fig. 7. Received UDP traffic

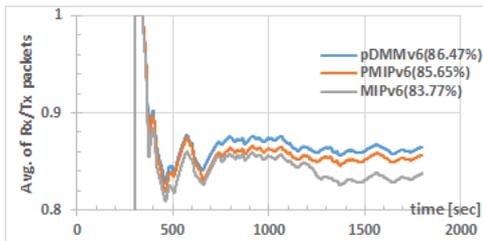


그림 8. UDP 트래픽 수신율
 Fig. 8. UDP traffic rx/tx ratio

그림 6에는 분산 이동성 관리를 위한 신호 메시지 바인딩 정보 등록 지연시간을 나타내었다. pDMMv6의 바인딩 지연시간은 MAAR 노드가 PBU 메시지를 CMD 노드로 보내고 이를 수신한 CMD 노드가 다시 이전 MAAR 노드로 PBU 메시지를 보내 이에 대한 PBA 응답 메시지를 수신할 때까지 걸리는 시간이다. PMIPv6의 경우에는 MAG 노드가 PBU 메시지를 LMA 노드로 보내

고 이에 대한 응답 PBA 메시지를 수신할 때까지의 시간이며, MIPv6 경우에는 MN 이동노드가 BU 메시지를 HA에 보내고 이에 대한 BA 응답 메시지를 수신할 때까지의 시간을 의미한다.

바인딩 정보 등록시간은 pDMMv6 메커니즘이 다른 프로토콜에 비해 신호 메시지 교환 절차가 한 단계 더 있기 때문에 약간 더 큰 값을 가진다.

그림 7에는 이동노드들이 수신한 총 UDP 트래픽 양을 나타내었다. 8개의 이동노드들은 각각 초당 1024바이트 크기의 1개 패킷을 발생시킴으로써 총 8 패킷/초, 8096 바이트/초의 UDP 트래픽이 송신되는데, 수신된 트래픽 양을 보면 핸드오버로 인한 일부 패킷의 손실이 발생함을 알 수 있다. 그림 8에는 각 프로토콜별로 UDP 트래픽의 수신율을 나타내었으며, pDMMv6 메커니즘이 상대적으로 좋은 수신율을 보였다.

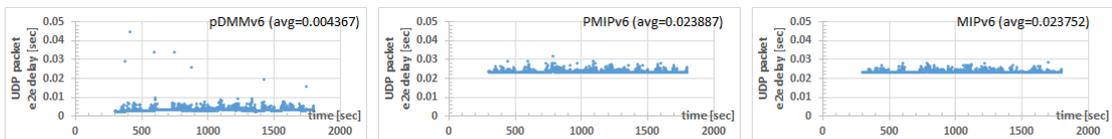


그림 9. UDP 패킷 전송지연시간
 Fig. 9. UDP packet transmission delay

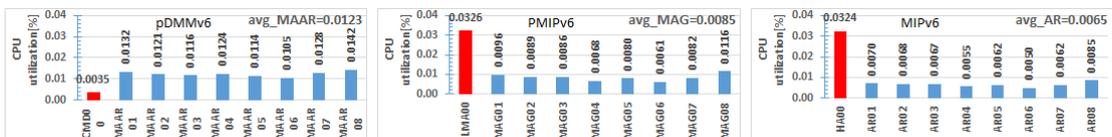


그림 10. UDP 트래픽 CPU 사용률
 Fig. 10. CPU utilization of UDP traffic

그림 9에는 UDP 패킷의 단대단(end-to-end) 전송지연시간을 나타내었다. 그림에서 pDMMv6 메커니즘이 PMIPv6나 MIPv6 프로토콜에 비해 패킷전송지연시간이 약 20ms 정도 작음을 볼 수 있는데 이는 pDMMv6의 경우 사용자 데이터 패킷이 CMD 앵커노드를 경유하지 않고 이동노드간에 바로 전송되는데 반해 PMIPv6나 MIPv6의 경우 LMA 또는 HA 앵커노드를 거치기 위해 패킷전송지연이 10ms로 설정된 Internet 노드를 2번 지나기 때문이다.

그림 10에는 UDP 트래픽 환경하에서 각 노드의 CPU 사용률을 나타내었다. CPU 사용률은 IP 패킷 포워딩 지연시간과 응용계층 프로세싱 지연시간을 모델링에 반영하고 있다. 따라서 포워딩하는 패킷이 많을수록 CPU 사용률이 높아진다. pDMMv6 메커니즘에서 CMD 노드의 CPU 사용률은 PMIPv6 LMA 노드와 MIPv6 HA 노드의 CPU 사용률에 비해 매우 작음을 볼 수 있는데 이는 pDMMv6에서의 데이터 패킷 처리는 CMD 노드에서 일어나지 않고 대신 MAAR 노드들 사이에 분산되어 이루어지는 반면 PMIPv6와 MIPv6 프로토콜에서는 모든 데이터 트래픽이 LMA 노드와 HA 노드를 거쳐 전송되기 때문이다.

그림 11에는 1 Kbyte(8192bits) 크기의 사용자 데이터를 갖는 UDP 패킷이 무선랜 계층에 미치는 부하량을 나타내었다. 응용계층으로부터 무선랜 계층으로 내려오는 데이터는 UDP헤더 8byte(64bits)와 IPv6 헤더 40바이트(320bits)를 포함하게 되는데, MIPv6의 경우에는 MN 이동노드와 HA 사이에 무선랜 구간을 포함하는 터널이 형성됨으로 데이터 패킷당 IPv6 헤더가 하나 더 추가되어 40byte(320bits) 만큼 무선랜 부하가 더 크다.

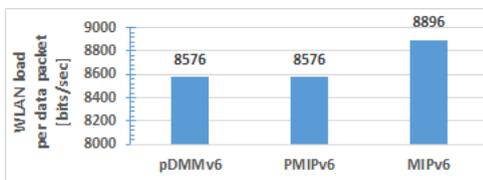


그림 11. UDP 데이터 패킷(8192bits)당 무선랜 부하
Fig. 11. WLAN load per UDP data packet(8192bits)

3. 멀티 TCP 트래픽 성능 분석

TCP 프로토콜을 사용하는 다양한 응용 계층의 트래픽에 대한 성능 분석을 위해 그림 4의 네트워크 모델에서 8개의 각 이동노드들은 HTTP 프로토콜을 사용하는 웹

표 1. 응용에 따른 트래픽 속성값

Table 1. Traffic attributes in each application

응용	파라미터(단위)	값	
웹 브라우저 (HTTP)	HTTP 규격		HTTP 1.1
	페이지 요구 시간간격 (seconds)		exponential (60)
	페이지 (Page) 속성	페이지 자체 크기 (bytes)	constant (1000)
		페이지내 개체 크기 (bytes)	uniform_int (500, 2000)
		페이지당 개체 수	constant(5)
	Server Selection	동일서버에서 두 페이지이상을 연속으로 액세스할 확률	0.6
두 페이지 이상 연속으로 액세스할 경우 서버당 다운받는 연속적인 페이지 수		exponential (10)	
이메일	송신 시간간격 (seconds)	exponential (360)	
	한번에 송신되는 메일 수	constant(3)	
	수신 시간간격 (seconds)	exponential (360)	
	한번에 수신되는 메일 수	constant(3)	
텔넷 원격접속	이메일 크기 (bytes)	constant (2000)	
	명령어 시간간격 (seconds)	normal (30,5)	
	접속단말이 호스트로 송신하는 명령어 크기 (bytes)	normal (60,144)	
FTP 파일전송	호스트 응답 트래픽 크기 (bytes per command)	normal (25,25)	
	업로드 다운로드 비율(Get/Total)	50%	
	FTP 요구 시간간격(seconds)	exponential (360)	
데이터베이스 액세스	파일 크기 (bytes)	constant (50000)	
	질의와 엔트리 트랜잭션 비율 (Queries/Total Transactions)	50%	
	트랜잭션 시간간격 (seconds)	exponential (12)	
네트워크 파일인쇄	트랜잭션 크기 (bytes)	constant (32768)	
	인쇄 요구 시간간격 (seconds)	exponential (360)	
네트워크 파일인쇄	파일 크기 (bytes)	normal(30000, 9000000)	

브라우저, 이메일 송수신, 텔넷을 이용한 서버원격접속, FTP 프로토콜을 이용한 파일 전송, 데이터베이스 액세스, 네트워크를 통한 파일 인쇄 등의 6가지 응용에 따른 트래픽을 다양하게 발생시키도록 모델링 되었으며, 각 응용의 트래픽 속성값은 표 1과 같이 설정하였다. 8개의 각 이동노드에서 발생한 멀티미디어 트래픽들은 인터넷 노드를 거쳐 server01 또는 server02의 서버노드로 보내

지거나 서버노드로부터 이동노드로 관련 트래픽이 전송 되는데, 각 이동노드(MN01~MN08)에서 각각의 응용에 따른 서버노드(server01, server02)는 임의로 선택된다.

그림 12에 시뮬레이션 결과로 얻어진 각 응용에 따른 평균응답시간을 나타내었다. 이 평균 결과 값은 전체 응답시간 결과중 FTP 응용의 경우 1초, 나머지 응용의 경우 0.5초의 임계치를 적용하여 이 시간 이내에 처리된 응용 결과값들을 평균한 것이다. 그림의 결과에서 볼 수 있듯이 모든 응용에서 pDMMv6가 PMIPv6나 MIPv6에 비해 전체적인 응답시간이 작음을 알 수 있다.

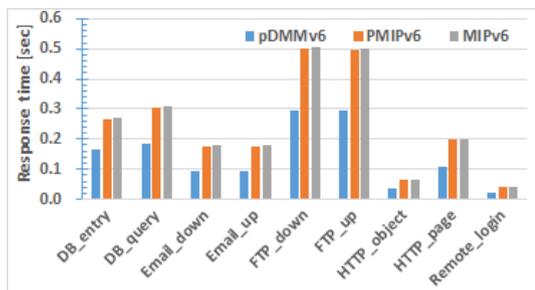


그림 12. TCP 응용별 응답시간
 Fig. 12. Response time of each TCP application

IV. 결론

PMIPv6나 MIPv6와 같은 기존의 이동성 관리 메커니즘에서는 신호 메시지와 사용자 데이터 트래픽이 모두 LMA나 HA 같은 앵커 노드에 집중되게 되어 단일장애점, 비최적화된 데이터 경로, 망 확장성 등의 문제점들을 가지고 있으며, 이의 대안으로 분산형 이동성 관리 방안이 IEDF의 dmm 및 netext 워킹그룹들을 중심으로 활발히 연구되고 있다.

본 논문에서는 망기반 부분분산형 이동성 관리 메커니즘 pDMMv6를 제안하고, 시뮬레이션을 통해 그 기능을 검증하였다. 또한 제안된 메커니즘의 성능 평가를 위해 다양한 트래픽 환경에서 기존의 PMIPv6 및 MIPv6 프로토콜과의 성능 비교를 수행하였다. 성능분석 결과로는 UDP 트래픽 전송 성공률, 단대단 패킷 전송지연시간, 이동성 관리를 위한 신호 메시지 바인딩 지연시간, 노드별 CPU 점유율 및 다양한 서버-클라이언트간 응용에 따른 응답시간(웹 브라우징 응답시간, 이메일 송수신 시간, 텔넷 원격접속 응답시간, FTP 파일전송시간, 데이터베이스

스 액세스 시간)들을 제시하였으며, 제안된 pDMMv6 메커니즘이 기존의 PMIPv6 및 MIPv6 프로토콜에 비해 더 나은 성능을 가짐을 보였다.

References

- [1] C. Perkins, D. Johnson, and J. Arkko, Mobility Support in IPv6, IETF RFC6275, July 2011.
- [2] S. Gundavelli, K. Leung, V. Devarapalli, K. Chowdhury, B. Patil, Proxy Mobile IPv6, IETF RFC5213, Aug., 2008.
- [3] C. Perkins, IP Mobility Support for IPv4, Revised, IETF RFC5944, Nov., 2010.
- [4] Seung-Beak Yoo, Jongpil Jeong, "Design and Performance Analysis of Bandwidth-Efficient Handoff Scheme in Proxy Mobile IPv6 Networks", Journal of The Institute of Internet, Broadcasting and Communication(IIBC), Vol.14, No.1, pp.219-236, Feb., 2014.
- [5] Z. Zhu, R. Wakikawa, L. Zhang, A Survey of Mobility Support in the Internet, IETF RFC6301, July 2011.
- [6] Ibrahim Al-Surmi et al., "Mobility management for IP-based next generation mobile networks: Review, challenge and perspective", Journal of Network and Computer Applications, Vol.35, Issue 1, pp.295-315. Jan., 2012.
- [7] H Anthony Chan, Hidetoshi Yokota, Jiang Xie, Pierrick Seite and Dapeng Liu, "Distributed and Dynamic Mobility Management in Mobile Internet: Current Approaches and Issues", Journal of Communications, vol. 6, no. 1, pp. 4-15, Feb., 2011.
- [8] H. Chan, D. Liu, P. Seite, H. Yokota, J. Korhonen, Requirements for Distributed Mobility Management, IETF RFC7333, Aug., 2014.
- [9] D. Liu, J.C. Zuniga, P. Seite, H. Chan, C.J. Bernardos, Distributed Mobility Management: Current practices and gap analysis, IETF Internet Draft draft-ietf-dmm-best-practices-gap-analysis-06, July 4, 2014.

[10] <http://datatracker.ietf.org/wg/dmm>(Distributed Mobility Management), [netext](http://datatracker.ietf.org/wg/netext)(Network -Based Mobility Extensions) working group, 2014.

[11] Riverbed Molder(OPNET), <http://www.riverbed.com/>, 2014.

저자 소개

기 장 근(중신회원)



- 1986년 2월 : 고려대학교 전자공학과 졸업
 - 1988년 2월 : 고려대학교 전자공학과 석사
 - 1992년 2월 : 고려대학교 전자공학과 박사
 - 2002년 6월 ~ 2003년 6월 : Univ. of Arizona 방문교수
 - 2010년 8월 ~ 2011년 8월 : Univ. of Arizona 방문교수
 - 1992년 2월 ~ 현재 : 공주대학교 공과대학 전기전자제어공학부 교수
- <주관심분야 : 통신프로토콜, 이동통신시스템>

이 규 대(중신회원)



- 1984년 : 고려대 전자공학과 졸업
 - 1986년 : 고려대 전자공학과 석사
 - 1991년 : 고려대 전자공학과 박사
 - 2001년 : 미 조지아텍 교환 교수
 - 2006년 : 미 일리노이주립대 교환 교수
 - 2007년 ~ 2009년 : 한국전자통신연구원 이동통신연구소 초빙연구원
 - 1992년 3월 ~ 현재 : 공주대 정보통신공학부 교수
- <주관심분야 : 회로 및 시스템, 신호처리, VLC>