ISSN 1598-0170 (Print)
ISSN 2287-1136 (Online)
http://www.jksii.or.kr

프록시 모바일 IPv6 네트워크에서 멀티캐스팅기반 빠른 이동성관리 기법의 분석적 접근법

Analytical Approach of Multicasting-based Fast Mobility Management Scheme in Proxy Mobile IPv6 Networks

김 영 훈[1] 정 종 필[2*]
Kim Young Hoon Jeong Jong Pil

요 약

무선 네트워크에서 효율적인 이동성관리는 모바일 사용자의 지원에 상당히 중요하다. 몇몇의 이동성관리 기법들은 MN(Mobile Node)의 시그널링 트래픽을 줄여주는 목적으로 제안되었다. 그 중에서 PMIPv6(Proxy Mobile IPv6)는 호스트 기반의 이동성관리 프로토콜과 유사하지만 MN에게 이동성에 대한 어떠한 처리도 요구하지 않는다. MAG(Mobile Access Gateway)와 LMA(Local Mobility Anchor)같은 새로운 모바일 에이전트를 도입하여 MN에게 IP 이동성을 제공한다. 본 논문에서, MN 이동성의 종류에 따라 호출 당 평균 시그널링 지연과 평균 대역폭을 평가하는 분석 모델을 제안한다. 수학적 분석의 결과로 MF-PMIP(Multicasting-based FastPMIP)는 거의 모든 성능평가 매개변수에 대하여 D-PMIP에 비해 우수한 성능을 보여준다.

주제어 : 멀티캐스팅, 이동성관리, 빠른 PMIPv6(FPMIPv6), 성능평가.

ABSTRACT

In wireless networks, efficient mobility management to support of mobile users is very important. Several mobility management schemeshave been proposed with the aim of reducing the signaling traffic of MN(Mobile Node). Among them, PMIPv6 (Proxy Mobile IPv6) is similar with host-based mobility management protocols but MN does not require any process for mobility. By introducing new mobile agent like MAG (Mobile Access Gateway) and LMA (Local Mobility Anchor), it provides IP mobility to MN. In this paper, we propose the analytical model to evaluate the mean signalingdelay and the mean bandwidth according to the type of MN mobility. As a result of mathematical analysis, MF-PMIP (Multicasting-based FastPMIP) outperforms compared to F-PMIP and PMIP in terms of parameters for the performance evaluation.

☞ keyword : Multicasting, Mobility Management, Fast PMIPv6, Performance Analysis.

1. 서 론

IP기반의 멀티미디어 응용 프로그램은 패킷 기반의 무선 네트워크에서 인기를 끌고 있다. 무선 네트워크에서 이러한 애플리케이션의 통합은 완벽한 단말 이동성의 지원이 필요하다. Mobile IP(MIP)는 IP 네트워크에서 글로벌 이동성을 제공하기 위해 IETF에 의해 제안되었다. MIP는 IP 네트워크를 통해 이동하면서 휴대 단말기에게 지속적인 커뮤니케이션을 유지할 수 있다. IP기반 모바일 네트워크에서 가장 대표적인 결과의 하나는 IETF에 의해 제안된 MIPv6(Mobile IPv6)이다[1]. MIPv6는 IPv6 네트워크에서 MN(Mobile Node)의 글로벌 이동성을 지원하는 호스트 기반 이동성 프로토콜을 제안한다. 비록 MIPv4가 많은 문제들을 해결했지만 시그널링 오버헤드와 개인 위치정보 문제, 긴 업데이트 지연 같은 여전히 몇몇의 결정적인 문제를 가지고 있다. 따라서, MIPv6의 성능 향상으로 FMIPv6(Fast handover for MIPv6)[2]와 HMIPv6(Hierarchical MIPv6)[3]같은 다양한 환경들이 제안되었다. 그런데, 모든 호스트 기반 이동성관리 프로토콜은 기본적으로 도메인 내에서 로밍하거나 네트워크 도메인 간의 이동을 지원하기 위해서 MN들의 프로토콜 스택 수정과 IP 주소의 변경을 필요로 한다. 또한 MN들의 일반적 요구사항으로 수정된 자원은 제한된다. 이것은 복잡성, 전력소모가 증가될 수 있고, 시그널링 과정에서 무선 자원이 낭비가 된다. 또한 MN은 일반적 자원(메모리, 전력)이 제한되어서

1 Information and Communications, Sungkunkwan university, Seoul, 110-745, korea
* Corresponding author (jpjeong@gmail.com)
[Received 10 August 2012, Reviewed 27 August 2012, Accepted 5 March 2013]

아마도 이동성 시그널링 과정에 복잡성과 전력소모가 증가되거나, 무선 자원이 낭비되는 것에 무엇이든 수정되는 것이 필요하다. 그래서 로밍 중에 다음과 같은 문제점을 가진다[4]. 높은 핸드오버 지연,패킷손실과 시그널링중의 오버헤드 비용이다. 이것은 민감한 스트리밍 서비스, VoIP 같은, 화상회의, 오디오/비디오 스트리밍 등 이러한 것들은 프로토콜이 아직까지 완벽하지 않고, 실시간으로 QoS가 안전하게 사용하지 않고 있다는 걸 의미한다. 최근에 PMIPv6(Proxy Mobile IPv6)[5]는 네트워크 기반의 이동성관리 프로토콜로 IETF에 의해 적극적으로 표준화되고 있다. 이동성의 시그널링에 참여하지 않고 MN을 대신해 이동성관리를 처리한다. 이것은 주목할만한 특징이다. PMIPv6는 MN의 IP-스택 수정을 요구하거나 자신의 IP 주소를 변경하지 않고, 다수의 도메인 내에 연결하여 로밍할 수 있다. 그래서, 시그널링 업데이트 대기 시간을 단축하고, 시그널링 오버헤드를 줄이고 MN의 다양성을 지원하고 적은 대기 지연과 MN의 통신 세션 연속성을 유지한다.

PMIPv6는 LMA(Local Mobility Anchor)에 위치 업데이트 되고 다른 서브넷으로 MN이 이동할때 시그널링 지연의 감소를 제안한다. 이동성 기법에서, MAG(Mobile Access Gateway)와 LMA는 계층적으로 조직된다. 같은 지역 네트워크 안에서 MN이 MAG로 변경될 때 LMA는 도메인 내로 업데이트한다. LMA에 의해 패킷은 MN이 소속되어있는 새로운 LMA로 터널링된다. LMA는 방문자 리스트와 패킷을 MN의 MAG로 포워딩한다. LMA는 기존의 시스템인 중앙 시스템 아키텍쳐 때문에 실패에 민감하다. 지역 네트워크간에 LMA와 잦은 이동성으로 인한 높은 트래픽 부하는 이동성 제도의 성능을 저하 시킨다. 이러한 기법은 CoA에 연관된 MN를 얻고 그걸 사용해서 홈네트워크를 통하지 않고 외부 네트워크로 MN에 도달 할 수 있다. MN이 이동할 때 다른 외부 네트워크를 형성하면, 그것은 새로운 MAG를 통해 이전 MAG로 새로운 CoA를 전달한다. 이전 MAG 터널은 MN의 새 위치로부터 트래픽을 받는다. 동시에 그것은 MN의 새로운 CoA를 통보하도록 LMA에 요청 메시지를 보낸다. 이 새로운 CoA를 접수하는 즉시, MN은 이전 외부 네트워크를 통해 전달하지 않고 새로운 외부 네트워크를 통해 MN에 도달하기 위해 LMA를 사용한다. 이 접근법은 각 CoA 변경 후 최적의 경로를 복원해서 사용해야 한다. 그것은 홈 네트워크를 통해서 패킷을 전송할 때, 경험적으로 적은 지연인 경로를 통해서 패킷을 전송한다. 이것이 항상 같은 경우가 되지 않을 수 있으며, 이러한 관리기법이 사용된 경로 최적화 메커니즘은 같은 MN에서 거리에 최적화된 경로를 통과하는 네트워크로 로드하고, MN도메인간 이동성 주파수 같은 요인에 영향을 미치는 요소에 따라 달라진다.

모바일 네트워크의 시그널링 부하를 줄이는 또 다른 대안은 멀티캐스팅 기반의 이동성 기법을 사용하는 것이다. 멀티캐스팅 기반 이동성기법은 멀티캐스팅 그룹을 설정하여 이동성 시그널링 지연을 줄이기 위해 제안되었다. MN의 주소 업데이트 과정은 멀티캐스팅 네트워크 노드로 집중되고 있다. 또한 멀티캐스팅 그룹 주소를 연결하여 사용할 수 있다. 그러나 이러한 접근법은 3GPP와 3GPP2의 미래 셀룰러 통신 시스템 등 차세대 IP 기반의 무선 엑세스 기술인 LTE 기술을 제외하고는 자원이 낭비된다. MIP는 시그널링과 터널링에 대한 오버헤드로 인해 트래픽이 증가하였으며 서로 다른 무선 네트워크에 엑세스할 수 있다. 이 시그널링은 MIP 지원을 위한 시그널링과 위치 업데이트 뿐만 아니라 보안 연결을 포함한다. 높은 이동성의 MN은 트래픽 병목 현상을 초래한다. 따라서 제안하는 MF-PMIP 이동성관리기법은 멀티캐스팅 그룹을 사용하여 시그널링 지연을 줄이기 위해 제안한다. 높은 이동성의 MN는 자신의 세션 중에 발생하는 여러 가지 핸드오프를 위해 시그널링 및 패킷 전송을 위한 멀티캐스팅 자원을 재사용할 수 있다. 그러므로 자원의 사용량이 MF-PMIP 이동성관리기법 보다 더 큰것이 없다. 세션 당 평균 대역폭과 MN의 이동성 및 세션연결 시간에 따라 시그널링 및 패킷에 사용되는 세션 당 평균 핸드오프 지연을 계산하고, 제안하는 멀티캐스팅 기반의 PMIP의 성능을 비교 분석한다.

본 논문은 다음과 같이 구성된다. 제 2장은 멀티캐스팅 기반 이동성 기법에 대해 설명한다. 제 3장과 4장은 각각 분석 모델 및 수치 결과를 제시한다. 제 5장에서 결론을 제공한다.

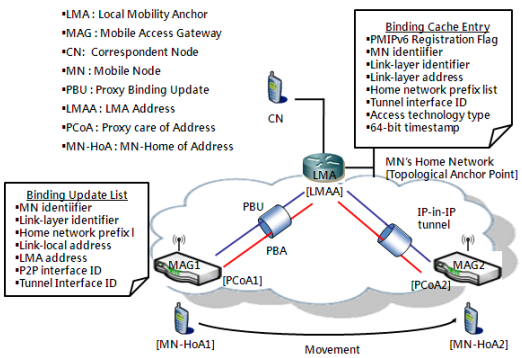
2. 관련연구

2.1 네트워크 기반의 이동성관리

네트워크 기반 이동성은 네트워크 계층의 이동성 문제를 해결하기 위한 최신 IP 이동성관리 범주이다. PMIPv6[5]는 MIPV6에 기초하고 시그널링 개념과 기능의 일부를 재사용하고 있다. 네트워크 기반 지역이동성관리 프로토콜로서 IETF-NETLMM 그룹에 의해 표준화되는 근본적인 기초 프로토콜이다. 이 절에서는 PIMPv6 용어, 개념 및 이동성 관련 시그널링을 설명한다[4]. PMIPv6는 이동성 관련 시그널링에서 MN의 관여없이 MN에게 네트워크 기반 이

동성관리 지원을 제공하도록 설계되었다. 따라서, MN을 대신하여 모든 관련 시그널링을 수행한다. MN이 PMIPv6 도메인에 연결 후 검색 네트워크 MN의 엑세스 인증을 수행하고 [4]에 명시된 바와 같이 Per-MN-Prefix 모델이라는 새 주소 모델을 사용하여 각 MN에 고유 HNP를 지정한다. 그것이 MN이 항상 엑세스 네트워크에서 자신의 HoA를 얻을 수 있도록 하며, PMIPv6 도메인 내에 움직이는 곳마다 이 Prefix는 개념적으로 항상 MN을 따른다. MN의 관점에서 전체 PMIPv6 도메인을 홈 네트워크로 나타낸다. 이에 따라, MIPv6 도메인 내에 MN에서 CoA를 구성할 필요가 없다. PMIPv6의 기본적인 용어에 대한 설명은 그림에 있다.

PMIPv6의 새로운 주요 기능 엔티티는 LMA 및 MAG이다. LMA는 MIPv6의 HA와 유사하다. 또한 등록 및 처리 절차 등 PMIPv6 사양을 지원하는 추가적인 책임을 요구하고 있다.



(그림 1) PMIPv6 네트워크의 기본 구조
(Figure 1) The basic structure of the network PMIPv6

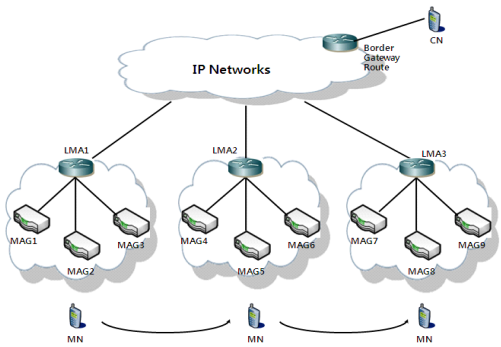
PMIPv6는 (그림 1)에서와 같이 MN에서 보낸 모든 데이터 트래픽을 MAG와 LMA간에 터널을 통해 LMA로 라우팅된다. LMA는 CN에서 터널을 통해 MN에게 받은 데이터 패킷을 전달한다. 패킷을 받고, 터널의 다른 쪽 끝의 MAG는 외부 헤더를 제거하고 MN에게 데이터 트래픽을 전달한다. 또한, PMIPv6는 시그널링 업데이트 시간을 단축하고 중단 기간을 줄이는 이동성관리 프로토콜이다. 따라서 PMIPv6는 핸드오버시 링크 계층 첨부 파일 정보를 사용하여 MIPv6보다 상대적으로 빠를 수 이다. 그러나 PMIPv6는 링크 계층 때문에 여전히 핸드오버에 커뮤니케이션 중단을 가지며, 기본적으로 사용되는 기본 기술에 의해 완료하는데 시간이 필요하다. 결과적으로 모든 데이터 패킷이 핸드오버 기간 동안 전송이 손실된다. 또한, PMIPv6의 핸드오버 발생시 안정성을 향상하는 것은 지속적으로 글로벌 이동성을 지원하고 실시간에 민감한 서비스 및 멀티미디어 어플리케이션의 QoS뿐만 아니라 MIPv6와 상호 작용을 지원하기 위해 필요하다.

FPMIPv6 멀티캐스트 핸드오버 절차는 MN 로밍 컨텍스트를 이용하여 멀티캐스트 그룹 관리를 최적화한다. MN이 nMAG에 연결되기 전에 pMAG에서 nMAG로 전달되는 컨텍스트는 MN의 식별과, MN의 LMA 주소, MN의 멀티캐스트 구동 정보 등을 포함한다. nMAG이 MN의 컨텍스트를 획득하고, 필요하다면 MLD Proxy Memberhip Database 뿐만 아니라 멀티캐스트 전달 상태를 사전에 갱신한다. FPMIPv6와 같은 방법으로 멀티캐스트 통신은 pMAG에서 nMAG로 전달된다. 그렇게 함으로써 MN이 새로운 네트워크에 접속 되는 즉시, MN은 nMAG으로 부터 멀티캐스트 통신을 직접 받을 수 있게 된다.

2.2 멀티캐스팅 기반의 이동성관리

멀티캐스팅은 소형 무선셀, MN의 높은 이동성과 무선 네트워크의 이동성 지원에 사용하도록 제안한다. 또한 여러 멀티캐스팅 기반의 이동성 기법이 제안되었다. 연결이 많거나 연결이 적은 네트워크의 멀티캐스팅 기반 이동성으로 나눌수 있다. 연결이 많은 네트워크의 경우, 멀티캐스팅 연결 트리가 적용되는 가상 트리 개념을 제안한다. 이 트리는 무선 기지국의 모음이며, ATM 네트워크에서는 트리의 루트에 연결된다. 시그널링 전달 지연은 트리에서 예정된 지점의 활성화 및 비활성화로 제한된다. 연결이 적은 네트워크의 경우, 핸드오프 지연을 줄이기 위해 MIP로 멀티캐스팅을 적용하도록 제안한다. LMA는 멀티캐스팅 패킷을 캡슐화해 여러 MAG 중에서 대상 MN에 보낸다. [6]는 감독관 호스트에 의해 제어 영역에 무선 네트워크를 나누는 것을 제안한다. 각 지역은 이들 그룹 중 몇몇의 일부가 되고 각각의 셀과 같은 셀의 그룹을 포함하고 있다. 고유한 멀티캐스팅 ID는 이러한 그룹들에 각각 할당된다. [7]는 모바일 장치가 빈번한 네트워크 인터페이스의 변화로 인해 핸드오프를 유도하는 채널 특성을 사용할 수 없는 곳에 여러개의 무선 네트워크 및 사례를 고려하여 이 작업을 확장한다. 또한 다른 MIP 멀티캐스팅 프로토콜이 제안되었다. [8]에서 이동성을 지원하는 에이전트(MSA)기반 아키텍쳐 IGMPv2 및 멀티캐스팅 프로토콜을 사용하여 제안되었다. [9]에서는 코어 기반, 트리(CBT)기반 멀티캐스팅 MIP의 접근을 마이크로 이동성을 통해 제안한다. [10]는

멀티캐스팅 설정을 제안하여 이동성 프로토콜을 후보 AR(Access Router)에 설정했다. 멀티캐스팅 이동성 접근 방법의 성능시뮬레이션[13]이나 분석 모형을 통해 평가되었다[11]. [10]에서 핸드오프지연, 패킷손실, 핸드오프에 의한 대역폭 오버헤드 등의 분석 및 NS-2 네트워크 시뮬레이터를 이용한 멀티캐스팅 기반의 이동성관리 기법에 대한 평가가 있었다. [11]에서 테스트베드를 설정하여 핸드오프 지연, 패킷 손실 및 중복성 그리고 CN의 TCP 처리량 측면에서 멀티캐스팅 이동성관리 프로토콜을 분석하는데 사용되었다. MIP네트워크에서 이동성을 구현하는 데 사용할 수 있는 다수의 멀티캐스팅기법이 있다. 본 논문에서IP 멀티캐스팅을 위해 계층적 아키텍쳐의 사용에 초점을 맞춰 이동성 지원, 대역폭 사용 및 핸드오프 지연의 관점에서 성능을 평가한다.



(그림 2) 멀티캐스팅 기반의 이동성지원 아키텍처
(Figure 2) Multicasting-based mobility support architecture

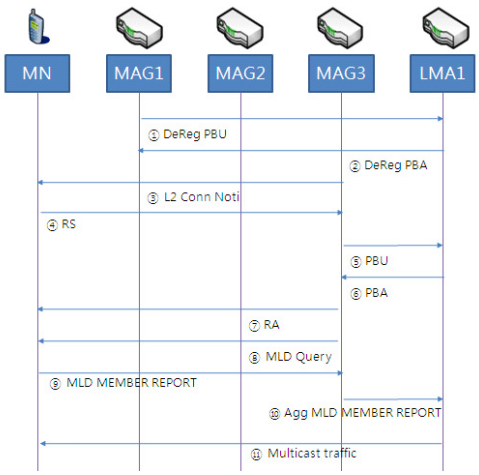
3. PMIPv6 네트워크에서 멀티캐스팅기반의 이동성관리

이 기법에서 계층적 멀티캐스팅 그룹을 만드는 것을 제안한다.각 그룹에서 MAG는 LMA를 통해 서로 연결된다. LMA들은 서로 연결되어 있다. 이 그룹의 LMA는 MN으로 수신된 패킷을(타 도메인의 LMA에서 오는) 멀티캐스팅을 수행한다. MN이 그룹 외부에서 이동하면, 새로운 CoA는 MN이 현재 소속되어있는 새로운 그룹의 LMA에 등록된다. 이 LMA는 타 도메인의 LMA에게 CoA를 보낸다. 가장 최신의 터널에 패킷을 새로운 LMA의 새로운 MAG들의 그룹 내에서 수신된 패킷을 멀티캐스팅한다. 이 기법은 도메인 사이의 핸드오프에서 다른 도메인의 LMA으로의 위치 업데이트 빈도를 줄일 수 있다. 이 업데이트는 LMA에 위치 업데이트 프로세싱을 제한하고, MAG 들간의 이동성과 LMA 들간의 이동성을 지원한다.

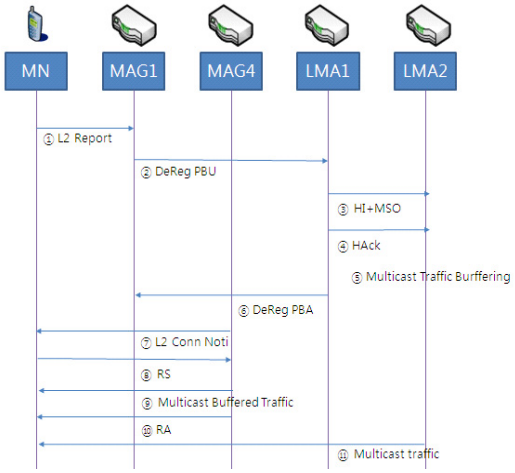
(그림 2)에서 MN이 MAG2로부터 MAG5로 이동하면 위치 등록은 LMA1과 LMA2 간에 수행된다. LMA2의 멀티캐스팅 패킷은 MAG4, MAG5 및 MAG6로 전달된다. 따라서 MN은 MAG4또는 MAG6로 이동했을 때 MN의 위치 등록은 필요가 없다. 따라서, 이러한 기법은 이동성이 높은 MN을 위해 특별히 이동성 시그널링 지연을 줄일 수 있다.그러나 멀티캐스팅 프로토콜 사용으로 인한 네트워크 자원은 소모되는 기법이다. 따라서 그것은 핸드오프 시그널링의 지연과 대역폭 사용 등의 성능을 평가하기 위한 목적을 위해 필요하다. 그러나 여러 개의 연결된 MN에 패킷을 전송하기 위해 사용되기 때문에 패킷 전송을 위한 MN이 사용하는 대역폭이 높다. 높은 이동성(높은 핸드오프 요청)을 가진 MN의 경우, LMA에서 멀티캐스팅 자원은 세션을 유지하는 시간 동안에 발생하는 모든 핸드오프 이벤트가 MN에 의해서 재사용하고 있다. 따라서 높은 이동성과 MN의 세션호출에 대한 제안기법의 평균 대역폭이 다른 이동성 기법보다 더 크지 않을 것이다.

또한 제안기법은 핸드오프 지연(시그널링 및 패킷 전달 지연 포함)이 더 작을 것이다. 평균 대역폭 계산이 가능하며 세션호출에 대한 핸드오프 지연 및 제안기법의 이동성 기법의 분석모델을 도출하고 제안한다. 이러한 성능 측정은 MN의 이동성 유형(높거나 낮은)과 세션 시간에 따라 계산된다. 모델의 설명 및 세 가지의 이동성 접근 방법의 성능 비교는 다음 장에서 설명한다.

(그림 3)의 PMIPv6 멀티캐스팅 핸드오버 절차는 MN이 서비스를 받는 중 MAG1에서 MAG3로 핸드오프를 하는 경우 LMA에게 DeReg.PBU(De-Registration PBU)메시지로 MN이 자신의 범위에 없을 LMA에게 알린다. DeReg 메시지를 받은 LMA는 자신의 BCE(Binding Cash Entry)에 해당하는 MN에 관한 항목을 삭제하고 완료되면 DeREg.PBA (De-Registration PBA)메시지를 통해 해당 MN이 삭제가 된 것을 MAG1에게 알린다. 또 MAG3의 범위 안에 들어온 MN은 자신의 RS(Router Solicitation) 메시지에 자신의 MN-ID를 담아 MAG3에게 연결설정을 시도하게 되며, MAG3는 MN-ID를 이용하여 AAA&Policy Store와 인증과정을 수행한다. 이 때 AAA&Policy Store에서 해당 MN의 Policy Profile을 가져오게 된다. Policy Profile에는 해당 MN을 서비스할 LMA의 주소와 주소설정 방법, MN의 HNP 정보, 서비스의 정책등과 같은 정보를 포함한다. 해당 MN의



(그림 3) 도메인 내의 메시지 전달 절차
(Figure 3) Domain within the message-passing procedure



(그림 4) 도메인 간의 메시지 전달 절차
(Figure 4) Message-passing procedure between the domains

Policy Profile과 MN-ID를 알게 된 MAG3은 MN을 담당하는 LMA에게 PBU 메시지를 보내 단말의 현재 위치를 업데이트하게 된다. 해당 PBU를 수신한LMA는 자신의 BCE에 MN-ID에 해당하는 정보가 있는 지를 검색하고, 만약 없다면 해당 정보를 추가한다. LMA는 단말의 서비스를 위해 PBA 메시지를 MAG3에 보내게 된다. 그리고 LMA는 MAG3의 주소를 이용하여 LMA와 MAG3간의 양방향 터널을 만들고 서비스를 준비하게 된다. MAG3은 MN에게 LMA가 할당해준 HNP와 IP주소를 할당하는 RA(Router Advertisement) 메시지를 MN로 보낸다. MAG3이 MN에서 보낸 RS 메시지를 수신하여 MN의 연결을 정확하게 인식하고 MN을 대신하여 위치 업데이트를 시작한다. MLD Query와 MLD Membership Report 메시지, Agg.MLD Membership Report와 같은 단계는 PMIPv6 Multicast Listener를 위해서이다. 위치 업데이트 이후, 현재 서비스를 제공하는 MAG3는 표준 멀티캐스팅 라우터 동작의 일부분으로 MN에 MLD Query 메시지를 보낸다. 응답으로 MN은 멀티캐스팅 서비스를 명확하기 가리키는 MLD Membership Report 메시지를 보낸다. MAG3이 MLD Membership Report 메시지를 수신하면, 멀티캐스팅 전달상태와 필요한 MLD Proxy Membership Database를 업데이트한다. 그리고MLD Proxy Membership Database가 변경되면 MAG3는 종합된MLD Membership Report 메시지를 LMA에게 보낸다. 종합된 MLD Membership Report 메시지를 수신하면 LMA는 멀티캐스팅 전달 상태를 업데이트한다.

(그림 4)의 MAG를 이용한LMA도메인간 PMIPv6 멀티캐스팅 핸드오버 절차는 MAG1와 MAG4간의 통신을 이용해MSO(Multicast Support Option)에 포함되어 있는 MN의 Multicast 가입 정보는 MAG1에서 MAG4로 전달해 LMA도메인간 FPMIPv6 멀티캐스팅 핸드오버 절차를 수행하지만 제안된 핸드오버 절차는MAG1에 서 DeReg.PBU 메시지를 LMA1에게 보낼 때 MSO에 포함되어 있는 MN의 Multicast 가입 정보를 보내어 LMA2와 통신을 하게 됨으로써 멀티캐스팅 핸드오버 절차를 감소시킨다. 그러면 MN의 핸드오버 동안 멀티캐스팅 통신 손실은 두드러지게 감소한다. 기본적으로 LMA 터널링을 통한 LMA간 FPMIPv6 멀티캐스팅 핸드오버 절차는 MAG 터널링을 통한 LMA간 FPMIPv6 멀티캐스팅 핸드오버 절차의 초반 L2 Report를 통해 MN이 MAG1에게 LMA2의 네트워크 정보를 제공하는 L2 Report 메시지를 보내는 과정은 같다. 제안된 멀티캐스팅 핸드오버 절차의 MLS는 MN의 식별정보와 MN의 HNP, MN의 LMA 주소, MSO를 포함한 HI(Handover Initiate) 메시지로 시작된다. MSO에 포함되어 있는 MN의 Multicast 가입 정보는 MAG1가DeReg PBU 메시지를 LMA1로 전달되며, MLS를 위한 매개변수로 사용된다. LMA1은 HI와 MSO를 LMA2에게 전달하며 LMA2는 수락 또는 거절의 응답 값을 포함한 Hack 메시지를 LMA1에게 전송하고 LMA1과 LMA2간의 터널링을 생성하게 된다. LMA1은 응답으로 DeReg PBA 메시지를 MAG1게 보내게 된다. MAG4는 도메인에 들어온 MN에게 L2 Connection

Notification과 멀티캐스팅 통신 손실을 줄이기 위해 버퍼링해 두었던 멀티캐스팅패킷을 MN에게 보낸다. L2 Connection Notification을 받은 MN은 IP주소 할당절차인 RS와 RA 절차를 수행하고 RA절차까지 마쳤다면 즉시 멀티캐스팅 통신을 할 수 있게 된다. 제안된 멀티캐스팅 핸드오버 절차는 MAG를 이용한 LMA도메인간 PMIPv6멀티캐스팅 핸드오버 절차의pre-PBU, pre-PBA 절차를 줄임으로써 MN의 핸드오버 동안 멀티캐스팅 통신 손실은 두드러지게 감소한다.

4. 성능평가

4.1 분석 모델링

일반적으로, 핸드오프 동안 경로 재설정 시 유지성 또는 전화 통화 품질의 향상이 요구된다. 재설정은 시그널링 메시지를 사용하고 모바일 연결 링크 수의 변화를 포함한다. 여기에서 설명한 이동성관리 기법은 모바일 접속 경로 재설정을 기반으로 다음과 같은 작업을 수행할 때 주의해야 한다.

- LMA의 CoA 업데이트
- LMA에서 MF-PMIP을 위한 MAG 및 LMA에서 MFPMIP 대한 LMA의 새로운 경로 설정
- 이전 경로에서 새로운 경로 재설정에 대한 사용자 데이터 트래픽 전송
- 이전 경로 폐기

MF-PMIP는 가장 최근에 모바일이 이동해서 진입이 되면 이전 MAG에서 새로운 곳으로 모바일 연결에 추가 시그널링 메시지를 필요로 할 때 경로 확장을 사용한다. 각 연결의 유지시간(전화 통화의 시간)을 통해서 핸드오프의 수를 알게된다. N시간 간격으로 나누어, 이 간격 동안 하나의 핸드오프가 발생하며 끝나는 시간을 각각 정의한다.

- q_a : MAG간 간격에서 핸드오프가 발생하며 끝나는 확률
- q_f : 간격에서 호출이 종료되는 확률

세션유지 기간 동안 발생할 수 있는 핸드오프의 숫자는 라디오 셀과 트래픽 유형에 MN 수명 시간에 따라 달라진다. : 음성 또는 데이터이다. 여러 음성 트래픽 연구는 라디오 셀에 수명 시간의 지수분포로 되어있다. 사실, 이 가정은 라디오 셀의 모양과 모바일의 속도와 방향을 특정 분포에 따라 달라진다. [12-14]는 무선 셀에 수명 시간은 지수분포가 적절하지 않다는 것을 증명하고 있다, 그들은 이러한 단계-유형, 로그 정규, Hyper-Exponential, 그리고 선택된 트래픽 모델에 관한 몇몇 매개변수의 식별을 필요로 Hyper-Erlang 같은 복잡한 분포로 교체를 제안한다. 평균 대역폭 계산을 단순화하고 세션 당 지연을 의미하기 위해, 핸드오프 이벤트 시 세션 지속 시간 사이에 시간이 $1/q_a^1$와 $1/q_{f'}$의 기하분포를 고려해야한다. 데이터 트래픽의 경우 연구에서 무시되지 않는 패킷 손실로 유지 혼잡 주기의 문제를 해결했다[15]. 이러한 손실은 포아송모델의 사용량이 TCP 트래픽 모델링을 허용하지 않는 것으로 나타낸다. [15]는 세션에서 데이터 패킷을 생성하는 것 보다는 데이터 세션 도착에 관심이 있다. 따라서 음성 트래픽을 위해 만든 가정과 데이터 트래픽에 대한 가정이 데이터 트래픽에 대해 유효하게 유지되는 것을 제안한다. 제안된 이산 시간 모델은 [16]에서 제안한 하나의 일반화이다. 이 모델의 하나이상의 핸드오프 기법을 적용한 일반적인 분석 모델을 정의하고, 핸드오프 대역폭을 계산할 수 있다. 또한 분석된 핸드오프 기법의 핸드오프 지연시간을 의미한다. 시간 다이어그램은 이러한 수단을 계산하는데 사용한다. 핸드오프 이벤트를 통해 각각의 간격과 그 수단 내에서 대역폭 및 지연 시간을 계산한다. 그 후에 전체 세션 유지 시간에 따른 대역폭 및 지연 합계를 계산한다. 지속적인 세션 시간에 각 시간 간격 [i,i+1] 대부분 하나의 핸드오프가 발생할 수 있다고 가정할 수 있을 정도로 작은 시간 간격으로 나뉘어져 있다.

- n 세션을 위한 간격의 개수
- B_i^l [i,i+1] 시간 간격에서 전화가 사용하는 대역폭
- B_i^s [i,i+1] 시간 간격에서 핸드오프 발생 동안 전화에 의해 사용되는 시그널링 대역폭
- B_i [i,i+1]시간 간격에서i 동안 호출에 의해 사용되는 전체 대역폭

B_i^l와 B_i^s는 핸드오프가 발생한 간격 [i,i+1] 중에서 핸드오프의 발생 여부와 경로 재설정 가능 여부에 따라 달라지는 임의의 변수 값이다. 변수 B_i^l는 두 개의 값을 소요될 수 있다. 핸드오프는 간격 [i,i+1]에서 전화 통화가 시작되면 원래 경로와 새로 생성된 경로의 링크를 통해 하나 이상으로 할당된 대역폭의 합계를 나타낸다. 그렇지 않으면, 지속적인 연결의 링크를 사용하는 대역폭을 나타낸다. 또한 B_i는 지속적인 전화(B_i^l)와 시그널링(B_i^s)에 사용되는

대역폭에서 사용하는 대역폭의 합계를 나타낸다. 그렇지 않으면 지속적인 전화(B_i^l)로 할당된 대역폭을 나타낸다.

$$B_i = \begin{cases} B_i^l + B_i^s \\ B_i^l, \end{cases}$$

만약 핸드오프가 [i,i+1] 안에 일어났다면, 핸드오프 이벤트를 통해 평균은 다음 식에 의해 주어진다.

$$E\left[B_i\right] = E\left[B_i^l\right] + E\left[B_i^s\right]$$

n의 고정값에 대해, n 시간 간격 동안 지속적인 세션이 사용하는 총 평균 대역폭이 B(n)은 아래의 식과 같다.

$$B(n) = B^l(n) + B^s(n) = \sum_{i=0}^{n-1} E\left[B_i^l\right] + \sum_{i=0}^{n-1} E\left[B_i^s\right]$$

전화 통화 기간 n은 임의의 변수이기 때문에, 평균 대역폭 $\overline{B}$는 n=1,…,∞ 로 계산되며, 이 가정을 통해 세션이 n 기간동안 운영하는 확률은 $P(n)$로 정의된다.

$$P(n) = q_f(1-q_f)^{n-1} \; n = 1,2,..$$
$$\overline{n} = \sum_{n=1}^{\infty} nP(n) = \sum_{n=1}^{\infty} nq_f(1-q_f)^{n-1} = q_f \sum_{n=1}^{\infty} n(1-q_f)^{n-1} = 1/q_f$$

세션 중에 간격의 평균 수를 나타낸다면, 아래의 식을 얻는다.

$$\overline{B} = \overline{B}^l + \overline{B}^s = \sum_{n=1}^{\infty}\left[B^l(n) = B^s(n)\right]P(n) = \sum_{n=1}^{\infty} B^l(n)P(n) + \sum_{n=1}^{\infty} B^s(n)P(n).$$

$E\left[B_i^x\right]$, $x \in \{s,l\}$ 이것은 $E\left[B_i^l\right]$ 또는 $E\left[B_i^s\right]$ 요소를 지정하는 변수이다. 나중에 주어진 대역폭 계산에서 $E\left[B_i^x\right]$는 세션중에 변수가 될 수도 있고 안될 수도 있다. 변수가 있다면, 아래 수식과 같다.

$$\overline{B^x} = \sum_{n=1}^{\infty} B^x(n)P(n) + \sum_{n=1}^{\infty}\sum_{i=0}^{n-1} E\left[B_i^x\right]P(n) = q_f \sum_{n=1}^{\infty}(1-q_f)^{n-1}\sum_{i=1}^{n-1}(1-q_f)^{n-1}\sum_{i=1}^{n-1} E\left[B_i^x\right]$$

그렇지 않으면 밑에 수식을 얻는다.

$$\overline{B^x} = \sum_{n=1}^{\infty} B^x(n)P(n) + \sum_{n=1}^{\infty}\sum_{i=0}^{n-1} E\left[B_i^x\right]P(n) = \sum_{n=1}^{\infty} E\left[B_i^x\right]\sum_{i=0}^{n-1} P(n)$$
$$= E\left[B_i^x\right]\sum_{n=1}^{\infty} nP(n) = q_f E\left[B_i^x\right]\sum_{n=1}^{\infty} n(1-q_f)^{(n-1)} = \frac{E\left[B_i^x\right]}{q_f}.$$

동일한 프로시저는 변수 B에 지연을 나타내는 변수 D를 대체하여 평균 핸드오프 지연 계산이 적용된다. B와 D는 핸드오프에 의한 임의의 변수가 있다고 한다. 다음 절에서는 세션당 평균 대역폭의 전체 기간이 모바일 연결에 지원하기 위해 필요한 네트워크 대역폭이다.

그리고 그것은 지속적인 연결 및 핸드오프로 인한 시그널링 대역폭 경로들의 링크에 사용되는 대역폭의 합계이다. 마찬가지로, 세션 당 평균 핸드오프 지연은 경로들의 링크 및 핸드오프로 인해 시그널링 기간 동안 자원 연결 기간의 합계에 의해 주어지고, 모바일 접속을 지원하는 네트워크 핸드오프의 기간이다. 경로들의 링크는 세션 연결이 시작되고 지속적인 연결에 의해 사용되는 모든 경로의 총 네트워크 링크이다.

- B^{PD}는 세션의 패킷 전송을 위한 각 링크에 할당 대역폭
- B^{PE}는 각 경로 확장을 위해 세션 당 사용되는 시그널링 대역폭
- B^{PR} 각 경로 재설정을 위한 세션 당 사용되는 시그널링 대역폭
- D^{PD}는 새로운 확장 경로 및/또는 재설정 경로의 링크 대역폭 B^{PD}를 호출 당 할당되는 기간
- D^{PE}는 경로 확장을 위한 세션 당 시그널링 기간
- D^{PR}는 경로 재설정을 위한 세션 당 시그널링 재생 시간 수

각각 B^{PD}와 D^{PD}는 대역폭과 지속적인 세션 유지를 위한 경로로써 각 링크에 패킷을 전달하기 위한 기간이다. B^{PD}는 경로 링크를 통해서 운반되는 트래픽 종류에 따라서 서로 다른 고정 값을 취할 수 있다(음성 또는 데이터 예 ,64kbps). 링크 등 MAG와 라우터로 두 개의 네트워크 요소 간의 네트워크 연결이다. 링크는 MAG와 같은 두 개의 네트워크 요소와 라우터 사이의 네트워크 연결이다. 시그널링 기간은 전송 및 다른 핸드오프 시그널링 메시지의 실행을 위해 찍은 시간이다. 매개변수 B^{PE}와 D^{PE}는 각각 대역폭과 핸드오프에 관여 두 MAG사이의 경로를 설정하는 데 필요한 기간이다. 매개변수 B^{PR}과 D^{PR}은 대역폭과 기간을 포함한다.

- CoA 등록
- MF-PMIP의 경우 LMA 안의 MAG사이, MFPMIP의 경우 LMA1와 LMA2 사이에 새로운 연결을 설정
- 오래된 연결은 종료(예 (그림 2)에 LMA1와 MAG3사이의 경로).

1) MF-PMIP 이동성 기법

경로 재설정과 연결 확장 프로토콜이 결합된다. 경로 재설정 프로토콜은 새로운 MAG의 계층 구조를 설정하기 위해 요청된다. 이 프로토콜은 LMA와 새로운 계층의 MAG간의 경로 구축이 가능하다. 이 기법의 경로 확장은 MAG를 통해 계층에 속하는 모바일 동작의 경우 모바일 연결을 유지되는데 사용된다. 경로 재설정은 각각의 새로운 MAG 계층이 설정된 후 발생할 수 있다. 이는 경로 재설정, 경로 확장 그리고 세션 종료 등이다.

- p 새로운 MAG 계층이 설정되고 그 결과 경로 재설정이 수행되는 확률
- L MAG와 연결되어있는 MN과 원격 단말 MN 사이의 링크의 수
- L^p LMA와 새로운 계층 설정을 통한 초기 MAG 사이의 링크의 수(예 그림 2 MAG1과 MAG2).
- H 경로 확장 링크의 수 (예 그림 2 MN는 MAG1에서 MAG2로 이동하고 MAG2에 연결되면 수는 1로 같다)
- L 과 L^p, H 는 랜덤 변수 일반 배포되고 각각 $\overline{L}$ $\overline{L^p}$ $\overline{H}$ 를 의미

세션 당 평균 대역폭은 다음과 같다.

$$\overline{B^p} = \frac{\overline{L}}{q_f} B^{PD} + \frac{q_a(1-p)(1-q_f)\overline{H}}{q_f\left[1-(1-pq_a)(1-q_f)\right]} B^{PD} + \frac{q_a}{q}\left(B^{PE} + pB^{PR}\right)$$

$\frac{1}{q_f}\overline{L}B^{PD}$ 는 출발지 연결에 사용된 대역폭이고 재설정된 경로의 결과이다. $\left(\frac{q_a(1-p)(1-q_f)\overline{H}}{q_f\left[1-(1-pq_a)(1-q_f)\right]} B^{PD}\right)$ 은 경로 확장 동안 더해지는 대역폭이다. $\left(\frac{q_a}{q_f}\left(B^{PE} + pB^{PR}\right)\right)$ 은 확장과 경로 재설정 동안 시그널링 대역폭이다. 세션 당 핸드오프 기간의 의미는 밑에 식이다.

$$\overline{D^r} = \frac{q_a}{q_f}\left(\overline{L^r} D^{PD} + D^{PR}\right)$$

$\frac{q_a}{q_f}$ 는 세션에 대한 핸드오프의 평균 수를 나타낸다. $\overline{L^r} D^{PD} + D^{PR}$ 은 재설정된 경로($\overline{L^r} D^{PD}$)와 시그널링지연(D^{PR})의 자원 합계는 핸드오프의 지연을 나타낸다.

2) MF-PMIP 이동성 기법

경로 재설정과 멀티캐스팅 프로토콜을 기반으로 한다. MN은 MAG그룹 내에서 이동하면, 모바일 접속은 멀티캐스팅 프로토콜을 사용하여 유지한다. MN이 계층 구조 밖으로 이동했을 때, 경로 재설정과 멀티캐스팅 프로토콜의 조합은 전화 연결 유지를 허가한다. 각 시간 i=1,2..마다 발생할 수 있는 이벤트이다. 이는 경로 재설정과 세션 종료 등이다.

$q_a^{'}$ 를 LMA내 핸드오프와 $0 \le \theta \le 1$ 범위에서 $q_a^{'} = \theta q_a$ 로 경로 재설정을 확률로 정의한다. θ 은 전체 가능한 핸드오프 q_a (intra/inter LMA)에서 MFPMIP의 LMA간 핸드오프의 일부분이다. 내부 도메인에서 핸드오프 도착은 베르누이 프로세스를 사용하여 모델링된다.

L^h 는 현재 연결되어있는 LMA와 원격에 연결되어있는 MN 사이에 링크의 수

L^{hr} 는 LMA 계층 안에 링크의 총 수

L^h, L^{hs} 는 각각 일반 배포된 $\overline{L^h}, \overline{L^{hs}}$ 의미인 임의의 변수

호출당 평균 대역폭은 아래의 식이다

$$\overline{B^h} = \frac{1}{q_f}\overline{L^h} B^{PD} + L^{hr} B^{PD} + \frac{q_a^{'}}{q_f} B^{PR}$$

$\frac{1}{q_f}\overline{L^h} B^{PD}$ 는 원래 경로와 경로 재설정에 사용된 대역폭이다. $L^{hr} B^{PD}$ 는 LMA에서 호출시에 사용되는 멀티캐스팅 자원이다. $\frac{q_a^{'}}{q_f} B^{PR}$ 는 LMA의 핸드오프 다음 경로 재설정에 의한 시그널링 대역폭이다.

호출당 평균 호출 기간은 아래 식이다.

$$\overline{D^h} = \frac{q_a^{'}}{q_f}[\overline{L^{hp}} D^{PD} + D^{PR}]$$

위의 식에서 $\frac{q_a^{'}}{q_f}$ 는 세션의 핸드오프의 수이다.

$[\overline{L^{hp}}D^{PD}+D^{PR}]$은 경로 재설정($\overline{L^{hp}}D^{PD}$)과 시그널링 지연($D^{PR}$)에 할당된 자원의 합계에 대한 핸드오프 지연이다.

4.2 수치분석 결과

이 절에서는 평균 대역폭 측면에서 성능과 MFPMIP, MF-PMIP 이동성 기법의 세션호출에 대한 핸드오프 지연을 비교한다. 평균 세션유지 시간은 900과 1200초 사이의 데이터 트래픽과 60과 120초 사이의 음성트래픽 사이에 선택된 임의의 값이다. 링크간($\overline{L^r}$, $\overline{L^p}$, $\overline{L}$, $\overline{H}$, $\overline{L^h}$, $\overline{L^{hp}}$, $\overline{L^{hr}}$)의 계산을 평균적으로 단순화하기 위하여 계층적 IP 네트워크 구조로 간주한다.이 구조에서 LMA와 각 MAG 사이의 링크의 수는 동일하다. 예를 들어, LMA와 각 MAG {i=1,...,32} 사이에 5개의 링크가 있다. $\overline{L^p}=\overline{L^r}$ =7, $\overline{L^{hp}}$ =3과 $\overline{L^{hr}}$ =240 등으로 보여준다. LMA와 단말 간에는 모든 이동성관리 기법에서 동일한 링크의 수를 가진다. LMA와 MN의 연결이 지속적이면 변경되지 않는 단말 사이에 링크의 수는 항상 일정하다.단말이 직접 LMA에 연결되어 있다고 하면, $\overline{L^h}=\overline{L^{hp}}$ =3과 $\overline{L}=\overline{L^p}=\overline{L^r}$ =7의 값을 가진다. 그리고 네트워크는 아래와 같이 두 가지 유형의 구성이 고려될 수 있다.

- 구성#1 : 링크의 평균 수는 $\overline{L^h}=\overline{L^{hp}}$ =3 과 $\overline{L^r}=\overline{L^p}=\overline{L}$ =7. 링크의 수는 L^{hr} =240.
- 구성#2 : 링크의 평균 수는 $\overline{L^h}=\overline{L^{hp}}$ =1 과 $\overline{L^r}=\overline{L^p}=\overline{L}$ =7. 마찬가지로 $\overline{L^{hr}}$ =252.

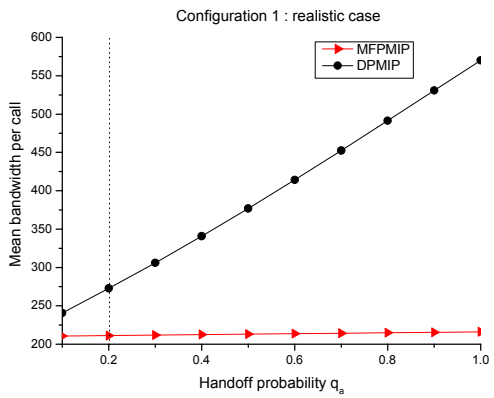
각 구성의 경우, Realistic과 Critical 등의 두 경우가 고려된다. Realistic의 경우에는 LMA간 핸드오프는 LMA내 핸드오프 보다 발생하는 빈도가 낮다($q_a^{'}=0.1\times q_a$). Critical의 경우에는 LMA 도메인간과 도메인 내 핸드오프가 동일한 확률로 발생할 수 있다($q_a^{'}=q_a$ 변수가 같다). 두 가지 경우, MF-PMIP 이동성관리 기법의 경로 확장은 각 핸드오프 이후에 발생해야 하고 경로 재설정은 각각의 두 연속적인 핸드오프 이후에 발생한다($p=q_a/2$). $p=q_a/2$는 평균 대역폭이고 평균 지연은 $p=q_a/2$에서 얻은 것보다 크다. MN이 핸드오프를 새로운 MAG로 평균 길이 $\overline{H}$ =1의 경로 확장을 포함하고 있다고 가정한다. 이러한 값보다 더 큰 길이라고 하면, 평균 대역폭과 평균 핸드오프 지연은 높다. j=p,r,h로 가정하면 $\overline{B^j{}_{PR}}=\overline{B^j}/B^{PR}$ 과 $\overline{D^j{}_{PR}}=\overline{D^j}/D^{PR}$ 의 비율이 된다. 따라서 이 수식은 다음과 같은 비율을 따른다.

$$B^{PD}/B^{PR},\ B^{PE}/B^{PR},\ D^{PD}/D^{PR},\ D^{PE}/D^{PR}.$$

MF-PMIP에서 경로 재설정보다 경로 확장을 위한 시그널링 대역폭이 작은것으로 기대한다($B^{PR}>B^{PE}, D^{PR}>D^{PE}$). 따라서 $B^{PR}/B^{PE}<1$이고 $D^{PR}/D^{PE}<1$이 된다. 예를들어 $B^{PR}/B^{PE}=D^{PR}/D^{PE}=0.2$ 의 값을 가진다. 더욱이 $B^{PR}>B^{PD}$ 이고 $D^{PR}>D^{PD}$를 기대한다. 실제로 B^{PR}는 핸드오프 시그널링이 전송되는 동안 경로의 각 링크에 할당된 대역폭의 합계를 나타낸다. LMA와 MF-PMIP와 PMIP의 MAG 사이에 경로와 LMA와 MFPMIP의 LMA 사이의 경로가 해당된다. 이 대역폭은 패킷 전송을 위해 경로 상의 링크에 할당된 대역폭인 B^{PD} 보다 클 수 있다. B^{PD} 와 시그널링 대역폭 값에 따르면, $0<B^{PD}/B^{PR}<1$과 같다. 전달되는 경로의 각 링크에 시그널링 트래픽과 시그널링 메시지 과정의 지연에 지연의 대역폭에 할당된 합을 D^{PR}로 나타낸다. 그것은 B^{PD}의 할당에 대한 지연 시간을 나타낸 D^{PD} 보다 크다. 따라서 $0<D^{PD}/D^{PR}<1$과 같다. 분석 결과, $B^{PD}/B^{PR}=D^{PD}/D^{PR}$ =0.5과 0.8의 값을 보여준다.

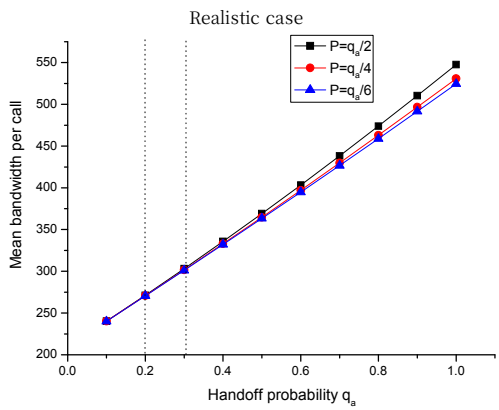
평균 대역폭과 세션당 평균 핸드오프 지연의 의미는 MF-PMIP의 기법을 기준으로 MFPMIP의 핸드오프 기법의 성능과 비교해서 제안한다. 요약을 하기 위해 $\overline{B^p{}_{PR}}/\overline{B^h{}_{PR'}}$, $\overline{B^r{}_{PR}}/\overline{B^h{}_{PR'}}$, $\overline{D^p{}_{PR}}/\overline{D^h{}_{PR'}}$, $\overline{D^r{}_{PR}}/\overline{D^h{}_{PR'}}$ 비율로 계산한다. 이러한 비율은 트리 이동성관리 기법 사이의 서로 다른 성능을 간단하고 직접적인 읽기를 허용한다.

(그림 5)와 (그림 6) MF-PMIP과 MFPMIP 핸드오프 기법에 대한 세션과 $\overline{B^h{}_{PR}}$ 당 평균 대역폭 변화를 보여준다. (그림 5)는 MF-PMIP 및 MFPMIP 이동성관리 기법에 대한 세션당 평균 대역폭을 보여준다. 세션당 MFPMIP의 평균 대역폭은 MF-PMIP 기법보다 적다. 평균 대역폭은 IP 네트워크 운영자가 MN의 특정 번호에 대한 서비스를 네트워크에 분산될 수 있도록 필요한 자원을 확인하는 데 사용할 수 있는 성능 측정을 나타낸다. MFPMIP 이동성관리 기법은 MF-PMIP 기법에 비해 자원 사용 측면에서 비용이 절감된다. (그림 6)은 확률 P의 여러 값에 대한 B^p/B^{PR} 비율 편차를 보여준다. 낮은 P값과 높은 세션 당 평균 대역폭을 가진다. 또한 간격 $q_a\le 0.3$과 $0.3\le q_a\le 1$사이에 대역폭은 서로 다른 값을 가진다. P($p=q_a/6, q_a/4, q_a/2$)의 서로 다른 값은 $q_a\le 0.2$ 간격 사이에서는 증가하고 $p=q_a/6$일 때



(그림 5) $1/q_f$ =60초, $\overline{B^p_{PR}}$ 과 $\overline{B^h_{PR}}$ 의 음성 트래픽의 세션당 평균 대역폭, B^{PD}/B^{PR} =0.5

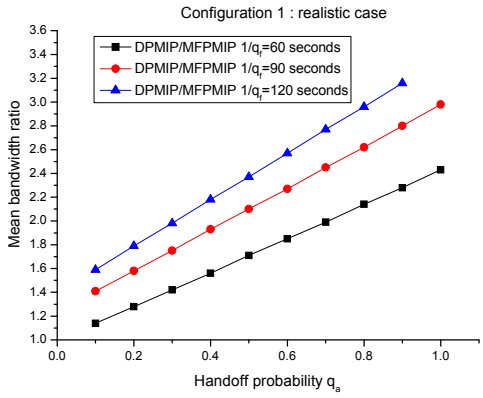
(Figure 5) Mean bandwidth per call $\overline{B^p_{PR}}$ and $\overline{B^h_{PR}}$ for voice traffic with $1/q_f$ =60 seconds, B^{PD}/B^{PR} =0.5



(그림 6) $1/q_f$ =60초, $\overline{B^p_{PR}}$ 의 음성 트래픽의 세션당 평균 대역폭 변화, B^{PD}/B^{PR} =0.5

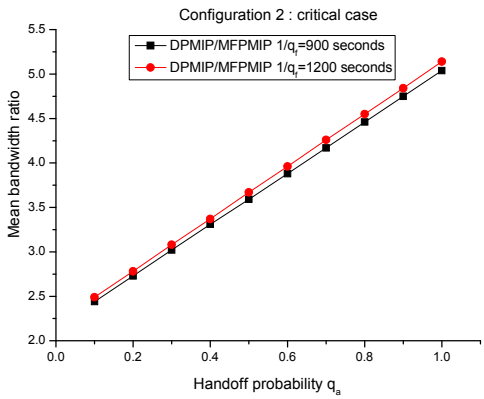
(Figure 6) Mean bandwidth per call variation $\overline{B^p_{PR}}$ for voice traffic with $1/q_f$ =60 seconds, B^{PD}/B^{PR} =0.5

$0.2 \le q_a \le 0.3$ 간격에서 증가하고 $0.3 \le q_a \le 1$ 간격에서는 평균 대역폭의 값은 감소한다. 이것은 경로 재설정 시 p의 낮은 확률과 간격 $q_a \le 0.3$ 에서 경로 확장이 자주 발생하기 때문이다. 따라서 MF-PMIP 이동성관리 기법에 적은 경로 재설정 사용량은 세션 당 평균 대역폭을 높게 사용한다.



(그림 7) $p = q_a/2$, $\overline{B^p_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$ 의 음성 트래픽의 평균 대역폭 비율, B^{PD}/B^{PR} =0.8

(Figure 7) Mean bandwidth ratio $\overline{B^p_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$ for voice traffic with $p = q_a/2$, B^{PD}/B^{PR} =0.8



(그림 8) $p = q_a/2$, $\overline{B^p_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$ 의 데이터 트래픽의 평균 대역폭 비율, B^{PD}/B^{PR} =0.8

(Figure 8) Mean bandwidth ratio $\overline{B^p_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$ for data traffic with $p = q_a/2$, B^{PD}/B^{PR} =0.8

(그림 7)과 (그림 8)은 Realistic과 Critical 경우를 각각 평균 대역폭의 비율이 변화한 $\overline{B^p_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$ 와 $\overline{B^r_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$ 를 예제로 보여준다. $\overline{B^p_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$ 의 비율은 특히 낮은 q_a 확률일 때 세션 유지 시간 동안(60,90,120) $\overline{B^r_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$ 의 비율보다 훨씬 높다. 이러한 동작은 분석 결과 모든 경우에서 발견된다. 결과값의 주요 구성(TOC)은 Realistic 구성(RC)과 Critical 구성(CC)의 세션 당 평균 대역폭 비율 값을 (표 1)

에 요약한다. q_a의 값이 $0<q<1$간격일 때 이 값은 $\overline{B^p_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$ 와 $\overline{B^r_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$ 비율의 산술 평균을 나타낸다. 결과는 MFPMIP의 평균 대역폭은 MF-PMIP 접근보다 작다. 대역폭의 차이는 구성 1보다 구성 2가 높다. MFPMIP의 재설정은 구성 2에서 적은 수의 링크를 통해 수행되기 때문이다. 구성 1의 계산보다 세션 당 평균 대역폭이 더 작다. 따라서 대역폭 차이는 Realistic 경우보다 Critical 경우 더 작다. 왜냐하면 부분적인 재설정이 LMA간 핸드오프시 높은 q_a 확률로 자주 사용되기 때문이다.

(표 1) 평균 대역폭
(Table 1) Mean Bandwidth

TOC	Bandwidth ratio		Bandwidth			
			Voice traffic for B^{PD}/B^{PR}=		Data traffic for B^{PD}/B^{PR}=	
			0.5	0.8	0.5	0.8
1	$\overline{B^p_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$	RC	1.80	1.77	3.62	3.59
		CC	1.56	1.62	2.93	3.12
	$\overline{B^r_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$	RC	1.36	1.30	2.41	2.32
		CC	1.16	1.18	1.87	1.96
2	$\overline{B^p_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$	RC	2.66	2.64	8.95	9.0
		CC	2.18	2.30	5.87	6.66
	$\overline{B^r_{PR}}/\overline{B^h_{PR}}$	RC	2	1.93	5.93	5.79
		CC	1.60	1.66	3.58	4.00

$\overline{D^p_{PR}}/\overline{D^h_{PR}}$ 과 $\overline{D^r_{PR}}/\overline{D^h_{PR}}$ 의 세션 당 평균 지연의 비율 값은 Realistic 구성(RC)과 Critical 구성(CC)으로 (표 2)에 요약한다. q_a 값은 $\overline{D^p_{PR}}/\overline{D^h_{PR}}$ 와 $\overline{D^r_{PR}}/\overline{D^h_{PR}}$ 비율은 산술 평균으로 나타낸다. Realistic 경우 MFPMIP의 평균 지연은 MF-PMIP의 기법보다 작다. 평균 지연 차이는 8과 21로 각각 MF-PMIP와 MFPMIP로 비교된다. 만약에 구성 2를 고려한다면 차이가 40에 도달하게 되어 차이가 크다. MFPMIP 기법의 경로 재설정이 MF-PMIP 기법보다 더 짧은 경로를 통해 수행되기 때문에 예상된 결과다. 특별한 경우 MFPMIP 기법의 세션당 평균 지연은 MF-PMIP 기법보다 더 작으며, 또한 구성 1의 평균 지연이 MF-PMIP 기법보다 더 크다. 왜냐하면 경로 재설정은 더 잦은 ($q'_a = q_a$) 확률뿐만 아니라 $\overline{L^h}$ =3와 $\overline{L^h}$ =1에 비교 시 경로 재설정의 관련된 링크의 수가 구성2 보다 크다.

따라서 MFPMIP과 MF-PMIP 이동성관리 기법을 사용할 때, MF-PMIP 대 MFPMIP 사용량은 다음과 같은 권장 사항을 가진다. 만약 LMA간 핸드오프를 자주하지 않는 경우에 MFPMIP 접근법을 사용하여 최고의 평균 핸드오프 지연과

(표 2) 평균 지연
(Table 2) Mean Delay

TOC	Delay ratio	Bandwidth			
		Voice traffic for D^{PD}/D^{PR}=		Data traffic for D^{PD}/D^{PR}=	
		RC	CC	RC	CC
1	$\overline{D^p_{PR}}/\overline{D^h_{PR}}$	8.00	0.72	8.48	0.76
	$\overline{D^r_{PR}}/\overline{D^h_{PR}}$	20.00	1.80	21.57	1.94
2	$\overline{D^p_{PR}}/\overline{D^h_{PR}}$	13.33	1.20	16.00	1.44
	$\overline{D^r_{PR}}/\overline{D^h_{PR}}$	33.33	3.00	40.74	3.66

음성 및 데이터 트래픽의 호출 당 평균 대역폭을 제공한다. LMA간 핸드오프(예: $q'_a = q_a$)가 자주 발생한다면 두 경우를 가진다. 만약 세션 당 평균 핸드오프 지연이 세션 당 평균 대역폭보다 더 중요하고 만약 MFPMIP 경로 재설정에 관련된 링크의 수가 높다면, MF-PMIP 핸드오프 기법을 사용하여 제안하고 그렇지 않으면, MFPMIP 핸드오프 기법을 사용하는 것이 좋다.

5. 결 론

본 논문에서 세션 당 평균 핸드오프 지연과 이동성관리 기법의 세션 당 평균 대역폭을 평가하는 분석 모델을 제안한다. 수치분석 결과, 제안하는 MFPMIP 이동성관리 기법은 대부분의 경우에 MF-PMIP 기법에 비해 세션당 더 낮은 평균 핸드오프 지연을 제공한다. 또한 모든 핸드오프 이벤트가 멀티캐스팅 그룹의 경계에서 문제가 되는 상황에 대응하는 것이 매우 중요한 시나리오이기 때문에 MFPMIP 기법의 우수성을 보여준다. 즉,MF-PMIP 기법보다 세션당 더 낮은 평균 대역폭과 낮은 평균 핸드오프 지연의 네트워크 구성 등에서 MFPMIP가 더 나은 성능을 가진다. 미래의 모바일 네트워크에서는 멀티미디어 응용프로그램의 다양성을 기대하기 때문에, 지연시간에 민감한 응용이거나 낮은 평균 대역폭을 요구하는 네트워크에 MFPMIP 기법을 사용할 수 있을 것이다.

참고문헌(Reference)

[1] D. Johnson, C. Perkins, and J. Arkko, “Mobility Support in IPv6,” IETF RFC 3775, June 2004.
[2] koodliR.“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,” IETF RFC4140, August. 2005.

[4] Nadjia Kara, “Mobility Management Approaches for Mobile IP Networks: Performance Comparison and use Recommendations,” IEEE TRANSACTIONS ON MOBILE COMPUTING, Vol.8, pp.1312-1325, October 2009.

[5] Ibrahim AL-Surmi, Mohamed Othman, BorhanuddinMohd Ali, “Mobility management for IP-based next generation mobile networks:Review, challenge and perspective,” Journal of Network and computer Applications,Vol.8, pp.2-20, September 2011.

[6] R. Ghai and S. Singh, “An Architecture and Communication Protocol for Picocellular Networks,” IEEE Personal Comm., vol. 1, no. 3, pp. 36-46, 1994.

[7] M. Stemm and R. Katz, “Vertical Handoffs in Wireless Overlay Networks,” ACM Mobile Networking (MONET), special issue on mobile networking in the Internet, vol. 3, no. 4, pp. 335-350, 1998.

[8] J. Wu and G. Maguire, “Agent-Based Seamless IP Multicast Receiver Handover,” Proc. Conf. Personal Wireless Comm. (PWC’00), pp. 213-225, September. 2000.

[9] A. Mihailovic, M. Shabeer, and A.H. Aghvami, “Multicast for Mobility Protocol (MMP) for Emerging Internet Networks,” Proc.11th IEEE Int’l Symp. Personal, Indoor, and Mobile Radio Comm.(PIMRC ’00), September. 2000.

[10] A. Helmy, M. Jaseemuddin, and G. Bhaskara, “Multicast-Based Mobility: A Novel Architecture for EffecientMicromobility,” IEEEJ. Selected Areas in Comm. (JSAC), special issue on all IP wireless networks, vol. 22, no. 4, pp. 677-690, May 2004.

[11] A. Festag, H. Karl, and A. Wolisz, “Investigation of Multicast- Based Mobility Support in All IP Cellular Networks,” WirelessComm.and Mobile Computing, vol. 7, no. 3, pp. 319-339, March. 2007.

[12] A.S. Alfa and W. Li, “A Homogeneous PCS Network with Markov Call Arrival Process and Phase Type Cell Residence Time,”Wireless Networks, vol. 8, no. 6, pp. 597-605, November. 2004.

[13] Y. Fang and I. Chlamtac, “Teletraffic Analysis and Mobility Modeling of PCS Networks,” IEEE Trans. Comm., vol. 47, no. 7,pp. 1062-1072, July 1999.

[14] P. Orlik and S. Rappaport, “A Model for Teletraffic Performance and Channel Holding Time Characterization in Wireless Cellular Communication with General Session and Dwell Time Distributions,” IEEE J. Selected Areas in Comm., vol. 16, no. 5, pp. 788-803, June 1998.

[15] V. Paxson and S. Floyd, “Wide Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling,” IEEE/ACM Trans. Networking, vol. 3, no. 3, pp. 226-244, July 1995.

[16] W.W.H. Chan and V. Leung, “Performance Evaluations of PathOptimization Schemes for Inter-Switch Handoffs in Wireless ATM Networks,” Wireless Networks, vol. 6, no. 4, pp. 251-262, July 2000.

[17] Sewon Yoo and Jongpil Jeong, “Aanlytical Approach of Fast Inter-Domain Handover Scheme in Proxy Mobile IPv6 Netwroks with Multicasting Support,” KIPS Journal (Korean Edition), pp. 153-166, April 2012.

◐ 저 자 소 개 ◑

김 영 훈

2012년 평생교육원 (멀티미디어학사)
2012년~현재 성균관대학교 정보통신대학원(석사과정)
관심분야 : 네트워크, 네트워크 보안 등
E-mail : kyh529@naver.com

정 종 필 (교신저자)

2008년 성균관대학교 정보통신대학(공학 박사)
2009년 성균관대학교 컨버전스연구소 연구교수
2010년~현재 성균관대학교 산학협력단 산학협력중점교수
관심분야 : 모바일 컴퓨팅, 센서 이동성, 차량 모바일 네트워크, 스마트기기 보안, 네트워크 보안, IT융합, 인터랙션사이언스 등.
E-mail : jpjeong@gmail.com