

논문 2008-45TC-3-9

# Proxy MIPv6에서 패킷의 순서 어긋남을 해결할 수 있는 Flush 메시지 기반의 경로 최적화 메커니즘

(Flush message based Route Optimization Mechanism to Prevent Packet Out-of Sequence Problem in Proxy MIPv6)

이 창 민\*, 이 범 재\*, 이 재 훈\*\*, 박 현 서\*\*\*, 신 경 철\*\*\*

(Changmin Lee, Beomjae Lee, Jaehwoon Lee, Hyunseo Park and Gyungchul Shin)

## 요 약

Proxy MIPv6(PMIPv6)는 이동 노드를 대신하여 액세스 망에서 노드의 이동성을 지원하기 위한 네트워크-기반 이동성 관리 프로토콜이다. 기존의 PMIPv6 프로토콜에서는 이동 노드가 통신하고자 하는 상대 노드가 동일한 PMIPv6 도메인에 있는 또 다른 이동 노드인 경우에는, 두 이동 노드 간에는 최적화되지 않은 경로를 따라서 패킷이 교환되는 문제가 발생한다. 이를 해결하기 위하여 PMIPv6 기반 망에서의 경로 최적화 기법이 제안되었다. 그렇지만, 이 기법에서는 송신측에서 전송한 패킷이 순서에 어긋나게 수신측에 도착하여 응용 계층에서의 성능 저하 문제가 발생한다. 이 논문에서는 PMIPv6 프로토콜에서 패킷의 순서 어긋남 문제를 해결할 수 있는 flush 기반의 경로 최적화 메커니즘을 제안한다. 제안된 메커니즘의 성능을 모의실험을 통하여 분석하였으며, 제안된 방법이 기존의 PMIPv6 기반의 경로 최적화보다 우수한 성능을 제공함을 알 수 있었다.

## Abstract

Proxy MIPv6 (PMIPv6) is that network-based mobility management protocol that network supports mobile node's mobility on behalf of the MN. In PMIPv6, when two MNs located within the same PMIPv6 domain want to communicate each other, sub-optimal path is established between the two MN. Route optimization method for PMIPv6 is proposed to resolve the problem. However, the method still suffer from the performance degradation due to out-of-sequence packet problem. In this paper, we propose the route optimization mechanism in PMIPv6 based on Flush message to resolve the out-of-sequence packet problem. The proposed mechanism is evaluated by performing simulations, and the simulation results show that the proposed one gives better performance.

**Keywords :** Proxy MIPv6, 경로 최적화, 패킷의 순서 어긋남

## I. 서 론

\* 학생회원, \*\* 종신회원-교신저자, 동국대학교  
정보통신공학과  
(Dongguk University)  
\*\*\* 정회원, 한국전자통신연구원 이동통신연구본부  
(ETRI)  
※ 본 연구는 21세기 프론티어 연구개발사업의 일환으로 추진되고 있는 정보통신부의 유비쿼터스 컴퓨팅 및 네트워크원천기반기술 개발사업의 지원에 의하여 이루어졌다.  
※ 본 연구는 정보통신부 및 정보통신진흥원의 IT 신성장동력핵심기술개발사업의 일환으로 수행되었음.  
접수일자: 2008년1월11일, 수정완료일: 2008년3월19일

기존의 인터넷에서는 호스트에게 망 식별자와 호스트 식별자로 구성되는 하나의 IP 주소가 할당된다. 망 식별자는 호스트가 접속되어 있는 망을 유일하게 나타내기 위한 정보이며, 호스트 식별자는 해당 망에서 호스트를 유일하게 식별하기 위한 정보이다. 호스트는 IP 주소와 전송 계층의 포트 번호를 이용하여 소켓 주소를 만들고, 이러한 소켓 주소를 이용하여 다른 호스트들과 연결을 설정한다. 호스트가 다른 호스트와 연결을 설정

하면, 연결이 설정되어 있는 동안에는 동일한 IP 주소가 고정적으로 유지되어야 한다. 만일 호스트가 하나의 망에서 다른 망으로 이동하는 경우에는 망 식별자가 변경되어야 하기 때문에 호스트에 할당된 IP 주소가 변경되어야 한다. IP 주소의 변경은 소켓 주소의 변경을 의미하기 때문에 기존에 설정되어 있는 연결은 해지되며 다시 연결을 시도해야 하는 단점이 있다. 이와 같이 호스트가 이동하면서 망을 변경하여 인터넷에 접속하는 경우에 발생하는 연결 해지 문제를 해결하기 위하여 이동 노드(Mobile Node: MN)가 자신의 위치를 변경하더라도 기존에 설정되어 있는 연결을 계속 유지할 수 있도록 하기 위한 Mobile IPv6(MIPv6) 기술이 제안되었다<sup>[1]</sup>. MIPv6 프로토콜에서 노드는 자신이 하나의 망에서 다른 망으로 이동했다는 것을 감지하게 되면 MIPv6 프로토콜에서 정의된 동작을 수행한다. 즉 MIPv6 프로토콜은 노드-기반 이동성 관리 프로토콜이라 할 수 있다. 비록 MIPv6 기술이 표준으로 정의되어 있기는 하지만 현재 사용되고 있는 모든 노드들이 MIPv6 기능을 구현하고 있다고 볼 수는 없으므로, MIPv6 기능이 구현되어 있지 않은 노드는 하나의 망에서 다른 망으로 이동을 할 때마다 기존에 설정되어 있는 연결을 종료하고 새로 개설해야 하는 문제가 발생한다. 이를 방지하기 위하여, MIPv6 기능이 구현되어 있지 않은 노드가 이동을 하더라도 기존에 설정되어 있는 연결이 계속 유지될 수 있도록 액세스 망에서 노드의 이동성을 지원하기 위한 PMIPv6(Proxy MIPv6) 프로토콜이 제안되었다<sup>[2]</sup>. PMIPv6 프로토콜은 네트워크 기반 이동성 관리 기법이라 할 수 있다.

PMIPv6 프로토콜에서는 MN을 대신하여 MN의 이동성을 지원하는 MAG(Mobile Access Gateway)가 정의된다. MAG는 MN이 접속되어 있는 액세스 링크에서 기본 게이트웨이로 동작한다. 또한 PMIPv6 도메인 내에서 MN을 위한 일종의 HA(Home Agent)로 동작하는 LMA(Localized Mobility Anchor)가 정의된다. PMIPv6 프로토콜의 동작은 다음과 같다. MN이 처음 PMIPv6 도메인에 들어가서 MAG가 접속되어 있는 액세스 링크에 접속하면, MN이 액세스 링크에 접속되었다는 것을 감지한 MAG는 인증 과정을 통하여 얻게 되는 MN-ID를 이용하여 망으로부터 MN에 대한 프로파일을 얻는다. MN의 프로파일에는 MN의 LMA 주소(LMA Address: LMAA)와 주소 설정 방법 등과 같은 네트워크 기반 이동성 지원 서비스를 제공하기 위한 파라미터들이 포함된다. PMIPv6 도메인 내에 있는

MAG들은 MN의 프로파일을 이용하여 MN이 이동을 하더라도 MN에게 동일한 MN-HNP(MN's Home Network prefix)를 제공함으로써 이동에 관계없이 항상 MN이 자신의 홈 네트워크에 있는 것과 동일한 환경을 제공할 수 있다. MAG는 MN의 프로파일 정보를 이용하여 LMA에게 PBU(Proxy Binding Update) 메시지를 전송한다. PBU 메시지의 소스 IP 주소는 MAG의 IP 주소인 Proxy-CoA(Proxy Care-of Address)이며 목적지 IP 주소는 LMAA로 설정된다. PBU 메시지를 수신한 LMA는 PBU 메시지에 있는 정보를 이용하여 MN에 할당할 MN-HNP과 Proxy-CoA에 대한 바인딩 캐쉬 엔트리를 만들고 MAG와 터널을 설정한다. 그리고 LMA는 터널 설정 및 바인딩 캐쉬 엔트리의 업데이트가 완료되었다는 것을 알리기 위해 PBA(Proxy Binding Acknowledgement) 메시지를 MAG에게 전송한다. PBA 메시지에는 MN-HNP와 같은 정보가 포함된다. LMA로부터 PBA 메시지를 수신한 MAG는 LMA와 터널을 설정하고 MN이 IP 주소를 설정할 수 있도록 MN-HNP 메시지를 포함하는 라우터 광고(Router Advertisement: RA) 메시지를 전송한다. MN은 수신한 RA 메시지 내의 MN-HNP 정보를 이용하여 MN-HoA(MN's Home Address)를 설정한다. 이 이후부터 MN은 PMIPv6 도메인에 있는 동안에는 이 주소를 이용할 수 있다. MN이 인터넷 상의 임의의 노드(Correspondent Node: CN)에게 전송하는 IP 패킷의 소스 주소는 MN-HoA가 되며, 목적지 주소는 CN의 IP 주소가 된다. MN으로부터 전송되는 IP 패킷은 MAG가 수신하여 외부 헤더를 덧붙인 후에 터널을 통하여 LMA에게 전송된다. 터널을 통하여 전송된 패킷을 수신한 LMA는 외부 헤더를 제거한 후에 원래의 패킷을 CN에게 전송한다. CN으로부터 전송되는 IP 패킷은 LMA가 수신하여 외부 헤더를 덧붙인 후에 터널을 통하여 MAG에게 전송되며, MAG는 외부 헤더를 제거한 후에 원래의 패킷을 MN에게 전송한다.

만일 CN이 MN과 동일한 PMIPv6 도메인 내에 있는 또 다른 MN인 경우에는 MN으로부터 전송되는 트래픽은 MN에 접속되어 있는 MAG(즉, MAG1)을 거쳐 터널을 통하여 LMA에게 전송되며, LMA로부터 다시 터널을 거쳐 CN이 접속되어 있는 MAG(즉, MAG2)에게 전송된 후에 CN에게 전송되어 최적화된 경로를 거치지 못한다는 단점이 있다. 이러한 문제점을 해결하기 위하여 동일한 PMIPv6 도메인 내에 있는 서로 다른 MN들 간에 경로 최적화를 제공하기

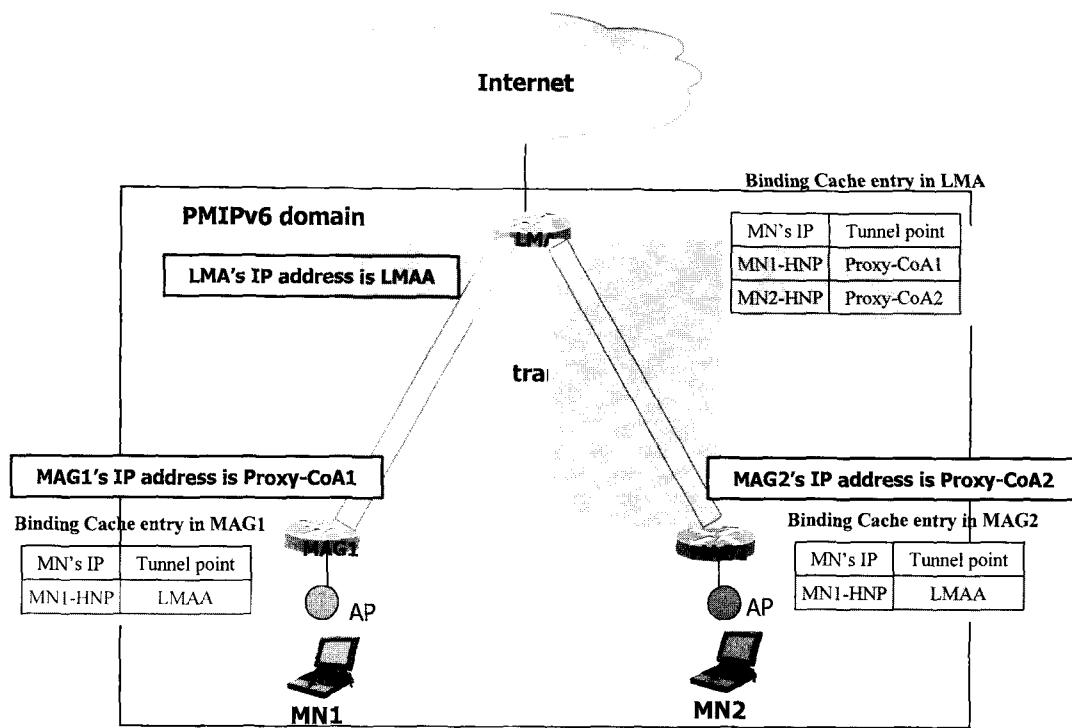


그림 1. PMIPv6 프로토콜에서 고려되는 망 구성도  
Fig. 1. Network topology considered in PMIPv6.

위한 메커니즘이 제안되었다<sup>[3]</sup>. 이 메커니즘에서는 CN과 MN이 동일한 PMIPv6 도메인 내에 있다는 것을 감지한 LMA가 MAG1에게 RO Init (Route Optimization initiate) 메시지를 전송하면, MAG1은 MAG2에게 RO setup 메시지를 전송하여 MAG1과 MAG2 간에 직접 터널을 설정한다. 이 이후부터 MN으로부터 전송되는 트래픽은 MAG1에서 터널을 통하여 직접 MAG2에게로 전송된 후에 CN에게로 전송된다. [3]에서는 경로 최적화가 동작하기 이전에는 MN으로부터 전송되는 트래픽은 MAG1과 LMA, 그리고 MAG2를 거쳐 CN에 도착하고, 경로 최적화가 동작한 후에는 MAG1으로부터 직접 MAG2를 거쳐 CN에 도착한다. 즉, 경로 최적화 이전에 MN으로부터 CN으로 전송되는 트래픽은 MAG1->LMA-MAG2를 거쳐 전송되며, 경로 최적화 이후에는 MAG1->MAG2를 거쳐 전송되기 때문에 MAG1->LMA->MAG2를 통하여 전송되는 패킷이 모두 CN에 도달하기 이전에 MAG1->MAG2를 통하여 전송되는 패킷이 CN에 도착하게 되면, 패킷은 순서에 어긋나게 CN에 도달하게 되어 응용 프로그램의 성능이 상당히 저하되는 문제가 발생하게 된다. 즉, 패킷이 순서에 어긋나게 들어오면 송신측 TCP에서는 중복 응답이 발생하게 되며, 송신측 TCP에 3 개 이상의 중복

응답이 들어오면 송신측 TCP는 빠른 재전송 및 빠른 복구 상태로 들어간다. 즉, 이 상태에서 송신측 TCP는 자신의 트래픽을 재전송하고 또한 혼잡 윈도우의 크기를 감소한다. 순서의 어긋남으로 인한 혼잡 윈도우 크기의 감소는 송신측 TCP의 성능을 저하시킨다. 또한 UDP 기반의 멀티미디어 트래픽은 패킷 손실이나 순서에 어긋나게 패킷이 도착하는 경우에는 품질이 상당히 저하된다.

이 논문에서는 PMIPv6 프로토콜에 경로 최적화 메커니즘을 적용하였을 경우에 발생할 수 있는 패킷의 순서 어긋남 문제를 해결하기 위한 메커니즘을 제안한다. 이 메커니즘에서는 RO setup 메시지를 수신한 MAG는 MN에 대한 터널을 변경할 것이라는 정보를 알리기 위하여 Flush 메시지를 전송한다. 이 메시지는 LMA를 거쳐 전송되는 마지막 패킷이 된다. Flush 메시지를 전송한 후에 MAG는 터널을 변경하고, 그 이후부터는 경로 최적화에 의해서 설정되는 경로로 패킷을 전송한다.

이 논문의 구성은 다음과 같다. 제 II 장에서는 Flush 메시지를 이용하여 순서 어긋남을 방지할 수 있는 경로 최적화 메커니즘을 설명한다. 그리고 제 III 장에서 제안 메커니즘의 성능을 모의실험을 통하여 분석하고 제 IV 장에서 결론을 맺는다.

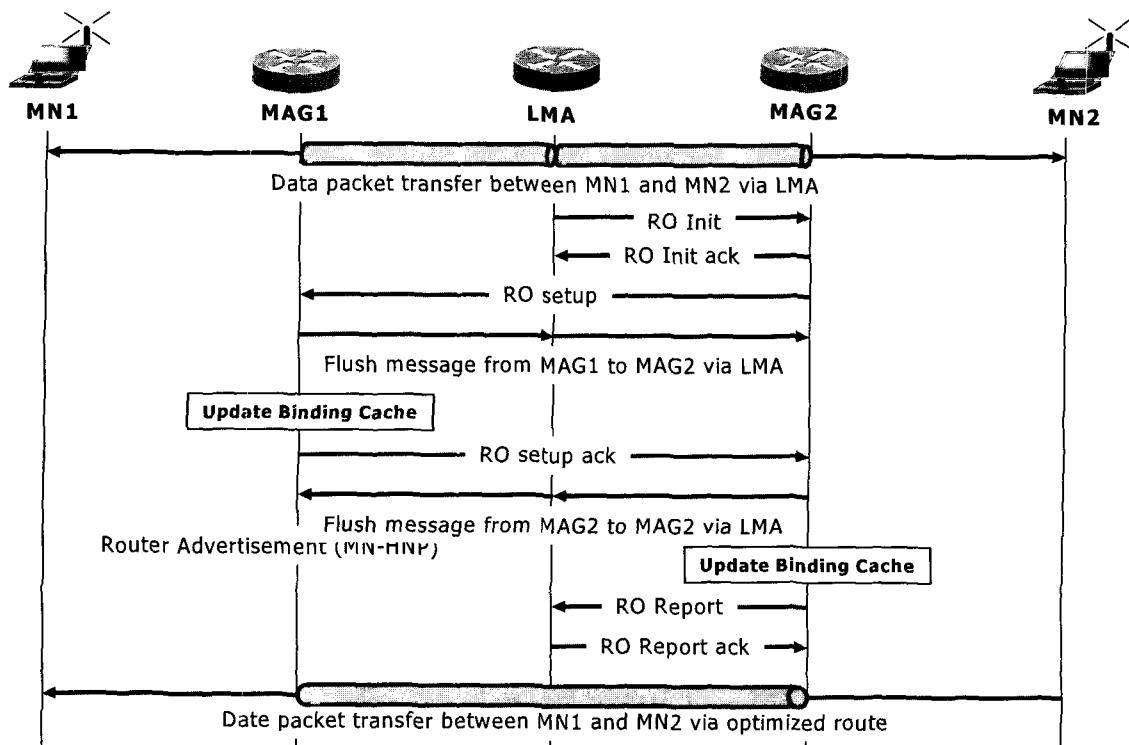


그림 2. flush 메시지 기반 경로 최적화에서 각 구성요소 간 메시지 교환 절차

Fig. 2. Message exchange procedure between PMIPv6 entities in Flush message based route optimization mechanism.

## II. PMIPv6에서 Flush 메시지를 이용한 경로 최적화 메커니즘

이 논문에서 고려하는 망 구조는 그림 1에 나타나 있으며, PMIPv6에서 경로 최적화를 위한 각 구성 요소들 간의 메시지 교환 절차는 그림 2에 나타나 있다. 하나의 MN(즉, MN1)이 PMIPv6 도메인에 접속하게 되면, MN1과 동일한 액세스 네트워크에 접속되어 있는 MAG(즉, MAG1)는 앞에서 언급한 PMIPv6 프로토콜에서 정의되어 있는 절차를 이용하여 MN1에게 MN1-HNP를 광고한다. 그런 후에 MAG1은 LMA와 터널을 설정한다. 이 이후부터 MN1으로부터 전송되는 트래픽은 MAG1과 LMA 간에 설정되어 있는 터널을 이용하여 전송된다. 만일 또 다른 MN(즉, MN2)이 동일한 PMIPv6 도메인에 접속하게 되면, MN2와 접속되어 있는 또 다른 MAG(즉, MAG2)는 MN2에게 MN2-HNP를 광고한다. 그런 후에 MAG2는 LMA와 터널을 설정한다. 이 이후부터 MN2로부터 전송되는 트래픽은 MAG2와 LMA 간에 설정되어 있는 터널을 이용하여 전송된다. 만일 MN1과 MN2가 통신하고자 하는 경우에는 MN1으로부터 전송되는 패킷을 MAG1이

수신하여 외부 헤더를 덧붙인 후에 터널을 이용하여 LMA에게로 전송한다. LMA는 터널을 제거한 후에 자신의 바인딩 캐쉬 엔트리를 검색하여 MN2가 동일한 PMIPv6 도메인에 존재한다는 것을 확인할 수 있다. LMA는 이 패킷을 터널을 통하여 MAG2에게로 전송한다. MAG2는 외부 헤더를 제거한 후에 원래의 패킷을 MN2에게로 전송한다. LMA는 MN1과 MN2가 동일한 PMIPv6 도메인에 있으며 경로 최적화 메커니즘의 개시를 알리기 위하여 RO Init 메시지를 MAG2에게로 전송한다. RO Init 메시지를 수신한 MAG2는 RO Setup 메시지를 MAG1에게로 전송한다. MAG1은 MAG2로부터 RO Setup 메시지를 수신하기 전까지는 MN1으로부터 전송되는 패킷을 터널을 통하여 LMA에게로 전송한다. MAG2로부터 RO setup 메시지를 수신한 MAG1은 MAG2에게 MN1과 MN2에 대한 자신의 바인딩 캐쉬 엔트리가 업데이트될 것이라는 것을 알리기 위하여 Flush 메시지를 전송한다. Flush 메시지는 MAG1으로부터 LMA를 거쳐 MAG2로 전달되는 마지막 패킷이 된다. 그런 후에 MAG1은 MN2에 대한 터널을 당초의 LMA에서 MAG2로 변경하고 MAG2에게 RO Setup ack 메시지를 전송한다. MAG1으로부터 전송된 RO

Setup ack 메시지를 수신한 MAG2는 역시 MN1에 대한 터널을 당초 LMA에서 MAG1으로 변경할 것이라는 것을 알리기 위하여 Flush 메시지를 전송한다. 이 Flush 메시지는 MAG2로부터 LMA를 거쳐 MAG1에게로 전송되는 마지막 패킷이 된다. 그런 후에 MAG2는 MN에 대한 터널을 당초의 LMA에서 MAG1으로 변경한다. 그리고 MAG2는 RO Report 메시지를 LMA에게 전송함으로써 경로 최적화를 위한 터널이 MAG1과 MAG2 사이에 개설되었다는 것을 LMA에게 알린다.

비록 MAG2가 MAG1에게 RO setup 메시지를 전송하더라도 이 메시지가 MAG1에 도착해서 바인딩 캐쉬 엔트리를 업데이트하기 전까지는 시간이 걸리게 된다. 이 기간 동안에 MN1으로부터 전송되는 패킷들은 MAG1에서 LMA를 거쳐 MAG2를 통하여 MN2에게로 전송된다. 또한 경로 최적화 메커니즘이 완료된 후에는 MN1으로부터 전송되는 패킷은 MAG1에서 직접 MAG2를 통하여 MN2에게로 전송된다. MAG1에서 LMA를 거쳐 MAG2에게로 전송되는 패킷은 MAG1에서 MAG2에게로 직접 전송되는 패킷보다 먼저 MN2에 전달되어야 패킷의 순서 어긋남 현상을 방지할 수 있다. 만일 MN1으로부터 MN2로 전송되는 패킷이 LMA와 MAG2간 터널과 MAG1과 MAG2간 터널을 통하여 혼재하여 들어오는 경우에는, MAG2는 LMA와 MAG2간 터널을 통하여 수신된 패킷을 먼저 MN2에게로 전송하고, MAG1과 MAG2간 터널을 통하여 수신된 패킷을 버퍼에 저장한다. 만일 MAG2가 Flush 메시지를 수신하면, MAG2는 MN1으로부터 전송된 패킷이 더 이상 LMA를 거쳐 오지 않을 것이라 간주하고 버퍼에 저장되어 있는 패킷을 MN2에게로 전송한다. 또한 이 이후부터 MAG1과 MAG2간 터널을 통하여 전송되는 패킷은 MN2에게로 전송된다. 이와 같은 방법을 이용하면 PMIPv6 프로토콜에 경로 최적화 메커니즘을 적용하였을 경우에 발생할 수 있는 패킷의 순서 어긋남 현상을 방지할 수 있다.

### III. 성능분석

이 장에서는 모의실험을 통하여 PMIPv6 프로토콜에서 기존의 경로 최적화 기법을 적용한 것과 순서 어긋남 현상을 방지하기 위하여 Flush 메시지를 정의한 기법의 성능을 비교 분석하였다. 모의실험을 위하여 네트워크 시뮬레이터 ns-2를 확장한 MobiWan<sup>[4]</sup>를 사용하였으며, 모의실험을 위한 망 구성도와 자세한 파라미터

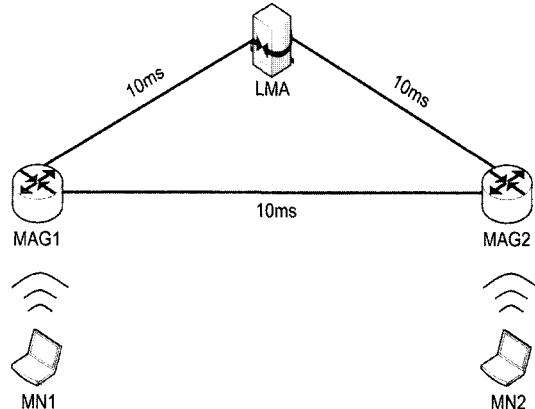


그림 3. 모의실험을 위한 망 구성도 및 파라미터  
Fig. 3. Network topology and Parameter for simulation.

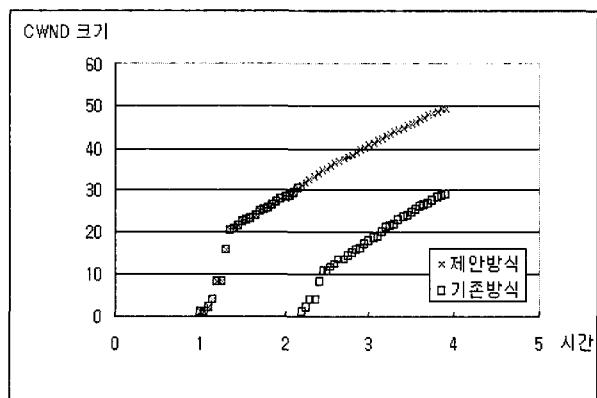


그림 4. TCP의 CWND 크기 비교  
Fig. 4. Comparison of CWND size.

는 그림 3과 같다.

그림 4는 MN1이 MN2에게 TCP 연결을 설정한 후에 MN1에서의 TCP의 혼잡 윈도우(Congestion Window: CWND) 크기의 변화를 도시한 것이다. 기존의 PMIPv6 기반의 경로 최적화에서는 경로가 변경되기 전에는 MN1으로부터 전송된 트래픽은 MAG1에서 LMA를 거쳐 MAG2를 통하여 MN2로 전송되다가, 경로 최적화가 적용되면 MAG1에서 직접 MAG2를 통하여 MN2로 전송되어, 패킷이 순서에 어긋나게 MN2에 도착하게 된다. 만일 3개 이상의 패킷이 순서에 어긋나게 수신측에 도착하게 되면, 수신측은 3개의 중복 ack를 전송하게 되고, 이러한 중복 ack를 수신한 송신측은 자신이 전송한 패킷이 혼잡으로 인하여 손실되었다고 간주하고 패킷을 재전송하며 또한 자신의 CWND를 초기화한 후에 혼잡 제어 동작을 다시 시작한다. 따라서 그림 4에 나타난 것과 같이 기존의 PMIPv6 기반의 경로 최적화에서는 CWND가 증가하다가 최적화된 경로로 변경되게 되면 패킷의 순서 어긋남으로 인하여

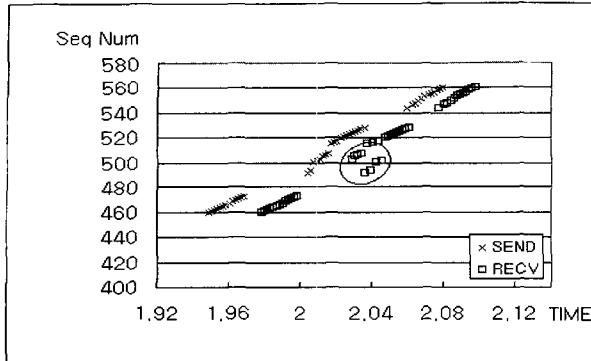


그림 5. 기존 경로 최적화시 패킷의 순서 번호

Fig. 5. Packet's sequence number when applying mechanism considered in Ref. [4].

CWND가 다시 1로 초기화된 후에 다시 증가하는 것을 볼 수 있다. 반면 이 논문에서 제안한 메커니즘을 적용하는 경우에는 목적지 노드인 MN2에 패킷이 순서에 맞게 도착하기 때문에 CWND가 초기화되지 않고 계속 증가하는 것을 볼 수 있다. 즉, 이 논문에서 제안한 방법을 적용하면 최적화된 경로로 변경하는 경우에 발생 할 수 있는 패킷의 순서 어긋남으로 인한 성능 저하를 방지할 수 있다.

그림 5는 기존의 PMIPv6 기반의 경로 최적화 기법에서 송신 노드인 MN1이 수신 노드인 MN2에게로 CBR 트래픽을 전송하는 경우에 송신측에서 전송한 패킷의 순서 번호와 수신측에서 수신한 패킷의 순서 번호를 도시한 그림이다. 이 그림에서 MN1은 순서에 맞게 패킷을 전송하고 있으며, 경로 최적화 기법이 적용되기 전까지는 MN2도 순서에 맞게 패킷을 수신하는 것을 볼 수 있다. 그렇지만 경로 최적화가 적용되게 되는 경우에는, 이전 경로를 거치는 패킷보다 최적화된 경로를 거치는 패킷이 먼저 수신 노드에 들어오게 되어 패킷이 순서에 어긋나게 수신 노드에 도착하게 된다. 이와 같이 이 패킷이 순서에 어긋나게 들어오는 경우에는 실시간 트래픽이나 파일 전송과 같은 응용 프로그램의 성능이 저하되게 된다.

그림 6은 PMIPv6 기반의 경로 최적화에 Flush 메커니즘을 적용한 경우에 송신측에서 전송하는 패킷의 순서 번호와 수신측에서 수신하는 패킷의 순서 번호를 도시한 그림이다. 이 그림에서 볼 수 있듯이, 수신측에서는 송신측에서 패킷을 전송한 순서 그대로 수신하기 때문에, 패킷의 순서 어긋남 현상이 발생하지 않는다. 경로 최적화가 적용되는 경우에는 MAG2는 Flush 메시지를 수신하기 전까지는 최적화된 경로를 통해서 들어오는 패킷을 버퍼에 저장하고, LMA를 통하여 들어오는

패킷을 MN2로 전송한다. MAG2가 Flush 메시지를 수신하면, MAG2는 기존 경로를 통해서 더 이상 패킷이 들어오지 않을 것이라 간주하고 버퍼에 저장되어 있는 패킷을 MN2에게로 전송하기 시작한다. 따라서 일시적으로는 수신측에서의 수신율이 증가하는 것을 볼 수 있다. 버퍼에 저장되어 있는 패킷을 모두 전송한 후에는 MAG2는 최적화된 경로를 거쳐 들어오는 패킷을 MN2에게로 전송하기 때문에 MN2의 수신율은 MN1의 전송율과 같게 된다.

#### IV. 결 론

MN이 자신의 위치를 변경하더라도 기존에 설정되어 있는 연결을 계속 유지할 수 있도록 하기 위하여 MIPv6 프로토콜이 정의되었다. 이 프로토콜에서 MN은 자신이 접속되어 있는 망이 변경되었다는 것을 감지하면 MIPv6 프로토콜에 정의한 동작을 시작하기 때문에, MIPv6 프로토콜은 노드-기반 이동성 관리 기법이라고 한다. 반면 PMIPv6 프로토콜은 MN의 이동을 감지한 MAG가 MN을 대신하여 이동과 관련된 동작을 수행하기 때문에 네트워크-기반 이동성 관리 기법이라고 한다. 만일 PMIPv6 도메인 내의 서로 다른 MN이 서로 통신을 하고자 하는 경우에는 LMA를 통하여 트래픽이 전송되어야 하므로 최적화되지 못한 경로를 거친다는 단점이 있다. 이의 문제점을 해결하기 위하여 PMIPv6에서의 경로 최적화 메커니즘이 제안되었다. 그렇지만, 이 방법에서는 동일한 소스 노드로부터 전송되는 패킷이 여러 개의 경로를 따라 전송되어, 소스 노드로부터

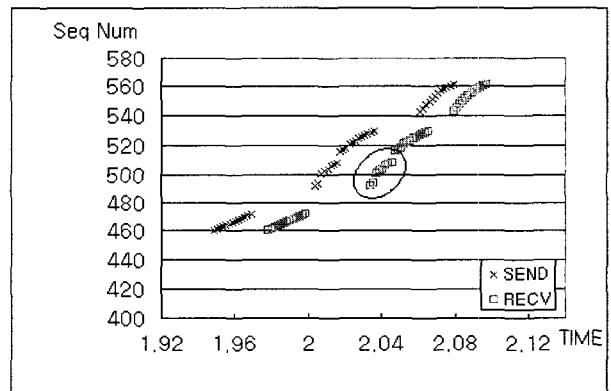


그림 6. 제안된 flush 메시지 기반의 경로 최적화시 패킷의 순서 번호

Fig. 6. Packet's sequence number when applying mechanism based on flush message proposed in this paper.

전송된 패킷이 순서에 어긋나게 목적지 노드에 도착하여 상위 계층의 성능을 저하시키는 문제가 발생할 수 있다.

이 논문에서는 PMIPv6 프로토콜에서 순서 어긋남 문제를 해결하기 위한 Flush 메시지 기반의 경로 최적화 메커니즘을 제안하였다. Flush 메시지는 이전 터널을 통하여 전송되는 마지막 패킷이며, 이 패킷을 수신한 MAG는 LMA를 통하여 전송되는 패킷과 MAG 간 터널을 통하여 전송되는 패킷의 순서를 정합으로써, 순서의 어긋남으로 인한 TCP의 성능 저하 문제를 해결함으로써 상위 계층의 성능을 향상시킬 수 있다.

## 참 고 문 헌

- [1] D. Johnson, C. Perkins and J. Arkko, "Mobility Support in IPv6", RFC 3775, June 2004.
- [2] S. Gundavelli, et al., "Proxy Mobile IPv6", Work in Progress, Dec. 2007.
- [3] M. Liebsch, L. Le and J. Abeille, "Route Optimization for Proxy Mobile IPv6", Work in Progress, Nov. 2007.
- [4] Motorola, MobiWan: ns-2 extensions to study mobility in Wide-Area IPv6 Networks, <http://www.inraiples.fr/planete/mobiwan>.

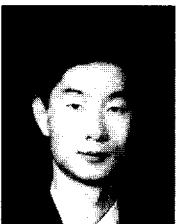
## 저 자 소 개

### 이 창 민(학생회원)



2000년 동국대학교 전자계산학과 학사  
2008년 동국대학교 정보통신 공학과 석사  
<주관심분야 : 고속 이더넷, 애드 혹 네트워크, 인터넷 프로토콜>

### 이 재 훈(평생회원)



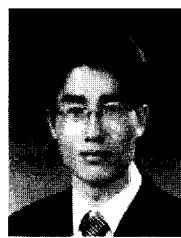
1985년 한양대학교 전자공학과 학사  
1987년 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 석사  
1995년 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 박사  
1987년 ~ 1990년 데이콤  
1990년 ~ 1999년 삼성전자 정보통신총괄  
1999년 ~ 현재 동국대학교 정보통신공학과 부교수  
<주관심분야 : 초고속통신망, 다중 액세스 프로토콜, 인터넷 프로토콜>

### 신 경 철(정회원)



1986년 경북대학교 전자공학과 학사  
2000년 충남대학교 컴퓨터공학과 석사  
1986년 ~ 현재 ETRI 이동통신 연구본부  
<주관심분야 : IMT-Advanced R&D, 시스템, 이동성 관리>

### 이 범 재(학생회원)



2006년 동국대학교 정보통신 공학과 학사  
2007년 ~ 현재 동국대학교 정보통신공학과 석사과정  
<주관심분야 : 고속 이더넷, 애드 혹 네트워크, 인터넷 프로토콜>

### 박 현 서(정회원)



1999년 충남대학교 컴퓨터공학과 학사  
2001년 충남대학교 컴퓨터공학과 석사  
2001년 ~ 현재 ETRI 이동통신 연구본부  
<주관심분야 : 이동 코어 네트워크, 이동 액세스 네트워크, 이동성 관리>