다단 중첩된 이동네트워크 환경에서 제한된 프리픽스 위임 방법을 이용한 경로최적화

(Route Optimization Using a Limited Prefix Delegation Method in Multi-level Nested Mobile Network Environments)

송 정 욱 † 한 선 영 ††
(Jungwook Song) (Sunyoung Han)

요 약 현대의 생활에서 이동 중에 인터넷의 사용에 대한 요구는 점점 증대되고 있으며, 이러한 요구에 부응하고자 여러 가지 기술이 개발되고 있다. IETF nemo 워킹 그룹에서는 무선 단말이 이동하는 중에 끊김 없는 네트워크 서비스를 보장해 주기 위해 개발된 MIPv6 프로토콜을 확장하여 네트워크의 이동을 지원할 수 있는 네트워크 이동성 지원 프로토콜로 표준화 하였다. 하지만, 이동네트워크는 다른 이동네트워크와 이동 중에 서로 중첩이 될 가능성이 있으며, 이동네트워크의 다단 중첩 현상은 표준 프로토콜의 특성 때문에 여러 가지 심각한 문제를 발생 시키게 된다. 본 논문에서는 이동네트워크의 다단 중첩 현상으로 인한 문제점 중에서 데이터의 전달 경로가 복잡해지는 문제를 해결하고자 제한된 프리픽스 위임 방법을 이용한 경로 최적화 방법을 제시한다. 표준 프로토콜의 일부를 수정하여 이동 라우터에 새로운 기능을 추가 하였으며, 기존에 제안된 다른 기법들과 비교 분석을 통하여 가장 나은 성능을 가지고 있음을 확인하였다.

키워드 : 이동네트워크, 다단 중첩, 경로 최적화, MIPv6

Abstract Nowadays, requests of connecting to the Internet while moving are increasing more and more, and various technologies have been developed for satisfying those requests. The IETF nemo WG standardized "Network Mobility Basic Support Protocol" for supporting mobile network through extending existing MIPv6 protocol for supporting host mobility. But, mobile networks can be nested while they are changing their location. And if they are multi-level nested, that causes some problems because of protocol characteristic. In this paper, we try to solve the problem that is complicated routing path caused by multi-level nesting of mobile networks with our limited prefix delegation method. We give a little modification to the standard protocol and add some functions to mobile router. With results from analysis, we could say that our method has better performance than other proposed methods.

Key words : Network Mobility, Multi-level Nested, Route Optimization, MIPv6

1. 서 론

1991년 팀 버너스 리(Tim Berners-Lee)에 의해 월드와이드웹 아이디어가 공개된 이후 인터넷은 급속한 발전을 거듭하여, 현재의 인터넷은 교육, 금융, 쇼핑, 게임, 영화, 음악 등 대부분의 생활 전반에 걸친 서비스를 광대역 네트워크 접속 기술을 통하여 실시간으로 제공하고 있다. 또한, 무선 접속 기술이 점점 발달하고 사용자들의 요구가 늘어남에 따라 이러한 서비스 들이 모바일 환경으로 빠르게 이동하고 있다. 이러한 변화에 발맞추어 전세계 정보통신 분야의 표준을 이끄는 ITU (International Telecommunication Union), IETF(Internet Engineering Task Force)와 IEEE(Institute of Elec-

· 본 연구는 지식경제부 및 정보통신연구진흥원의 대학 IT연구센터 지원 사업의 연구결과로 수행되었음(IITA-2008-C1090-0804-0015).

† 비 회 원 : 건국대학교 컴퓨터공학과 연구원
swoogi@konkuk.ac.kr
†† 종신회원 : 건국대학교 컴퓨터공학과 교수
syhan@konkuk.ac.kr

논문접수 : 2008년 7월 30일
심사완료 : 2009년 4월 29일

Copyright©2009 한국정보과학회 : 개인 목적이나 교육 목적인 경우, 이 저작물의 전체 또는 일부에 대한 복사본 혹은 디지털 사본의 제작을 허가합니다. 이 때, 사본은 상업적 수단으로 사용할 수 없으며 첫 페이지에 본 문구와 출처를 반드시 명시해야 합니다. 이 외의 목적으로 복제, 배포, 출판, 전송 등 모든 유형의 사용행위를 하는 경우에 대하여는 사전에 허가를 얻고 비용을 지불해야 합니다.

정보과학회논문지: 정보통신 제36권 제4호(2009.8)

trical and Electronics Engineers)에서는 개인 범위의 통신 기술의 표준화와 저속 및 고속 이동 통신 기술의 표준화를 활발히 진행하고 있다.

현재 블루투스, 지그비, 와이브로, HSPA(High Speed Packet Access), LTE(Long Term Evolution) 등 여러 가지 무선 접속 기술이 표준화 및 제품화 되고 있다. 이러한 무선 접속 기술이 발전하면서 네트워크에 접속하는 기기들의 이동이 일반화될 것이며, 개인 범위 네트워크(Personal Area Network)나 차량 범위 네트워크(Vehicular Area Network)가 저속 혹은 고속으로 이동하면서 인터넷 접속 서비스를 받을 수 있다. IETF에서는 이러한 상황에 대비하고자 mip4 워킹 그룹과 mip6 워킹 그룹을 통해 호스트의 이동을 지원하기 위한 기술을 표준화하였으며[1-3], nemo 워킹 그룹을 통해 네트워크 전체의 이동을 지원하기 위한 기술을 표준화하였다[4].

이동할 수 있는 네트워크가 널리 보급되면 그림 1과 같이 이동네트워크끼리 겹치는 상황이 발생할 수 있다. 예를 들어 사람이 휴대한 장비 사이에 개인 범위 네트워크가 형성될 수 있고, 이 사람이 차량에 탑승하면서 개인 범위 네트워크가 차량 범위 네트워크 속으로 중첩될 수 있다. 이 차량을 가지고 자체적인 이동네트워크를 가지는 카페리와 같은 대형 운송 수단에 진입한다면 네트워크는 또다시 중첩될 것이다.

현재 표준화된 네트워크 이동성 지원 프로토콜은 이동네트워크가 중첩되어도 여전히 사용 가능하지만, 이동네트워크 내부의 노드와 외부의 노드 사이에 데이터 패킷의 전송 경로는 매우 길어지는 문제점이 나타난다. 데이터 패킷의 전송 경로가 길어지면 많은 문제점을 발생시키므로, 이를 최대한 짧게 할 필요가 있다. 그림 1에서 경로 (a)는 표준 기술을 사용할 때 패킷의 전송 경로이며 경로 (b)는 최적화된 경로이다. 경로 (a)와 같이 모든 홈 에이전트를 지그재그 행태로 지나며 패킷이 전송 되는 현상을 Pinball Routing이라 한다.

본 논문에서는 다단 중첩된 이동네트워크에서 발생하는 데이터 패킷 전송경로의 복잡성 문제를 해결하기 위해 접근 라우터의 네트워크 프리픽스를 제한적으로 위임하는 방법을 통한 경로 최적화 방법을 제안한다.

2. 관련연구

2.1 Mobile IPv6

IPv4와는 다르게 IPv6는 처음 표준화할 때부터 호스트의 이동을 고려하였지만[5], IETF에서는 호스트의 이동을 지원하기 위한 프로토콜 표준화를 mip6 워킹 그룹을 통해 MIPv6(RFC 3775)로 표준화 하였다. MIPv6가 MIPv4와 가장 큰 차이점은 외부 에이전트가 없어진 점과 경로 최적화 기능을 포함하는 것이다.

MIPv6 모빌 노드(Mobile Node)는 자동 혹은 수동으로 설정된 홈 주소(Home of Address)를 가지며, 모빌 노드가 이동하여 네트워크 연결 지점이 변경되면, 라우터 광고(Router Advertisement) 메시지에서 네트워크 프리픽스(Network Prefix)의 변화를 이용하여 노드 스스로 이동을 감지하게 된다. 이동을 감지한 모빌 노드는 IPv6의 기능에 따라 새로운 주소인 보조 주소(Care-of Address; CoA)를 설정하고, 바인딩 갱신 절차를 통하여 끊김 없이 계속적으로 인터넷 접속을 유지할 수 있다[3].

2.2 이동네트워크

IETF의 nemo 워킹 그룹에서 MIPv6를 확장하여 IPv6 네트워크 이동성 지원 프로토콜(Network Mobility Basic Support Protocol, NEMO)을 RFC 3963으로 표준화 하였다. NEMO는 네트워크 전체가 이동하면서 끊김 없는 인터넷 서비스를 받을 수 있도록 지원해 주는 프로토콜이다[4].

NEMO에서는 MIPv6에서와 달리 네트워크 전체가 하나의 단위로 이동하게 된다. 그림 2에서 (1) 이동네트워크는 홈 링크를 떠나 외부 네트워크에서 AR(Access Router)을 통해 연결되면, MR(Mobile Router)은 보조 주소를 설정한다. (2) 보조 주소가 설정되면 MR은 HA

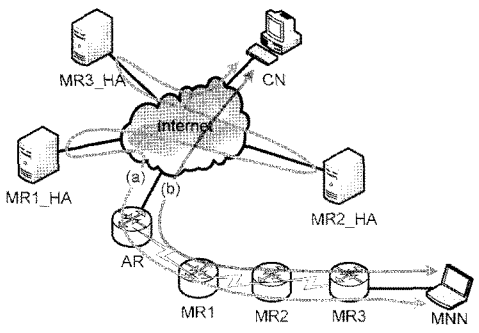

그림 1 이동네트워크의 중첩과 문제점

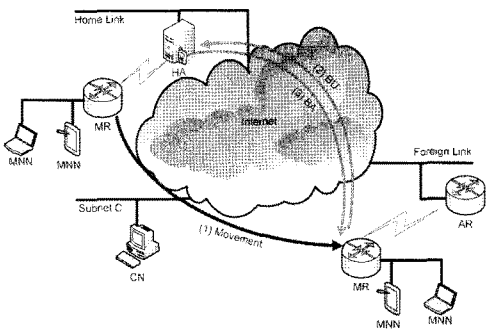

그림 2 NEMO에서 네트워크의 이동과 바인딩 갱신

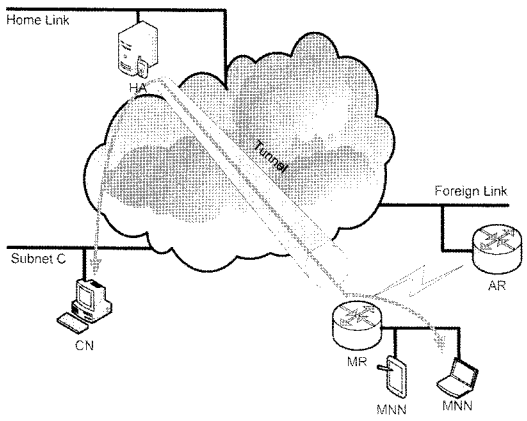

그림 3 NEMO에서 데이터의 전송 경로

로 현재의 위치를 확장된 바인딩 갱신 메시지를 통해 알린다. (3) HA는 MR이 보내온 정보를 저장한 뒤 바인딩 응답 메시지를 전송하고, 이후에 이동네트워크를 위한 데이터 패킷을 중계하게 된다.

이동네트워크의 구조에서 가장 중요한 점은 이동네트워크 내부의 노드(Mobile Network Node)들은 네트워크의 이동을 인지하지 못한다. 즉, 다른 네트워크 구성요소의 변경 없이 홈 에이전트와 이동 라우터가 이동에 대한 모든 처리를 대신해 주는 구조이다. 이점이 NEMO의 가장 중요한 목표 중 하나이다.

NEMO에서 데이터의 전송은 홈 에이전트와 이동 라우터 사이의 양방향 터널링[6]에 의해 이루어진다. 그림 3에서 (1) CN(Correspondent Node)이 MNN으로 데이터 패킷을 보내는 경우, 라우팅 경로를 따라 이동네트워크의 홈 링크에 도착하고, HA는 MNN을 대신하여 데이터 패킷을 수신한다. (2) HA는 수신한 데이터 패킷을 MR의 보조 주소로 터널링 하여 전송한다. (3) MR로 도착한 데이터 패킷은 터널링이 해제되고 최종적으로 MNN에 전달된다.

3. 문제점과 제안된 기술

현재의 IPv6 네트워크 이동성 지원 프로토콜 표준인 NEMO는 잘 설계되어 있으며, NEPL[7]과 같이 구현된 프로토콜 스택도 발표되어 있다. 하지만, 이것은 순수하게 네트워크가 이동하고 나서 네트워크 서비스를 받을 수 있느냐 없느냐의 관점에서이고, 좀 더 좋은 품질로 안정되게 네트워크 서비스를 받을 수 있느냐는 다른 문제이다. nemo 워킹 그룹에서는 경로 최적화에 대한 문제를 가장 큰 문제로 인식하고 문제점과 해결 영역에 대한 표준 문서를 제정하였다[8,9]. 또한, 최근에 많은 연구자가 mext 워킹 그룹을 새로이 결성하였으며, 이 워킹 그룹의 목표 중 하나가 이동네트워크의 경로 최적화이다[10]. 이 장에서는 네트워크 이동성 지원에서 경로 최적화가 되지 않을 시의 문제점을 간략히 정리하고 지금까지 제안된 대표적인 기술을 설명하겠다.

3.1 현재의 문제점

현재 네트워크 이동성 지원 프로토콜에서는 이동네트워크 내부의 노드와 외부의 노드가 서로 통신을 할 때 교환되는 모든 데이터 패킷은 이동 라우터와 홈 에이전트 사이의 양방향 터널을 통해 전송되어야 하며, 이 때문에 여러 가지 문제점이 발생되고, 이는 다음과 같은 비최적성(Sub-Optimality) 효과로 정리된다[8].

더 긴 경로로 인한 지연의 증가와 추가적인 인프라스트럭처 부하

- 패킷 오버헤드의 증가
- 처리 지연의 증가
- 패킷 단편화 가능성의 증가
- 링크 오류에 대한 민감성 증가
- 홈링크에서의 병목 현상
- 이동네트워크의 중첩과 Pinball Routing

3.2 제안된 다른 방법

이동네트워크와 중첩된 이동네트워크를 위한 여러 가지 경로 최적화 방법이 기술 제안되었으며, 지금까지 제안된 대표적인 방법은 RRH, TLMR, ARO, PCH, MoRaRo 등이며, 이들에 대하여 간략히 설명하겠다.

RRH(Reverse Routing Header)에서는 중첩된 이동네트워크에서 경로 최적화를 위하여, 중첩된 이동 라우터들의 보조 주소와 중첩된 순서를 기록하기 위한 Type 4 라우팅 헤더(Routing Header)를 새로이 도입하였다. RRH에서는 이동 라우터의 바인딩 갱신 과정에 이동네트워크의 중첩 정보를 Type 4 라우팅 헤더를 통하여 홈 에이전트로 전달하고, 이 정보를 통하여 경로 최적화를 수행한다. RRH는 중첩된 이동네트워크 환경에서 중첩되는 터널을 제거하여 경로 최적화를 가능하게 해 주며, 이동 라우터와 홈 에이전트만 확장하면 된다[11].

TLMR(Top Level Mobile Router)은 최상위 이동 라우터와 중첩된 이동 라우터의 홈 에이전트 사이에 양방향 터널을 이용하여 중첩된 이동네트워크에서 경로 최적화를 가능하게 하는 기술이다. 최상위 이동 라우터의 주소와 상위 이동 라우터의 주소를 중첩된 이동 라우터에 전달하기 위해 라우터 광고 메시지에 TLMR 옵션을 새로 도입하였고, 최상위 이동 라우터의 주소를 홈 에이전트로 알려 주려고 바인딩 갱신 메시지에 새로운 옵션을 도입하였다. TLMR은 중첩된 이동네트워크 환경에서 중첩된 터널을 제거하여 경로 최적화를 가능하게 해 주며, 이동 라우터와 홈 에이전트만 확장하면 된다[12].

ARO(Access Router Option)는 다른 링크로 이동한 이동 라우터가 자신의 접근 라우터(상위 이동 라우터)의 홈 주소를 홈 에이전트로 알리기 위해 새로운 옵션(ARO)을 도입하였다. 홈 에이전트는 ARO를 통해 이동 네트워크의 중첩된 구조를 알 수 있으며 중첩된 이동 라우터에 데이터 패킷을 직접 전송하기 위해 확장된 Type 2 라우팅 헤더를 도입 하였다. ARO는 중첩된 이동네트워크 환경에서 중첩된 터널을 제거하여 경로 최적화를 가능하게 해 준다. 이동 라우터와 홈 에이전트만 확장하면 되고, 만일 상대 노드 혹은 최상위 접속 라우터가 ARO를 처리할 수 있으면 경로 최적화 효과는 더욱 커진다[13]

PCH(Path Control Header)는 패킷의 이동 경로를 추적하기 위해 새로운 헤더를 도입하였다. 이동네트워크 내부 노드에서 상대노드로 전송한 패킷의 이동 경로를 각 이동 라우터에서 PCH에 기록을 하고, 상대라우터(Correspondent Router)에서 이를 감지하여 최적경로를 설정한다. PCH는 중첩된 이동네트워크 환경에서 중첩된 터널을 제거하여 경로 최적화를 가능하게 해 준다. 또한, 홈 링크를 거치지 않는 최적 경로의 설정이 가능하기 때문에 여러 가지 상황에서 홈 링크를 보호할 수 있다. 그러나 이동 라우터, 홈 에이전트, 상대 라우터를 모두 확장해야 한다[14].

MoRaRo(Mobile Router-Assisted Router Optimization)는 이동네트워크 노드와 상대 노드의 MIPv6 경로 최적화 기능을 이용하고 이동 라우터의 도움을 받아 최적화된 경로를 설정하는 기술이다. 이를 위해 이동 라우터에 MRBC(Mobile Router Binding Cache)와 ROBC(Route Optimization Binding Cache)를 도입하였다. MoRaRo는 중첩된 이동네트워크 환경에서 중첩된 터널을 제거하여 경로 최적화를 가능하게 해 준다. 또한, 홈 링크를 거치지 않는 최적 경로의 설정이 가능하기 때문에 여러 가지 상황에서 홈 링크를 보호할 수 있다. 그러나 이동 라우터와 이동네트워크 노드 전부를 확장해야만 한다[15].

이 절에서 제시된 모든 경로 최적화 방법은 올바르게 동작하기 위해 중첩된 모든 이동 라우터에 같은 기술이 적용 되어야만 하며, RRH, TLMR, ARO는 하나의 홈 에이전트는 반드시 거쳐야만 하므로 완전히 최적화된 경로를 제공하지 못한다. 예를 들어 이동 라우터와 상대 노드가 근접해 있지만 홈 에이전트가 비교적 멀리 떨어져 있다면 데이터 패킷은 필요 이상으로 먼 경로를 따라 전송된다. TLMR의 경우에는 중첩된 이동 라우터 사이에 터널을 이용하므로 과도한 터널의 중첩이 발생할 수 있다. MoRaRo는 이동 라우터뿐만 아니라 이동네트워크 노드도 확장을 해야만 하는 부담이 있으며, 상대 노드가 MIPv6 경로 최적화가 가능하지 않은 일반 IPv6 노드일 때 경로 최적화를 할 수 없다.

3.3 프리픽스 위임 방법

E-NEMO[16]와 RO-PD[17, 18]는 이동 라우터가 접근 라우터(Access Router, AR)의 프리픽스를 위임받아서 이동네트워크 내부의 노드로 알려주고, 이동네트워크 내부의 노드 각각이 MIPv6의 경로 최적화 기능을 그대로 이용하여 전체적인 경로 최적화 목표를 달성하는 방법이다.

그림 4는 중첩된 이동네트워크 환경에서 프리픽스 위임 방법에 의한 경로 최적화를 보여준다. (1)MR1을 포함하는 이동네트워크가 이동하여 AR에 연결되면 AR의 네트워크 프리픽스가 3::이므로 MR1은 CoA 3::1을 구성하고 위임된 프리픽스 DP 3:1::을 생성한다. (2)MR1은 위임된 프리픽스 DP를 이동네트워크 내부로 광고하고 이동네트워크 노드는 이 광고를 듣고 CoA를 구성한 뒤 MIPv6의 경로 최적화 절차를 따른다. (3) MR2를 포함하는 다른 이동네트워크가 MR1에 중첩이 되는 경우 MR2는 MR1의 위임된 프리픽스를 이용하여 새로운 위임된 프리픽스 3:1:1::을 생성한다.

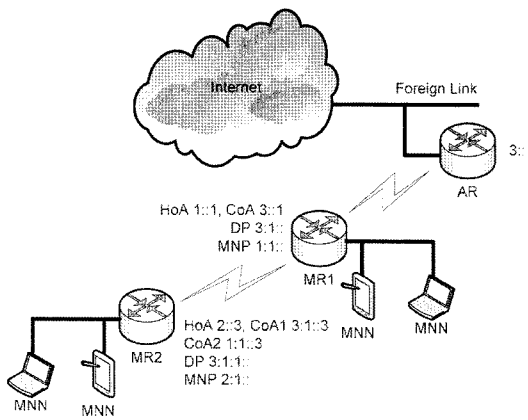

그림 4 프리픽스 위임 방법

프리픽스 위임 방법의 장점은 대부분의 경로 최적화 과정이 MIPv6에서 제공해 주고 있으므로, 이동 라우터의 기능을 조금만 확장하면 적용이 가능하다는 것이다. 하지만, 네트워크가 이동 했을 때 한번에 너무 많은 바인딩 갱신 메시지가 발생할 수 있고, MIPv6 스택이 설치되지 않은 단말의 경우에는 통신이 불가능 할 수도 있다. 또한, 이동네트워크 노드는 네트워크의 이동을 인지할 필요가 없다는 중요한 설계 철학을 깨는 방법이라는 점이 가장 큰 문제점이다.

4. 제한된 프리픽스 위임 방법

네트워크 이동성 지원 프로토콜의 설계에서 중요한 고려사항 중의 하나가 이동 라우터와 홈 에이전트 이외의 노드는 변경하지 않는 것이다[19]. 즉, 기존의 MIPv6를 최대한 유지하면서 반드시 확장이 필요한 노드만 확장하겠다는 것이다. 이렇게 함으로써 얻을 수 있는 이점은 배치(Deploy)가 쉬워진다는 것이다. 이동네트워크 환경을 구축하려고 기존의 모든 노드들을 수정해야 한다면 비용과 시간이 많이 소요되기 때문이다. 본 논문에서 제안하는 제한된 프리픽스 위임 방법을 통한 경로최적화(RO-LPD)에서는 최소한의 확장만으로 문제를 해결하는데 초점을 두었으며, 경로 최적화를 위해 이동 라우터만 확장하였다.

4.1 설계 목표

이미 프리픽스 위임 기법을 이용한 경로최적화 기술들이 있지만, 여러 가지 문제점을 가지고 있다. 본 논문에서는 기존의 프리픽스 위임 기법이 가진 단점을 해결하고자 이동 라우터 사이에서만 프리픽스를 위임하는 제한된 프리픽스 위임(Limited Prefix Delegation) 기법을 사용하였고, 다음과 같은 접근 방법으로 경로최적화 아키텍처를 설계하였다.

- 이동 라우터와 상대 노드 혹은 상대 라우터가 경로최적화에 참여
- 이동 라우터에서 경로 최적화 시작
- 이동 라우터가 경로 최적화 기능 탐지
- 이동네트워크 노드의 주소를 명확하게 지정
- 프락시 처럼 동작하는 이동 라우터
- off-plane 시그널링 방법
- Routing Header를 이용한 데이터 전송
- 캡슐화를 이용한 데이터 패킷 전송

본 논문에서 제안하는 RO-LPD는 최소한의 부분만 확장하려고 노력하였으므로, 메커니즘이 간단하여 네트워크 구성이 복잡한 상황에서도 동작을 명확하게 결정할 수 있지만, 모든 경우에 최적화된 경로를 제공해 주지는 못한다.

4.2 제한된 프리픽스 위임

제한된 프리픽스 위임을 통한 경로최적화에서 얻을 수 있는 장점은 다음과 같다.

- 홈 링크를 거치지 않는 최적 경로가 가능
- MIPv6 프로토콜 스택이 없는 이동네트워크 노드도 경로를 최적화 지원
- 시그널링 메시지를 최소화
- 이동 라우터만 확장

제한된 프리픽스 위임을 위해 MIPv6의 프리픽스 옵션을 확장하여 그림 5와 같이 DP(Delegated Prefix) 옵션을 새로이 정의하였다.

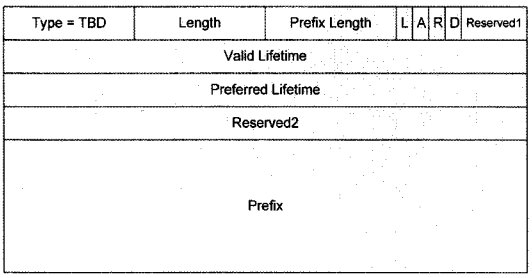

그림 5 Delegated Prefix Option

위임된 프리픽스임을 표시하고자 D 플래그를 추가하였으며Type 필드는 IANA를 통해 할당을 받아야 하며, Prefix 필드는 위임된 프리픽스(D-Prefix)를 담고 있다.

이동 라우터는 새로운 위치로 이동하여 접근 라우터로부터 라우터 광고 메시지를 수신하고, 이때 수신된 프리픽스 옵션을 이용하여 보조 주소를 구성하여 외부 인터페이스에 설치한다. 만약 수신된 라우터 광고 메시지에 DP 옵션이 있다면 프리픽스 옵션 대신에 이 옵션을 이용하여 보조 주소를 구성하고 외부 인터페이스에 설치한다. 보조 주소를 구성한 이동 라우터는 상위 라우터의 프리픽스를 위임하여 D-Prefix를 생성하고, 자신의 라우터 광고 메시지에 DP 옵션을 추가하여 내부 링크로 전송한다. 이때 원래의 프리픽스 옵션에는 아무런 변화가 없다. 즉, 이동네트워크 내부의 노드는 DP 옵션을 이해하지 못할 것이므로 네트워크의 이동을 알지 못한다. 그림 6은 이러한 과정의 처리 절차를 보여준다.

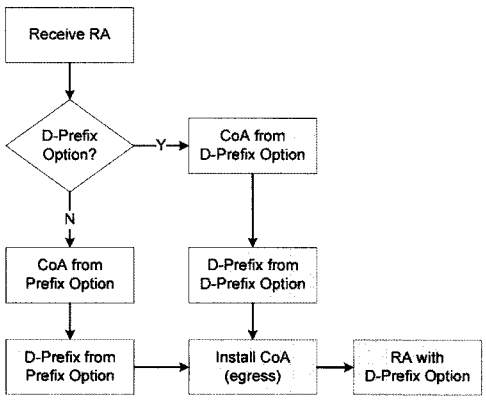

그림 6 Delegated Prefix 옵션 처리 절차

일반 이동 라우터와 RO-LPD가 적용된 이동 라우터는 서로 혼합 되어 중첩될 수 있으며 이러한 경우에도 D-Prefix의 전달이 가능하며, 일정 부분에서 경로 최적화 효과를 기대할 수 있다. 그림 7은 혼합 중첩된 이동네트워크에서 D-Prefix의 전달 과정을 보여준다.

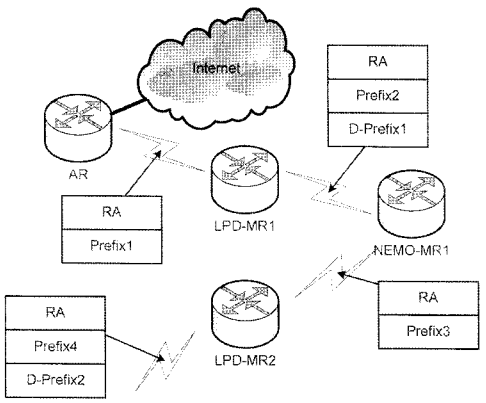

그림 7 혼합 중첩된 이동네트워크에서 D-Prefix 전달

(1) LPD-MR1이 이동하여 AR에 연결되어 RA 메시지를 받고, LPD-MR1은 AR이 보낸 Prefix1을 이용하여 보조 주소를 구성하고, Prefix1을 위임하여 D-Prefix1을 생성하여 자신의 RA 메시지에 원래의 이동네트워크 프리픽스인 Prefix2와 함께 D-Prefix1을 DP 옵션으로 추가하여 내부 링크로 전송한다. (2) LPD-MR1에 중첩된 NEMO-MR2는 LPD-MR1의 RA 메시지를 수신하고 D-Prefix1을 발견하지만 D-Prefix1을 처리하는 기능을 가지고 있지 않다. 따라서 NEMO-MR2는 Prefix2로부터 보조 주소를 구성하고, 자신의 RA 메시지에 원래의 이동네트워크 프리픽스인 Prefix3을 내부 링크로 전송한다. (3) NEMO-MR2에 중첩된 LPD-MR3은 NEMO-MR2의 RA 메시지를 수신하고 Prefix3을 발견한다. LPD-MR3은 Prefix3으로부터 보조 주소를 구성하고, Prefix3을 위임하여 D-Prefix2을 구성하여 자신의 RA 메시지에 원래의 이동네트워크 프리픽스인 Prefix4와 함께 D-Prefix2를 DP 옵션으로 추가하여 내부 링크로 전송한다.

4.3 바인딩 갱신 절차

RO-LPD에서는 경로 최적화 세션을 설정하기 위해 이동 라우터는 이동네트워크 노드에 대해 프락시 형태로 동작해야만 한다. 따라서 이동네트워크가 이동한 뒤 홈 에이전트로의 바인딩 갱신 절차뿐만 아니라, 이동네트워크 노드의 상대 노드로 보내는 바인딩 갱신 절차도 이동네트워크 노드를 대신하여 이동 라우터가 수행하게 된다.

그림 8은 이동네트워크 노드가 먼저 통신을 시작할 때 이동 라우터의 바인딩 갱신 절차를 보여준다. (1) MNN이 첫 번째 데이터 패킷을 CN으로 전송한다. (2) MR은 바인딩 캐시를 검사하고, 바인딩 캐시 항목에 항목이 없을 때 CN과 RR(Return Routability) 절차를 수행하고, MR의 보조 주소와 MNN의 홈 주소를 이용하여 바인딩 갱신 메시지를 전송한다. (3) 바인딩 갱신 과정에 문제가 없으면 MR은 MNN이 전송한 첫 번째 데이터 패킷을 CN으로 캡슐화 하여 전송한다.

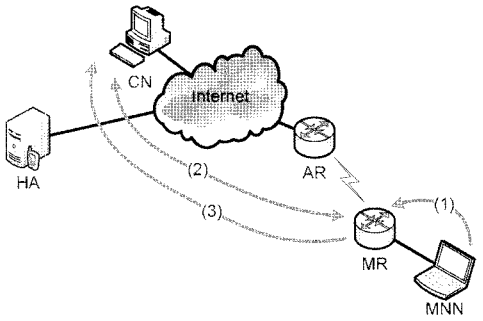

그림 8 바인딩 갱신절차 1

그림 9는 이동네트워크 외부의 노드가 먼저 통신을 시작할 때 이동 라우터의 바인딩 갱신 절차를 보여준다. (1) CN이 MNN으로 보낸 최초의 데이터 패킷은 HA로 도착하게 되고, (2) HA는 이 데이터 패킷을 캡슐화하여 MR로 전달한다. (3) MR은 터널을 해제하고 나서 MNN으로 전달하는 동시에 바인딩 캐시를 검사하고, 바인딩 캐시 항목에 항목이 없으면 CN과 RR 절차를 수행하고, MR의 보조 주소와 MNN의 홈 주소를 이용하여 바인딩 갱신 메시지를 전송한다.

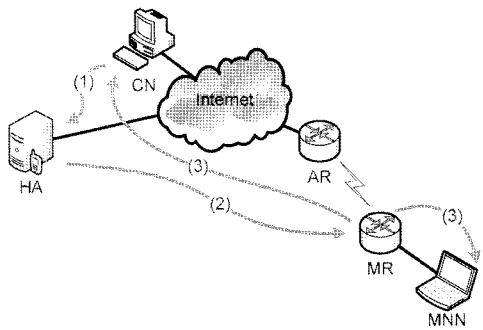

그림 9 바인딩 갱신절차 2

4.4 이동 라우터에서의 캡슐화 절차

RO-LPD에서는 이동네트워크를 빠져나가는 모든 데이터 패킷을 캡슐화하여 전송하게 된다. 그림 10은 이동 라우터에서 캡슐화 절차를 보여준다.

(1) MNN에서 보낸 데이터 패킷이 MR로 도착하면, 발신지 주소를 검사한다. 만약 발신지 주소가 D-Prefix로부터 생성된 것이라면 그대로 상위 단계의 라우터로 전송한다. (2) 바인딩 캐시에서 목적지 주소를 발견하고, 그 결과가 성공이었다면 바인딩 캐시 정보에 따라 데이

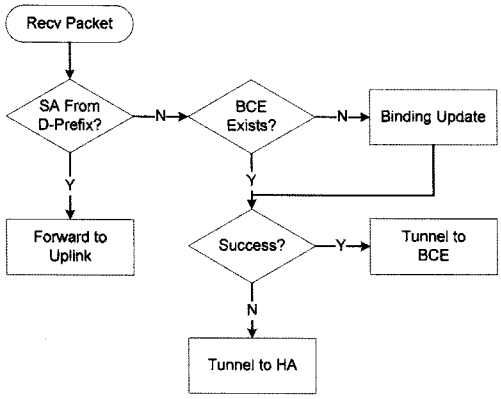

그림 10 이동 라우터에서 캡슐화 절차

터 패킷을 터널링 하여 전송하고, 실패였다면 이동 라우터의 홈 에이전트로 설정된 터널을 통해 패킷을 전송한다. (3) 바인딩 캐시에 항목이 없다면 최초로 보내는 데이터 패킷으로 간주하고 바인딩 갱신 절차를 수행한다. (4) 바인딩 갱신 절차가 성공했다면 목적지 주소로 터널을 설정하여 전송하고, 실패했다면 이동 라우터의 홈 에이전트로 설정된 터널을 통해 패킷을 전송한다.

앞에서 설명한 캡슐화 절차를 따른다면 여러 단계로 중첩된 이동네트워크에서도 단 한 번의 캡슐화를 이용하여 상대 노드로 데이터 패킷의 전송이 가능하다. 그림 11은 중첩된 이동네트워크에서 데이터 패킷을 캡슐화하여 전달하는 과정을 보여준다.

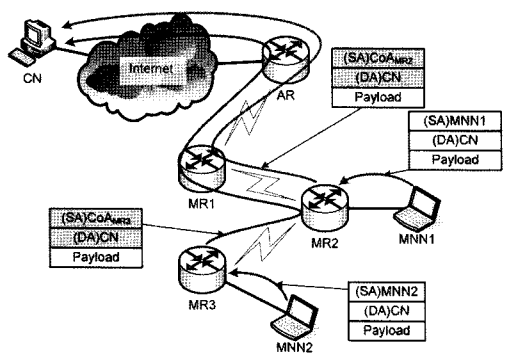

그림 11 중첩된 이동네트워크에서의 터널링

(1) MNN1이 보낸 데이터 패킷은 MR2가 받게 되고, MR2는 앞에서 설명한 캡슐화 절차에 의해 캡슐화하여 전송한다. MR1은 도착한 데이터 패킷을 점검하고 패킷의 발신지 주소가 D-Prefix로부터 생성된 주소이므로 바로 AR을 통해 CN으로 보낸다. (2) MNN2가 보낸 데이터 패킷은 MR3가 받게 되고, MR3은 앞서 설명한 캡슐화 절차에 의해 캡슐화하여 전송한다. MR2는 도착한 데이터 패킷을 점검하고 패킷의 발신지 주소가 D-Prefix로부터 생성된 주소이므로 바로 MR1로 보낸다. MR1은 도착한 데이터 패킷을 점검하고 패킷의 발신지 주소가 D-Prefix로부터 생성된 주소이므로 바로 AR을 통해 CN으로 보낸다.

이와 같은 절차를 거쳐 중첩된 이동네트워크에서도 단 한 번의 캡슐화만으로도 데이터 패킷을 전송할 수 있다. 만약 상대 노드가 MIPv6를 통한 경로 최적화를 지원하지 못하더라도, 중첩된 이동 라우터 중에서 한 곳에서만 자신의 홈 에이전트로 캡슐화를 하게 되고, 그 이외의 홈 에이전트는 거치지 않고 데이터 패킷을 전송할 수 있다.

4.5 라우팅 헤더 처리

RO-LPD에서는 최대한 MIPv6처럼 동작하게끔 프로토콜을 설계 하였다. 즉, MIPv6가 보급된 네트워크에서는 이동 라우터를 제외한 다른 요소는 전혀 변경할 필요가 없다. 상대 노드가 이동네트워크 노드로 데이터 패킷을 전송하고자 할 때, 이동네트워크 노드의 홈 주소를 목적지로 하는 데이터 패킷을 생성하고 나서 바인딩 캐시를 조사한다. 이동 라우터가 이동네트워크 노드를 대신하여 바인딩 갱신 과정을 거쳤으므로 바인딩 캐시에서 항목을 찾을 수 있다. 그러면, 상대 노드는 패킷의 목적지 주소를 이동네트워크 노드의 보조 주소(즉, 이동 라우터의 보조 주소)로 바꾸고, 홈 주소는 Type 2 라우팅 헤더에 추가하여 전송한다.

그림 12는 상대 노드가 전송한 데이터 패킷의 전달 과정을 보여준다. (1) CN이 목적지 주소를 MR2의 보조 주소로 설정하여 MNN1로 보낸 데이터 패킷은 MR2로 도착하게 되고, MR2는 Type 2 라우팅 헤더를 처리하고 원래 목적지인 MNN1로 전송한다. (2) CN이 목적지 주소를 MR3의 보조 주소로 설정하여 MNN2로 보낸 데이터 패킷은 MR3로 도착하게 되고, MR3은 Type 2 라우팅 헤더를 처리하고 원래 목적지인 MNN2로 전송한다.

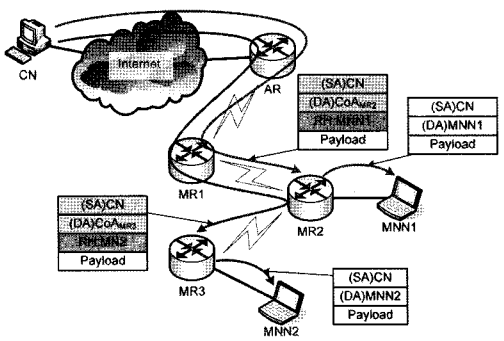

그림 12 Tyupe 2 라우팅 헤더의 처리

그림 11과 그림 12는 중첩된 이동네트워크에서 경로 최적화 세션을 관리하는 이동 라우터 사이에서 부하가 분산되는 것을 보여준다. RO-LPD에서는 이동네트워크 노드와 가장 가까운 이동 라우터가 경로 최적화 세션을 관리하게 된다. 즉, MNN1의 경로 최적화는 MR2가 담당하게 되고, MNN2의 경로 최적화 세션은 MR3가 관리한다. 따라서 중첩된 이동네트워크에서 경로 최적화 세션을 적당히 분산하여 관리하므로 한 곳으로 부하가 집중되는 것을 막을 수 있다.

5. 성능분석

5.1 데이터 패킷의 전송 경로 분석

데이터 패킷의 전송 경로의 길고 짧음에 따라 최적화 효과가 달라지므로 NEMO의 경로 최적화에서 데이터 패킷의 전송 경로는 매우 중요하다. 따라서, 제안된 기술에 따른 데이터 패킷의 전송 경로를 분석할 필요가 있다. 분석 방법은 표준 문서 RFC 4888의 부록 A 중에서 몇몇의 중요한 경우를 기준으로 하여 데이터 패킷 전송 경로를 비교 분석하였다.

그림 13은 상대 노드가 다른 위치의 중첩된 이동네트워크에 있는 경우에 최적화되지 않은 경로와 최적화된 경로를 보여준다. 경로 (a)는 NEMO에 의한 데이터 패킷의 전송 경로이고, 경로 (b)는 RRH, TLMR, ARO에 의한 데이터 패킷의 전송 경로이고, 경로 (c)는 본 논문에서 제안하는 RO-LPD에 의한 데이터 패킷의 전송 경로이다.

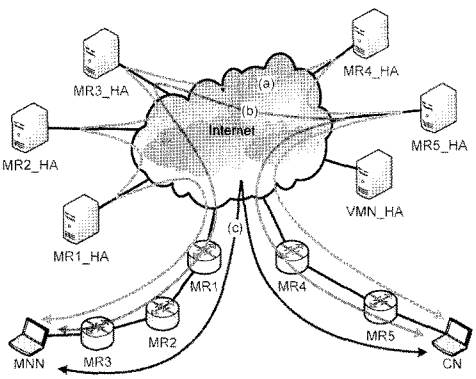

그림 13 다른 위치의 중첩된 이동네트워크에 있는 CN

그림 14는 상대 노드가 같은 위치의 중첩된 이동네트워크에 있는 경우에 최적화되지 않은 경로와 최적화된 경로를 보여준다. 경로 (a)는 NEMO에 의한 데이터 패킷의 전송 경로이고, 경로 (b)는 RRH, TLMR, ARO에 의한 데이터 패킷의 전송 경로이고, 경로 (c)는 RO-LPD에 의한 데이터 패킷의 전송 경로이다.

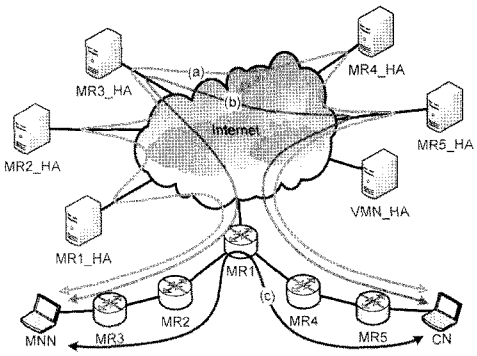

그림 14 같은 위치의 중첩된 이동네트워크에 있는 CN

5.2 수학적 분석

본 논문에서 사용한 수학적 분석 모델은 MoRaRo[15]에서 소개된 성능 분석 모델이며, 데이터 패킷 전송 개수에 따른 오버헤드, 노드 사이의 거리에 따른 오버헤드, 데이터 패킷 전송 효율, 데이터 패킷 전송 지연 등의 평가가 가능하다. 그림 15는 성능 평가에 사용된 네트워크 설정으로 각 링크 위의 숫자는 홉(hop)의 개수를 나타낸다.

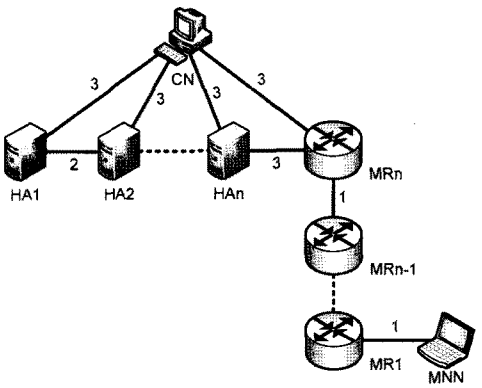

그림 15 수학적 분석을 위한 네트워크 설정

표 1은 중첩의 단계에 따른 패킷 처리 노드(Packet Processing Node; PPN)의 수를 나타낸다. PPN은 데이터 패킷의 캡슐화, 캡슐의 해제, 라우팅 헤더의 추가, 삭제, 변경 등에 관여한다. 라우팅 헤더에서 괄호안의 숫자는 타입 번호이고, m은 슬롯의 개수를 의미하며 라우팅 헤더가 사용되는 구간의 길이에 따라 달라진다. NEMO의 경우 기본 상태에서 PPN이 4(이동 네트워크 노드, 상대 노드, 이동 라우터, 홈 에이전트)이며, 중첩의 단계가 1씩 증가할 때 마다 2씩(이동 라우터, 홈 에이전트) 증가한다. RO-LPD의 경우 중첩의 단계와 관계 없이 PPN의 수는 항상 3(이동 네트워크 노드, 상대 노드, 가장 가까운 이동 라우터)이다.

표 1 n단계 중첩시 필요한 PPN의 수

최적화 방법	P_n	헤더 오버헤드	시그널 오버헤드
NEMO	$2n+2$	캡슐화	
RRH	$n+3$	캡슐화, RH(2,m)	
TLMR	$n+3$	캡슐화	TLMR-opt(RA,BU)
ARO	$n+3$	캡슐화, RH(2,m)	BU, ARO, RGAO
PCH	$n+3$	캡슐화, RH(0)	BU, BR
MoRaRo	3	캡슐화, RH(2)	BR, RR, RO-info, RO-acpt
RO-LPD	3	캡슐화, RH(2)	BU, RR, D-prefix-opt

그림 16은 각 경로 최적화 방법에서 중첩 단계가 커짐에 따라 필요한 PPN의 수를 보여준다. NEMO는 중첩 단계가 높아짐에 따라 PPN의 수가 매우 증가하고, RRH등의 방법도 꾸준히 증가하는 경향을 보인다. MoRaRo와 본 논문에서 제시한 RO-LPD는 중첩 단계의 변화에 관계없이 일정한 PPN 수를 보여준다.

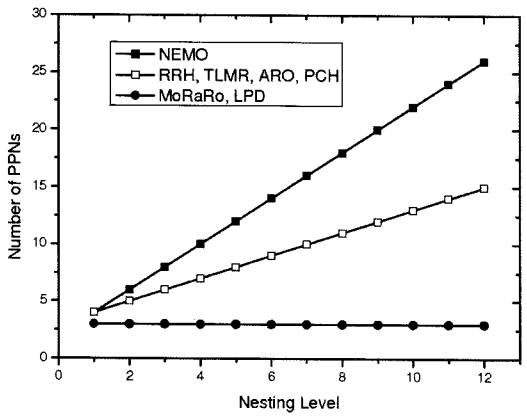

그림 16 PPN의 수

경로 최적화 방법 s와 중첩의 단계 n에서 데이터 패킷당 헤더 오버헤드 $Ho(s,n)$은 다음의 수식으로 주어지며 단위는 *octet* × *hop*이다.

$$H_o(s,n) = \sum_R P_i^+ \times D_i$$

여기서 R은 MNN을 제외한 CN과 MNN 사이의 데이터 전송 경로 상에 있는 모든 PPN의 순서집합이다. PPN_0은 CN이며, PPN_m은 MNN 바로 앞에 있는 PPN이다. D_i는 PPN_i와 PPN_{i+1} 사이의 홉(hop)의 개수이며 P_i^+는 D_i 구간에서 전송되는 데이터 패킷에서 IPv6 기본 헤더를 제외하고 추가되는 헤더의 크기이다. 표 2는 각 경로 최적화 방법에 따라 추가되는 헤더의 크기를 보여준다. h는 IPv6 헤더 크기(40byte), a는 IPv6 주소 크기(16byte)를 나타내며, 큰 괄호([ ])로 둘러싸인 부분은 확장 헤더 크기이며 n은 중첩의 단계를 나타낸다.

표 2 추가되는 헤더의 크기

최적화 방법	P_i^+	조건
NEMO	$h \times i$ $h \times (2n-i)$	$0 < i \le n$ $n < i < 2n$
RRH	$h+[8+(a \times n)]$	$1 \le i \le n$
TLMR	h $h \times (n-i+1)$	$i=1$ $1 < i \le n$
ARO	$h+[8+a \times (n-1)]$	$1 \le i \le n$
PCH	$h+[8+a \times (n-1)]$ $[8+a \times (n-1)]$	$i=1$ $2 \le i \le n$
MoRaRo	$[8+a]$ $h+[8+a]$	$i=0$ $1 \le i < n$
RO-LPD	$(h+[8+a])/2$	$0 \le 1 < n$

그림 17은 중첩 단계 n에 따른 각 경로 최적화 방법에서 헤더 오버헤드를 보여준다. 본 논문에서 제시한 RO-LPD와 MoRaRo가 다른 경로 최적화 방법보다 헤더 오버헤드가 매우 작음을 알 수 있으며, 중첩 단계 1을 제외하고 단계가 높아질수록 RO-LPD의 헤더 오버헤드가 더 작아지는 경향을 보인다.

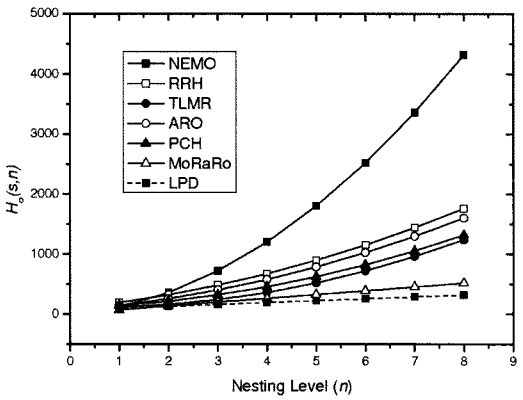

그림 17 헤더 오버헤드 $H_o(s,n)$

시그널링 오버헤드 $So(s,n)$는 다음의 식으로 주어지며 단위는 *octet* × *hop*이다.

$$S_o(s,n) = \sum_Q \sum_R SP_i \times D_i$$

여기서 SP_i는 D_i에서 하나 혹은 그 이상의 IPv6 헤더를 포함하는 시그널링 패킷의 크기이며 Q는 경로 최적화 세션 설정을 완료 하는데 필요한 메시지 집합이다. 표 3은 각 경로 최적화 방법에서 추가로 필요한 시그널링 메시지와 그 크기를 보여준다.

그림 18은 중첩 단계 n에 따라 각 경로 최적화 방법에서 $So(s,n)$을 보여준다. TLMR의 시그널링 오버헤드가 가장 작게 나타나고 있으며, PCH와 ARO의 시그널링 오버헤드는 중첩 단계 n이 높아질수록 급격하기 증

표 3 추가되는 시그널링 메시지와 크기

메시지	사용되는 방법	크기
BU	ARO, PCH, MoRaRo, RO-LPD	*h+80*
BA	ARO, PCH, MoRaRo, RO-LPD	*h+40*
BR	PCH	*h+16*
TLMR-AR	TLMR	*32*
TLMR-BU	TLMR	*20*
RGAO	ARO	*24*
AR-opt	ARO	*20*
HoT Init	MoRaRo, RO-LPD	*h+16*
CoT Init	MoRaRo, RO-LPD	*h+16*
HoT	MoRaRo, RO-LPD	*h+24*
CoT	MoRaRo, RO-LPD	*h+24*
RO-inform	MoRaRo	*h+80*
RO-accept	MoRaRo	*h+80*
D-prefix-opt	RO-LPD	*32*

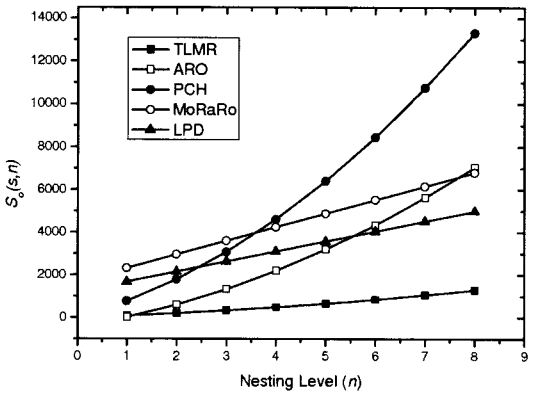

그림 18 시그널링 오버헤드 $S_o(s,n)$

가한다. 1단계 중첩되었을 때 비교적 큰 시그널링 오버헤드를 보였단 RO-LPD는 중첩 단계가 높아지면서 다른 경로 최적화 방법보다 완만하게 증가하여 6단계 이상에서는 시그널링 오버헤드 값이 역전되고 있음을 보여준다.

경로 최적화 세션당 전송되는 평균 데이터 패킷의 수를 E(D)라고 할 때, 데이터 패킷당 오버헤드 $T_o(s,n)$은 다음의 식으로 주어지며 단위는 *octet* × *hop*이다.

$$T_o(s,n) = H_o(s,n) + \frac{S_o(s,n)}{E(D)}$$

그림 19는 중첩 단계 n=*1*일 때, 데이터 패킷의 전송 개수에 따른 $T_o(s,n)$을 보여준다. 중첩 단계 1은 이동네트워크가 1개가 있을 경우이므로, 엄밀하게 말하면 중첩이 되지 않은 경우이다. 이 경우 RRH, ARO, PCH는 경로 최적화가 이루어지지 않는 NEMO보다 오히려 데이터 패킷당 오버헤드가 더 크게 나타나고 있으며, TLMR은 NEMO와 거의 같은 오버헤드를 보여주고 있다. 또한, MoRaRo는 데이터 패킷 전송 개수가 적을 때는 NEMO와 같은 정도의 오버헤드를 보여주다가 데이터 패킷 전송 개수가 많아질수록 데이터 패킷당 오버헤드가 매우 작아진다. RO-LPD는 데이터 패킷 전송 개수가 적을 때는 비교적 오버헤드가 크지만, 데이터 패킷 전송 개수가 많아질수록 오버헤드가 현저하게 줄어들고 있다.

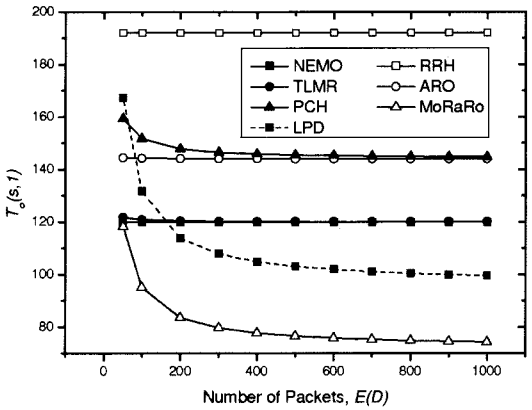

그림 19 중첩 단계 n=1에서 데이터 패킷당 오버헤드

그림 20은 중첩 단계 n=*3*일 때, 데이터 패킷의 전송 개수에 따른 $T_o(s,n)$을 보여준다. 이 경우 비교한 모든 경로 최적화 방법이 NEMO보다 데이터 패킷당 오버헤드가 작게 나타나고 있다. RO-LPD는 데이터 패킷 전송 개수가 많아지면서 데이터 패킷당 오버헤드가 현저히 줄어들고 있으며, 가장 작은 패킷당 오버헤드를 보여주고 있다.

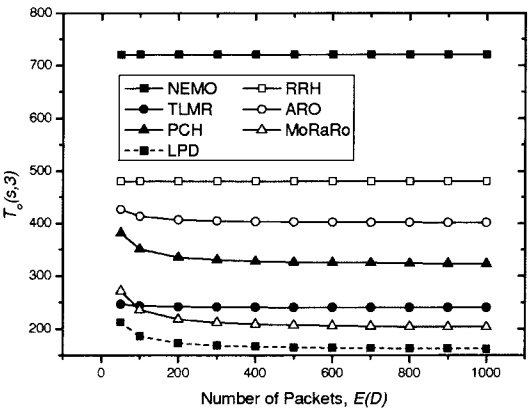

그림 20 중첩 단계 n=3에서 데이터 패킷당 오버헤드

기본 IPv6 헤더와 payload 포함하는 데이터 패킷의 길이를 P라 하고, 최단경로를 d_s라 하면, 전송 부하 $D_{TL}(n)$은 다음의 식으로 주어지며 단위는 *octet* × *hop*이다.

$$D_{TL}(n) = P \times d_s$$

같은 패킷을 각 경로 최적화 방법에 따라 전송할 때 전송 부하 $M_{TL}(s,n)$은 다음의 식으로 주어지며 단위는 *octet* × *hop*이다.

$$M_{TL}(s,n) = \sum_{R}(P \times D_i) + T_o(s,n)$$

따라서, 경로 최적화 방법을 적용 하였을 때 데이터 패킷의 전송 효율 $E(s,n)$은 다음의 식으로 주어지며 단위는 *octet* × *hop*이다.

$$E(s,n) = \frac{D_{TL}(n)}{M_{TL}(s,n)}$$

그림 21은 중첩 단계 $n=2$이고 평균 데이터 전송 개수 $E(D)=50$일 때, $E(s,n)$을 보여준다. 데이터 패킷 전송 효율은 1에 가까운 값일수록 좋은 성능을 의미한다. 데이터 패킷 크기가 작을 때는 모든 경로 최적화 방법이 낮은 효율을 보여주고 있지만, 데이터 패킷 크기가 커질수록 높은 효율을 보여주고 있다. 데이터 패킷 크기가 커짐에 따라 여섯 가지 경로 최적화 방법의 효율이 두 개의 값으로 수렴하고 있으며, 홈 에이전트를 거치는지가 둘을 구분하게 된다. 즉, 홈 에이전트를 거치지 않는 경로를 설정하는 방법이 더 좋은 효율을 보인다. RO-LPD가 가장 높은 효율을 보여주고 있으며, 전체적으로 MoRaRo, RO-LPD, PCH가 거의 비슷한 효율을 보여주고, TLMR, ARO, RRH가 거의 비슷한 효율을 보여주고 있다.

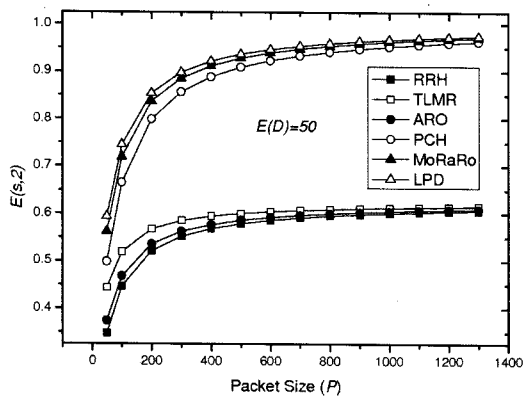

그림 21 데이터 패킷 전송 효율

데이터 패킷을 전송하는 데 걸리는 시간에는 링크의 대역폭, 지연, PPN에서 추가 처리 시간 등이 관계 된다. 유선 링크의 대역폭을 B_w(무선: B_{wl}), 지연을 L_w (무선: L_{wl}), 라우팅 테이블 처리 시간을 t_r이라 하고, PPN에서 추가되는 작업(바인딩 캐시 처리, 캡슐화/캡슐 해제, 헤더 조작)의 처리 시간을 t_p라고 하면, PPN_i와 PPN_{i+1} 사이에 크기 P_i ($P_i = P + P_i^+$)인 데이터 패킷을 전송하는데 걸리는 시간 $t(P_i)$는 다음의 식으로 주어지며, 무선 구간에 대한 $t(P_i)$는 B_{wl}과 L_{wl}을 적용하면 된다.

$$t(P_i) = t_p + \left[t_r + \frac{P_i}{B_w} + L_w \right] \times D_i$$

이동성 지원에서 기능적 특성이 데이터 패킷 전송 지연에 미치는 영향을 측정 하고자 t_p는 각 PPN의 사용률에 따라 변하고, t_r은 고정된 값으로 가정한다. 또한, PPN을 M/M/1 대기행렬 시스템으로 가정하면 t_p는 시스템에서 패킷의 평균 체제 시간이 되고 다음의 수식으로 주어진다.

$$t_p = \frac{\rho}{\lambda(1-\rho)} = \frac{1}{\mu} \cdot \frac{1}{1-\rho}$$

따라서, 각 경로 최적화 방법에 의한 CN에서 MNN까지 전체적인 데이터 패킷 전송 지연 시간 $T(s,n)$은 다음의 식으로 주어진다.

$$T(s,n) = \sum_{w} t(P_i) + \sum_{wl} t(P_i)$$

그림 22 중첩 단계 $n=1$일 때, 각 경로 최적화 방법에서 $T(s,n)$을 보여준다. NEMO, RRH, ARO는 거의 같은 전송 지연 값을 보여주고 있으며, MoRaRo와 RO-LPD도 서로 같은 전송 지연 값을 보여주고 있지만 NEMO에 비해서 더 작은 전송 지연 값을 보여주고 있다. PCH는 오히려 전송 지연 값이 NEMO보다 크게 나타나고 있다. 또한, PPN의 사용률 ρ가 증가할수록 데이터 패킷 전송 지연이 커짐을 보여주고 있다.

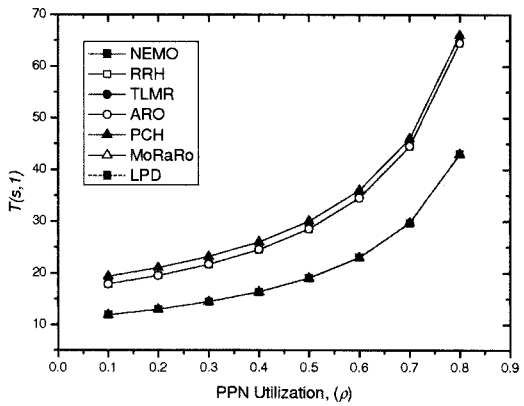

그림 22 중첩 단계 n=1에서 데이터 패킷 전송 지연

그림 23은 중첩 단계 $n=3$일 때 데이터 패킷 전송 지연을 보여준다. 전송 지연 값이 거의 비슷하여 구분이 어려운 몇몇 방법을 제외하고 NEMO, TLMR, RO-LPD만을 나타내었다. RO-LPD의 성능이 가장 좋게 나타나고 있다.

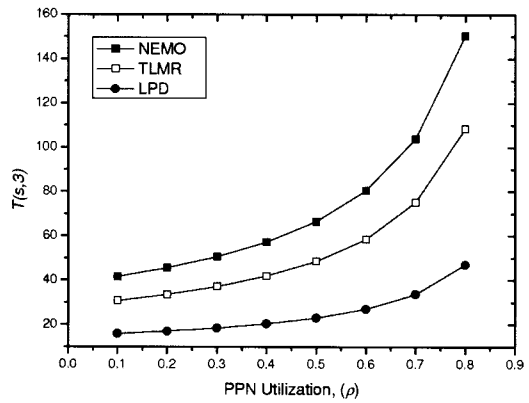

그림 23 중첩 단계 n=3에서 데이터 패킷 전송 지연

6. 결 론

본 논문에서는 기존에 개발된 네트워크 이동성 지원 기술의 문제점 중에서 경로 최적화 문제와 이를 해결하기 위한 다양한 접근방법들을 자세히 살펴보았으며, 더불어 다양한 해결 방법을 살펴보았으며, 이동네트워크가 중첩되었을 때 최적화된 경로로 데이터 패킷을 전송하는 방법을 제안하였다. 구현의 어려움과 배치의 어려움을 피하고자 표준 기술에서 최대한 작은 부분을 변경하고자 이동 라우터만을 확장하였다. 본 논문은 제안된 방법에 대해 구체적인 설계 사항을 제시하였으며, 제안된 방법으로 다음과 같은 이점을 기대할 수 있다.

첫째, 중첩된 이동네트워크에서 최적화된 경로를 통해 데이터 패킷을 전송하므로 전송 지연을 최소화할 수 있고, 긴 전송 경로 때문에 발생할 수 있는 링크 오류에 대한 민감성이 최소화될 수 있다. 이를 통하여 전체적인 처리 지연을 감수 시킬 수 있으며, 데이터 효율성을 증대시킬 수 있다.

둘째, 데이터 패킷을 전송할 때 홈 링크를 지나지 않으므로 홈 링크의 장애 때문에 발생하는 문제점이나 홈 링크에 발생할 수 있는 혼잡을 피할 수 있다.

셋째, 최적화된 경로를 통한 데이터 패킷의 전송으로 인프라스트럭쳐에 부담을 최소화할 수 있으며 이를 통하여 더 많은 네트워크 가용성을 확보할 수 있다.

또한, 본 논문에서 제안된 방법이 기존의 방법보다 더 좋은 성능을 가지고 있음을 보이고자 적절한 수학적 모델을 통해 다른 방법과 더불어 다양하게 분석하였다. 분석된 결과를 토대로 본 논문에서 제안하는 경로 최적화 방법이 다른 경로 최적화 방법보다 매우 좋은 성능을 가지고 있음을 알 수 있었다.

앞으로 연구 과제로는 시그널링 오버헤드와 헤더 오버헤드를 줄이는 방법, 보안상의 위협으로부터 이동네트워크의 위치를 숨길 방법 등이 있을 수 있다. 또한, 네트워크 프리픽스를 위임 받거나 위임할 때 다른 이동네트워크를 인증할 방법도 필요하다.

참 고 문 헌

[1] C. Perkins, "IP Mobility Support for IPv4," RFC 3344 (Proposed Standard), Aug. 2002. Updated by RFC 4721.

[2] Perkins, "IP Mobility Support for IPv4, revised," IETF Draft (work in progress), March 11, 2008. draft-ietf-mip4-rfc3344bis-06.txt.

[3] D. Johnson, C. Perkins, and J. Arkko, "Mobility Support in IPv6.p RFC 3775 (Proposed Standard), June 2004.

[4] V. Devarapalli, R. Wakikawa, A. Petrescu, and P. Thubert, "Network Mobility (NEMO) Basic Support Protocol," RFC 3963 (Proposed Standard), Jan. 2005.

[5] S. Deering and R. Hinden, "Internet Protocol, Version 6 (IPv6) Specification," RFC 2460 (Draft Standard), Dec. 1998.

[6] A. Conta and S. Deering, "Generic Packet Tunneling in IPv6 Specification," RFC 2473 (Proposed Standard), Dec. 1998.

[7] Mobile IPv6 for Linux," http://mobile-ipv6.org.

[8] C. Ng, P. Thubert, M. Watari, and F. Zhao, "Network Mobility Route Optimization Problem Statement," RFC 4888 (Informational), July 2007.

[9] C. Ng, F. Zhao, M. Watari, and P. Thubert, "Network Mobility Route Optimization Solution Space Analysis," RFC 4889 (Informational), July 2007.

[10] "IETF mext Discussion Archive," http://www1.ietf.org/mail-archive/web/mext/current/index.html.

[11] P. Thubert and M. Molteni, "IPv6 Reverse Routing Header and its application to Mobile Networks," Internet Draft (work in progress), Feb. 2007. draft-thubertnemo-reverse-routing-header-07.txt.

[12] H. Kang, K. Kim, S. Han, K.-J. Lee, and J.-S. Park, "Route Optimization for Mobile Network by Using Bi-Directional Between Home Agent and Top Level Mobile Router," Internet Draft (work in progress), June 2003. draft-hkang-nemoro-tlmr-00.txt.

[13] C. Ng and J. Hirano, "Securing Nested Tunnels Optimization with Access Router Option," Internet Draft (work in progress), July 2004. draft-ng-nemo-access-routeroption-01.txt.

[14] J. Na, S. Cho, S. Lee, H. Kang, and C. Koo, "Route Optimization Scheme based on Path Control Header," Internet Draft (work in progress), Apr. 2004. draft-nanemo-path-control-header-00.txt.

[15] V. P. KAFLE, E. KAMIOKA, and S. YAMADA, "MoRaRo: Mobile Router-Assisted Route Optimization for Network Mobility (NEMO) Support," *IEICE TRANSACTIONS on Communications*, vol. E89-D, pp.158-170, Jan. 2006.

[16] E. Perera, R. Hsieh, and A. Seneviratne, "Extended

Network Mobility Support," Internet Draft (work in progress), July 2003. draft-perera-nemo-extended-00.txt.
[17] K. Lee, J. Park, and H. Kim, "Route Optimization for Mobile Nodes in Mobile Network based on Prefix Delegation," in 58th *IEEE Vechicular Technology Conference*, vol.3, pp.2035-2038, Oct. 2003.
[18] K.-J. Lee, J.-H. Jeong, J.-S. Park, and H.-J. Kim, "Route Optimization for Mobile Nodes in Mobile Network based on Prefix Delegation," Internet Draft (work in progress), Feb. 2004. draft-leekj-nemo-ro-pd-02.txt.
[19] T. Ernst, "Network Mobility Support Goals and Requirements," RFC 4886 (Informational), July 2007.

송 정 욱

2000년 건국대학교 물리학 학사. 2004년 건국대학교 컴퓨터공학 석사. 2008년 건국대학교 컴퓨터공 박사. 2008년 3월~2009년 2월 건국대 컴퓨터공학과 BK21 u-멀티미디어 서비스팀 박사후 연구원 2009년 3월~현재 건국대 컴퓨터공학과 BK21 u-멀티미디어 서비스팀 연구교수. 관심분야는 미래 인터넷, 모바일 인터넷

한 선 영

1977년 서울대학교 계산통계학 학사. 1979년 한국과학기술원 전산학 석사. 1988년 한국과학기술원 전산학 박사. 1981년 3월~현재 건국대학교 컴퓨터 공학부 교수. 1998년 1월~1999년 1월 미국 Maryland 대학 컴퓨터학과 객원교수. 관심분야는 미래인터넷, 모바일 인터넷, 오버레이 멀티캐스트, IPTV