

계층적 이동 IPv6 환경에서 지연갱신전략을 이용한 위치등록 비용 감소

(Cost Reduction of Location Registration using the Lazy Update Strategy in Hierarchical Mobile IPv6)

이 명 규 [†] 황 종 선 ^{**}
(Myung-Kyu Yi) (Chong-Sun Hwang)

요 약 이동 IP는 인터넷에서 호스트의 이동성을 제공하기 위한 효율적이고 확장성 있는 기법이다. 이동 IP를 이용하여, 이동노드는 IP주소의 변경없이 인터넷에서 이동할 수 있다. 하지만, 이동 IP는 위치등록을 위한 높은 통신비용을 요구한다. 이러한 통신비용을 감소시키기 위하여 이동 사용자들의 통신패턴을 조사해본 결과, 이동 사용자들이 실제 통신하는 시간이 많지 않다는 사실에 주목하게 되었다. 실제, 이동노드가 통신하지 않는 유휴상태에서 이동중인 이동노드는 위치등록을 위한 바인딩 갱신 메시지를 홈 에이전트에게 보낼 필요가 없다. 이러한 관점에 의해서, 본 논문에서는 계층적 이동 IPv6 환경에서 포워딩 포인터를 사용하여 통신 비용을 최소화하는 갱신지연전략을 제안한다. 제안 기법은 이동중인 이동노드가 통신하지 않는 동안 발생하는 불필요한 바인딩 갱신 메시지를 제거함으로써 통신비용을 최소화함에 있다. 제안 기법에서 바인딩 갱신 메시지는 이동노드가 통신하는 무휴상태에서만 전송된다. 이동노드가 유휴상태일 경우, 바인딩 갱신 메시지는 포워딩 포인터를 이용하여 무휴상태가 될 때까지 지연된다. 따라서, 이동노드가 유휴상태인 경우 불필요한 바인딩 갱신 메시지를 제거함으로써 위치등록 비용을 감소시킬 수 있다. 또한, 이동노드가 유휴상태일때 핑퐁효과로부터 발생하는 불필요한 위치등록 비용을 감소시킬 수 있다. 이산 분석 모델을 이용하여 분석한 결과는 제안 기법을 이용하여 위치등록 비용을 감소시킬 수 있음을 보여준다.

키워드 : 이동컴퓨팅, 위치관리, 갱신지연전략, 위치등록, 등록비용

Abstract Mobile IP provides an efficient and scalable mechanism for host mobility within the Internet. Using Mobile IP, mobile nodes may change their point of attachment to the Internet without changing their IP address. However, it would result in a high signaling cost. To reduce the signaling cost, we factor in the fact that mobile users will not be actively communicating much of the time. In fact, there is no necessity to send a binding update message to the home agent when an mobile node does not communicates with others while moving. From this point of view, we propose a lazy update strategy for minimizing signaling cost using the forwarding pointer in hierarchical Mobile IPv6. In our proposal, binding updates are sent only when a mobile node is in a busy mode. If an mobile node is in a dormant mode, binding update messages are delayed until busy mode using the forwarding pointer. As a result, our proposal can reduce the total signaling cost by eliminating unnecessary binding update messages when a mobile node is in a dormant mode. In addition to, our proposal reduces unnecessary location update cost resulting from ping-pong effect under mobile node's dormant mode. Analysis results using the discrete analytic model presented in this paper shows that our proposal can has superior performance than hierarchical Mobile IPv6 when the call-to-mobility ratio is low and the length of the forwarding pointer chain K is low.

Key words : Mobile computing, Mobile IPv6, Hierarchical Mobile IPv6, Lazy Update, Location Management

[†] 비 회 원 : 고려대학교 컴퓨터학과
kainos@disys.korea.ac.kr
^{**} 종신회원 : 고려대학교 컴퓨터학과 교수
hwang@disys.korea.ac.kr
논문접수 : 2004년 1월 7일
심사완료 : 2004년 12월 31일

1. 서론

무선 및 이동 환경은 유선 환경과 비교하여 서비스 이용자와 제공자들에게 또 다른 도전을 주고 있다. 이동 사용자는 사용자가 가지고 있는 개인 노트북이나 PDA

을 이용하여, 언제 어디서나 인터넷을 사용할 수 있는 환경을 요구하고 있다. 하지만, 기존의 인터넷 프로토콜은 호스트의 이동성을 지원하지 않으며, 기존의 IP주소 체계와 라우팅 기법이 가지고 있는 한계를 극복하기 위하여 이동 IP라는 인터넷 기반 이동 서비스 기술을 요구하게 되었다[1]. 이동 IP는 인터넷에서 호스트의 이동성을 제공하기 위한 효율적이고 확장성 있는 기법이다. 사용자는 이동 IP를 이용하여 인터넷에서 IP 주소를 변경하지 않더라도 위치를 변경할 수 있다.

이동 IPv4 환경에서 이동 IP는 다음과 같이 동작한다. 이동노드(MN: Mobile Node, 이하 MN)는 홈 네트워크(Home Network)로부터 기존의 인터넷 프로토콜에서 제공하는 영구적인 IP 주소인 홈 주소(Home Address)를 부여받을 뿐 아니라, 이동노드가 새로운 위치로 이동할 때마다 얻는 임시주소(Care of Address, 이하 CoA)를 부여받는다. 호스트의 이동성을 지원하기 위하여 홈 네트워크에는 하나 이상의 홈 에이전트(HA: Home Agent, 이하 HA)가 존재한다. HA는 각각의 이동노드의 홈 주소와 CoA에 대한 바인딩 정보(Binding Information)를 바인딩 캐쉬(Binding Cache)가지고 있어서 호스트의 이동성을 지원 할 수 있다. 상대노드(CN: Correspondent Node, 이하 CN)가 패킷을 이동노드(MN: Mobile Node, 이하 MN)에게 전송하기 위해서는 패킷을 먼저 홈 네트워크(Home Network)로 전송한다. 만약, MN이 외부 네트워크(Foreign Network)에 있다면, HA에서 패킷을 가로채어 바인딩 정보를 이용하여 터널링을 한후 MN의 임시주소(Care-of-Address, 이하 CoA)로 전송한다. 이러한 라우팅 경로를 삼각 라우팅이라고 한다. 일반적으로 삼각 라우팅의 경로는 최적화된 경로보다 긴 것으로 알려져 있다. 그동안 이러한 문제를 해결하기 위해서 많은 연구가 진행되었다[2-4].

이동 IPv4는 IPv4 프로토콜의 어플리케이션 계층을 이용하여 구현되었지만, 이동 IPv6는 IP 계층에서 구현되었기 때문에 최적화 경로를 제공하는 것이 필수적이다.[5] IPv6를 지원하는 라우터는 터널링을 위한 캡슐화를 제공하기 때문에, 각 라우터는 네트워크상의 HA와 같은 서비스를 제공할 수 있다. 이동 IPv6는 이동 IPv4와 비슷하게 동작한다. MN이 외부 네트워크로 이동하게 되면, 현재의 CoA를 알리기 위해서 HA와 통신중인 CN에게 바인딩 갱신(Binding Update, 이하 BU) 메시지를 전송한다. HA나 CN은 BU 메시지를 성공적으로 받았다는 것을 알리기 위해서 BU 메시지를 받으면 바인딩 응답(Binding Acknowledgement, 이하 BA) 메시지를 전송한다. 만약 CN이 MN의 CoA를 알고 싶은 경우 바인딩 요청(Binding Request, 이하 BR) 메시지를 MN에게 전송할 수 있다. CN이 MN의 CoA를 알고 있

다면, HA를 통하지 않고 MN에게 직접 전송할 수 있으므로 최적화된 경로를 제공한다.

이동 IPv6 환경에서 CN은 MN의 CoA를 자신의 바인딩 캐쉬에 저장함으로써 최적화된 경로를 통하여 MN에게 패킷을 전송할 수 있다. 하지만, MN이 이동할때마다 HA에게 BU 메시지를 전송해야 한다. 따라서, HA에게 부과되는 위치등록 비용의 문제가 발생한다. HA를 통한 위치등록은 HA의 부담을 증가시킬 뿐 아니라, 네트워크 지연을 증가시키고, 네트워크 자원을 낭비시킨다. 이러한 문제를 해결하기 위하여 이동 사용자들의 통신 패턴을 조사해본 결과, 이동 사용자들이 실제 통신하는 시간이 많지 않다는 사실에 주목하게 되었다[6]. 실제, 이동노드가 통신하지 않는 유휴상태에서는 이동노드의 위치등록을 위한 바인딩 갱신 메시지를 보낼 필요가 없다. 이러한 관점에 의해서, 본 논문에서는 계층적 IPv6 환경(Hierarchical Mobile IPv6, 이하 HMIPv6)에서 갱신지연전략을 이용하여 위치등록 비용을 줄이는 기법을 제안한다. 제안 기법에서 BU 메시지는 이동노드가 통신하는 무휴상태에서만 HA나 CN에게 보내진다. MN이 유휴상태에 있는 경우, 바인딩 갱신메시지는 포워딩 포인터(Forwarding Pointer)를 이용하여 무휴상태가 될 때까지 지연된다. 따라서, 본 논문에서 제안 기법을 이용하여 MN이 유휴상태일때 발생하는 불필요한 바인딩 갱신 메시지를 제거함으로써 위치등록 비용을 감소시킬 수 있다. 또한, 제안 기법을 이용하면 이동노드가 유휴상태일때 평효효과로부터 발생하는 불필요한 위치등록 비용을 감소시킬 수 있다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서 HMIPv6에 대한 관련 연구를 기술한다. 3장은 제안 기법을 위한 시스템 모델에 대하여 설명한다. 4장에서는 갱신지연기법을 이용하여 새로운 위치등록 및 패킷전송 절차에 대하여 설명하고, 5장에서는 제안 기법의 성능을 평가하기 위한 모델을 제시하고 이 모델에 따른 비용을 산출한 후, 제안 기법의 성능을 HMIPv6의 성능과 함께 비교 분석한다. 그리고 마지막으로 6장에서는 본 논문에 대한 결론 및 향후 연구과제에 대해 논의한다.

2. 기존 연구 및 문제점 분석

최근 이동 IP에서 HA에 부과되는 네트워크 부하와 위치등록 비용을 줄이기 위하여 많은 연구들이 진행되었다. [7]에서는 호스트 이동성의 지역성을 활용하여 로컬영역과 단골호스트(patron host)의 개념을 도입한 기법을 제안하였다. 이 기법은 MN이 자주 방문했던 서브넷(subnet)과 자주 통신했던 호스트의 목록을 유지함으로써 MN의 위치등록 비용을 상대적으로 줄일 수 있는 장점이 있다. 하지만, 이러한 기법은 이동 에이전트와

이동 라우터들에게 받은 패킷을 터널링할 수 있는 추가적인 비용을 요구할 뿐 아니라, 받은 패킷을 포워딩해야 하는 어려움이 존재한다.

[4]에서는 전역적 이동성으로부터 지역적 이동성을 분리하는 계층적인 구조를 제안하였다. 지역적 핸드오프는 MN의 CN에게 지역적이고 투명적으로 관리되어야 한다. 따라서, 이 기법에서는 사이트(Site) 간의 이동성을 관리하게 위하여 사이트 내부 이동성을 위한 프로토콜과 외부 이동성을 위한 프로토콜을 다르게 설계함으로써 위치등록 비용을 감소시킬 수 있었다. 먼저, 이러한 기법의 지원을 위하여 사이트라고 불리우는 관리영역을 정의한다. 이 영역은 캠퍼스나 학교, ISP과 같은 영역이 될 수 있으며, 사이트 내의 MN의 바인딩 정보를 경계 라우터에 저장하여 이동성을 관리한다. MN은 새로운 사이트로 이동할때마다 두개의 CoA를 받는다. 두개의 CoA중 하나는 MN이 사이트의 내부에서 이동할 경우 부여받는 CoA로써 개인 CoA(Private CoA, 이하 PCoA)라고 하며, 다른 하나는 MN이 사이트 외부에서 이동할 경우 부여받는 CoA로써 가상 CoA(Virtual CoA, 이하 VCoA)라고 한다. MN은 두개의 CoA를 부여받은 후, CN의 위치에 따라 PCoA 또는 VCoA를 포함한 BU 메시지를 전송한다. 따라서, MN이 도메인 내에서 이동할 경우에는 외부에 위치한 CN에게는 BU 메시지를 전송하지 않는다. 이와같은 방법은 지역적인 이동성을 CN에게 은폐함으로써 위치등록 비용 및 네트워크 부하를 감소시킬 수 있는 장점이 있다.

[3]에서는 2단계 계층적 구조를 사용하여 도메인 간의 이동성과 도메인 밖의 이동성을 구분하고, CN에게 두개의 CoA를 캐쉬하도록 하였다. 두개의 CoA 중의 하나는 MN의 임시적인 주소로 CoA_M라고 하며, 이동 IPv6 에서 얻는 주소와 동일하다. 다른 하나는 CoA_D라고 하며, 이 주소는 현재 MN이 방문하고 있는 도메인 에이전트(Domain Agent, 이하 DA)의 주소이다. DA는 현재 방문하고 있는 MN의 바인딩정보를 관리한다. 한편, 이 기법에서는 두개의 라이프타임(Lifetime) 값을 사용한다. 두개의 라이프타임 값중의 하나는 LT_M이라고 하며, 이동 IPv6 기법에서 MN의 라이프타임 값과 동일하다. 다른 하나는 LT_D라고 하며, 도메인 라이프 타임 값을 가진다. BU의 대역폭을 줄이기 위해서, DA 또는 도메인 내부의 존재하는 CN (이하, 내부 CN) 에게는 LT_M 값으로 BU를 전송하며, HA 또는 도메인 외부에 존재하는 CN (이하, 외부 CN) 에게는 LT_M 값과 LT_D 값으로 BU를 전송한다. MN의 임시 주소와 관련된 라이프타임 값이 파기되기 전까지 CN은 MN에게 패킷을 전송한다. 만약, 라이프타임 값이 파기되었지만 DA와 관련된 라이프 타임값이 파기되지 않으면, CN은 DA에

게 패킷을 전송한다.

지금까지 살펴본 바와 같이 기존 기법들은 계층적 이동 IPv6 환경을 통하여 전역적 이동성으로부터 지역적 이동성을 구분하였고, 이를 통하여 위치등록 비용을 줄일 수 있었다. 하지만, MN이 다른 도메인으로 이동함으로써 전역적 이동성을 발생하는 경우, 위치등록을 위한 BU 메시지를 HA에게 전송 할 수 밖에 없다. HMIPv6는 MN의 지역적 이동성을 기반으로 위치등록 비용을 줄일 수 있었지만, HA와 관련된 위치등록 비용과 네트워크 부하를 본질적으로 피할 수 없다. 또한, MN에 대한 바인딩 정보를 가지고 있는 내부CN의 경우를 생각해 보자. 이러한 경우, MN의 라이프타임 값이 파기되기 전까지는 비록 CN과 통신하지 않더라도, MN이 이동할 때마다 BU 메시지를 전송할 수 밖에 없다. BU 메시지로 인해 발생하는 위치등록 비용을 감소시키기 위해서, MN이 실제로 통신하는 시간을 관찰해본 결과, [6]의 결과로부터 실제 MN이 통신하는 시간은 많지 않다는 것을 알게 되었다. 사실, MN이 통신하지 않는 유휴시간(Idle Time)동안에는 CN에게 BU를 전송할 필요가 없다. 이러한 관점에 의하여, 본 논문에서는 계층적 IPv6 환경에서 갱신지연전략을 이용하여 위치등록 비용을 줄이는 기법을 제안한다. 제안된 기법은 MN이 실제로 통신하고 있는 무휴시간(Active Time)에만 BU 메시지를 전송한다. MN이 유휴상태일때는 포워딩 포인터를 이용하여 BU 메시지의 전송은 무휴상태가 될 때까지 지연시킨다. 따라서, MN이 유휴상태일 경우 불필요한 BU 메시지 전송을 제거함으로써 위치등록 비용을 감소시킨다.

3. 시스템 모델

본 장에서는 제안된 기법을 위한 시스템 모델에 대하여 기술한다.

3.1 시스템 구조

기존의 계층적 이동 IPv6 기법[3,4,8] 동일하게 도메

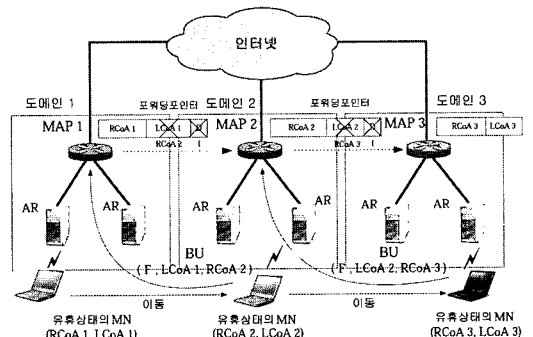


그림 1 제안한 기법에서의 시스템 모델

인 내의 이동성과 도메인 밖의 이동성을 구분하기 위하여 그림 1과 같이 도메인이라고 불리는 도메인 영역을 정의한다.

도메인은 회사 네트워크나, ISP 네트워크, 캠퍼스 네트워크 또는 LAN들의 집합이 될 수도 있다. 또한, 이러한 계층적 구조를 적용하기 위하여 기존의 기법과 동일한 이동 앵커 포인트(Mobility Anchor Point, 이하 MAP)를 이용한다. MAP은 현재 도메인을 방문중인 각 MN의 바인딩 정보를 관리하는 라우터이며, 외부 네트워크에서는 지역적인 HA로써 동작한다. 본 논문에서 제시하는 시스템 모델은 기존의 기법들과 비슷하지만, MAP은 MN의 상태비트와 주소모드 비트와 같은 추가적인 바인딩 캐쉬 항목을 가진다. 또한, 그림 2와 같이 무휴 타이머 값을 사용하여 MN의 상태를 구분하였다. MN이 지속적으로 통신할 경우에 MN은 무휴상태에 있다. 또한, MN이 지속적으로 통신하지 않지만 무휴 타이머의 값이 파기되지 않는 경우는 중재상태에 있다. 무휴 타이머의 값이 파기되기전에 MN이 패킷을 전송하거나 수신하면 MN은 무휴상태가 된다. 중재상태는 실제적으로 무휴상태일 때와 동일하게 작동한다. 따라서, 본 논문에서 제안하는 기법을 설명하기 위해서, 성능분석을 제외한 나머지 부분에서는 중재상태는 무휴상태와 동일한 것으로 간주한다. 중재상태에 있는 MN이 무휴 타이머의 값이 파기될때까지 패킷을 전송하거나 수신받으면, MN은 유휴상태가 된다. 유휴상태에 있는 MN이 패킷을 전송하거나 수신하는 경우, MN은 무휴상태로 바뀐다. 무휴 타이머의 값은 구현방법에 따라 다른 값을 사용할 수 있지만, 과도한 유휴상태와 무휴상태의 전환을 하지 않도록 하기 위해서 절적인 값을 가져야 한다.

제안 기법에서, MAP은 그림 3과 같이 추가적인 바인딩 캐쉬 정보를 사용한다. 주소모드 항목은 바인딩 정보에 있는 CoA의 항목이 MN의 CoA(LCoA, 이하 LCoA) 인 경우 'D' 비트, 이웃한 MAP의 CoA(RCoA, 이하 RCoA)인 경우 'I' 비트로 설정한다. 최근, 네트워크

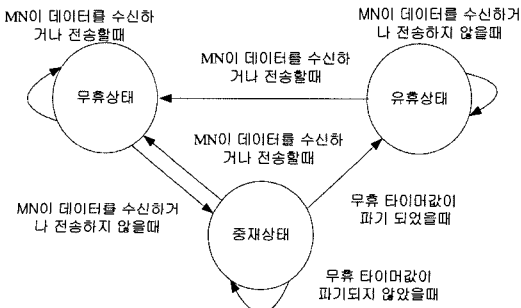


그림 2 무휴 타이머값에 의한 MN의 상태도

크와 데이터베이스의 부하를 줄이기 위해서 포워딩 포인터 기법들이 소개되었다[9,10]. 마찬가지로, 본 논문에서는 MN이 유휴상태일때 HA에 부과되는 위치등록 비용을 줄이기 위해서 포워딩 포인터 기법을 적용한다. 따라서, 이동하기 이전의 MAP이 바인딩 캐쉬에 포워딩 포인터를 가지고 있다는 것은, 해당 MN이 이동한 새로운 MAP의 주소를 가지고 있다는 것을 의미한다. 기존의 HMPv6에서 MN이 새로운 영역으로 이동하게 되면, MN의 상태와 상관없이 HA에 BU 메시지를 전송해야 한다. 하지만, 제안하는 기법에 따르면, MN이 유휴상태일때는 CN이나 HA에게 BU 메시지를 보낼 필요가 없다. 따라서, MN이 유휴상태에서 다른 도메인 영역으로 이동할 경우에는 HA에 BU 메시지를 보내지 않는 대신, 그림 1과 같이 이전의 MAP에서 새로운 MAP으로 포워딩 포인터를 설정한다. 그림 1에서 MN은 유휴상태에 있으며, 첫 번째 도메인 1에서 도메인 2를 통해 도메인 3으로 이동하고 있다. 이러한 경우, MN은 새로운 도메인으로 이동할 때 마다, 포워딩 지시를 나타내는 'F' 비트가 설정된 BU 메시지를 이전 MAP에게 전송한다. 그 결과, 도메인 1에서 도메인 3까지 포워딩 경로가 생성된다. 제안 기법에서는 포워딩 포인터를 이용하여, MN이 유휴상태일때 발생하는 BU 메시지를 감소시켜 위치등록 비용을 줄일 수 있다. 하지만, 위치등록 비용을 줄이는 대신에 패킷전송 비용이 증가하게 되므로, 과도한 패킷전송 비용이 발생하지 않도록 포워딩 포인터 체인의 길이는 제한되어야 한다.

3.2 변경된 바인딩 갱신 메시지 형식

포워딩 포인터 설정을 지원하기 위하여, 본 논문은 기존의 BU 메시지에 그림 4와 같이 유휴통지(Dormant Notification, 이하 'D') 비트와 포워딩통지(Forwarding Notification, 이하 'F')와 같은 여분의 비트를 추가한다.

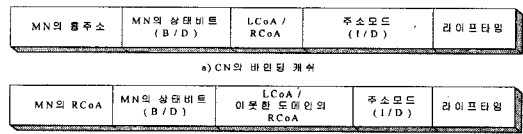


그림 3 변경된 바인딩 캐쉬 항목

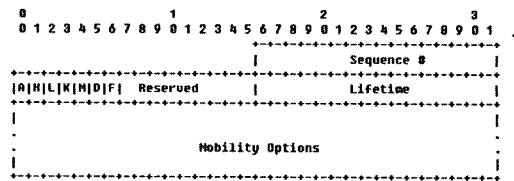


그림 4 변경된 바인딩 갱신(BU) 메시지 형식

만약, 'D' 비트가 설정된 채로 BU 메시지를 보내게 되면, BU 메시지를 보내는 MN이 유희상태에 있다는 것을 의미한다. 이러한 BU 메시지의 출발지 주소(Source Address)에는 MN의 RCoA의 값이 설정되며, 홈 주소 선택(Home Address Option) 항목에는 MN의 홈 주소가 설정되어 있다. 만약, 'F' 비트가 설정된 경우, 이 메시지를 받은 MAP은 해당 MN의 LCoA 대신에 BU 메시지에 포함되어 있는 새로운 RCoA를 캐싱함으로써 포워딩 포인터를 설정한다. 이러한 BU 메시지의 출발지 주소에는 MN이 새로운 도메인 영역으로 이동하기 이전의 LCoA값을 설정하며, 홈 주소 선택항목(Home Address Option)항목에는 홈 주소 대신에 새로운 RCoA 값을 설정한다.

4. 지연 갱신 전략

본 장에서는 제안된 기법의 위치등록 절차와 패킷전송 절차를 기술한다.

4.1 위치등록 절차

일반적으로, MN은 두개의 도메인 사이를 자주 왕래하는 이동패턴을 가지며, 이러한 이동 패턴을 핑퐁 효과라고 한다. 핑퐁효과는 HMIPv6에서 위치등록 비용을 증가시킨다. 이러한 핑퐁효과를 방지하기 위해서, 각 MN은 IRCOA과 K 값과 같은 추가적인 정보를 가진다. IRCOA 값은 MN이 유희상태로 진입했을 때 최초의 RCoA의 값이다. IRCOA값은 MN이 무휴상태로 변경할 때 현재의 RCoA와 비교하여, 현재의 RCoA과 동일한 경우 HA에게 BU 메시지를 전송하지 않아도 되므로 위치등록 비용을 감소시킨다. K 값은 MN이 유희상태에 있는 동안 이동한 총 도메인의 수를 나타내며, 포워딩 포인터 체인의 길이를 의미한다. 또한, K 값은 MN이 유희상태로 바뀌게 되면, 최초 값인 1로 재설정하며, 이후 MN이 다른 도메인으로 이동할 때마다 증가한다.

4.1.1 MN이 동일한 도메인 영역으로 이동하는 경우

MN이 새로운 MAP 영역으로 이동하면, MN은 두개의 CoA를 할당 받는다. 하나는 MAP의 링크상에 있는 RCoA이며, 다른 하나는 현재 링크상에 있는 LCoA이다. MN이 무휴상태에 있을 경우, MN은 HMIPv6[8]와

동일하게 작동한다. MN이 유희상태에 진입하면, 현재의 RCoA를 IRCOA 값으로 설정한후 K 값을 1로 설정한다. 유희상태에 있는 MN은 CN에게 유희상태를 알리기 위해서, 바인딩 캐쉬의 라이프 타임 값이 종료되지 않는 내부 CN들에게 'D' 비트를 설정한 BU 메시지를 전송한다.

이 BU 메시지는 MN이 최초 유희상태로 변경되었을 때 RCoA 값을 포함하고 있다. 또한, 'D' 비트가 설정된 BU 메시지를 받은 내부 CN들은 자신의 바인딩 캐쉬에서 해당 MN의 주소모드를 'I' 모드로 변경하고, 바인딩 캐쉬에서 해당 MN의 LCoA를 BU 메시지에 포함되어 있는 RCoA 값으로 변경한다. 만약, 이와같은 내부 CN이 유희상태에 있는 MN에게 메시지를 전송하고자 한다면, 최초 패킷을 BU 메시지에 포함되어 있는 RCoA로 전송해야 한다. 유희상태에 있는 MN은 위치를 변경하더라도 유효한 라이프타임 값을 가지고 있는 내부 CN에게 BU 메시지를 전송할 필요가 없다. 유희상태에 있는 MN이 도메인 내에서 이동하는 경우 MAP에게만 'D'비트가 설정된 BU 메시지를 전송한다. 유희상태에 있는 MN은 어떠한 경우에도 CN이나 HA에게 BU 메시지를 전송하지 않는다. 바인딩 정보를 위한 위치등록 절차가 그림 5와 그림 6에 표시되어 있다.

4.1.2 MN이 다른 도메인 영역으로 이동하는 경우

유희상태에 있는 MN이 다른 도메인으로 이동하는 경우, MN은 K(즉, 포워딩 포인터)의 값을 하나 증가시킨다. 만약, K값이 최대 허용치와 동일한 경우, MN은 HA와 MAP에 위치등록한 후, 이전에 'D'비트가 설정된 BU 메시지를 보냈던 내부 CN중에서 아직 라이프타임 값이 종료되지 않는 경우 BU 메시지를 전송한다. 마지막으로, MN은 자신의 상태를 무휴상태로 변경하고 K 값을 1로 설정한다. 만약, K값이 최대 허용치보다 작은 경우, MN은 새로운 도메인 영역의 MAP에게 'D'비트가 설정된 BU 메시지를 전송한다. 그리고, 새로운 MAP은 자신의 캐쉬항목에 MN에 관한 사항을 추가한 후 BA 메시지를 전송한다. 새로운 MAP에 MN의 등록이 끝나게 되면, MN은 'F'비트가 설정된 BU 메시지를 이전의

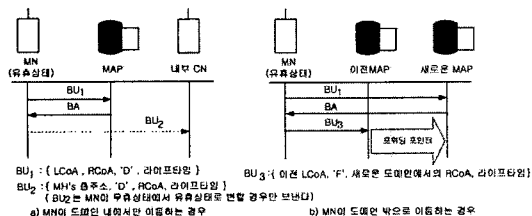


그림 5 도메인 이동에 따른 위치등록 절차

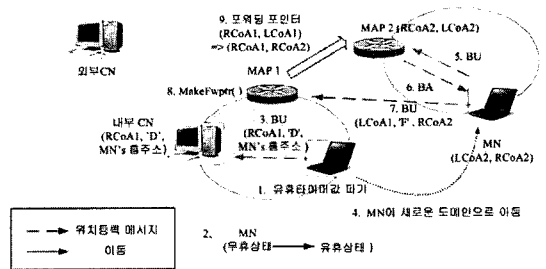


그림 6 위치등록 절차

```

LazyBindingUpdate (
    유희상태에 있는 MN이 패킷을 전송하거나 수신하는 경우 :
    IF( K ≠ 1 또는 IRCoA ≠ 현재의 RCoA )
        MN은 HA에게 위치등록을 위해 BU 메시지를 전송;
    )
    MN은 이전의 'D'비트가 설정된 BU 메시지를 받은 CN중에서 라이프타임
    값이 남아 있는 경우 BU 메시지를 전송;
    MN의 유희상태를 무휴상태로 전환;
    MN의 K값을 초기값 1로 재설정;
)
    
```

그림 7 지연된 바인딩 갱신 절차

MAP에게 전송한다. 'F'비트가 설정된 BU 메시지에는 새로운 도메인 영역에서 생성한 RCoA에 포함되어 있으므로, 이전의 MAP은 자신의 바인딩 캐쉬 항목에서 해당 MN의 정보를 새로운 RCoA로 변경한다. 그 결과, 이전 MAP에서 새로운 MAP로 포워딩 포인터가 설정된다. 따라서, MN은 HA에게 BU 메시지를 전송할 필요가 없다.

4.1.3 지연된 위치등록 절차의 수행

MN이 CN으로부터 데이터를 전송하거나 전송받게 되면, MN은 유희상태에서 무휴상태로 변경된다. 따라서, MN은 그림 7과 같이 LazyBindingUpdate절차를 수행해야 한다. 우선, MN은 자신의 IRCoA 값과 K 값을 조사한다. 만약, K 값이 1보다 크거나 IRCoA 값이 현재의 RCoA 값과 동일하지 않다면, MN은 HA에게 BU 메시지를 전송하여 위치등록을 해야한다. 그와 반대로, K 값이 1이거나 IRCoA 값이 현재의 RCoA와 동일하다면, HA에게 BU 메시지를 전송할 필요가 없다. 그리고, MN은 MN의 상태변화를 통보하기 위하여, 이전의 'D'비트가 설정된 BU 메시지를 전송한 CN중에서 라이프타임값이 남아있는 경우 BU 메시지를 전송한다. 마지막으로 MN은 자신의 상태를 무휴상태로 변경한후 K 값을 1로 재설정한다. 본 논문에서 제시하는 기법을 이용하여, BU 메시지를 통한 위치등록 비용을 줄일 수 있다. 하지만, 유희상태에 있는 동안 CN이나 MN이 패킷을 전송하는 경우 패킷전송 비용은 증가하게 되므로, 포워딩포인터의 길이는 제한되어야 한다.

4.2 패킷전송 절차

본 절에서는 제안 기법에서 MN으로 패킷을 전송하거나 수신하는 절차에 대하여 기술한다. MN이 무휴상태에 있는 경우에는 기존의 패킷전송 절차와 동일하다. 하지만, MN이 유희상태에 있는 경우에는 그림 8과 그림 9과 같이 동작한다.

MN이 CN에게 패킷을 전송하는 경우, MN이 보내는 메시지와 함께 BU 메시지를 CN에게 전송한다. 하지만, CN이 MN에게 패킷을 전송하는 경우에는 다음과 같은 절차를 따른다.

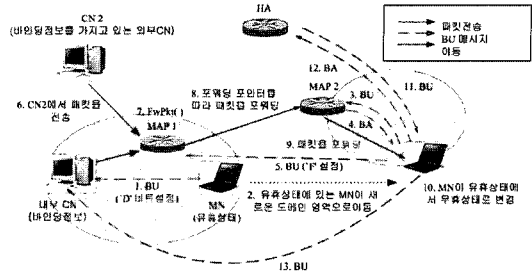


그림 8 제안된 기법에서의 패킷전송 절차

첫째, CN이 MN에 대한 바인딩 정보를 가지고 있지 않은 경우,

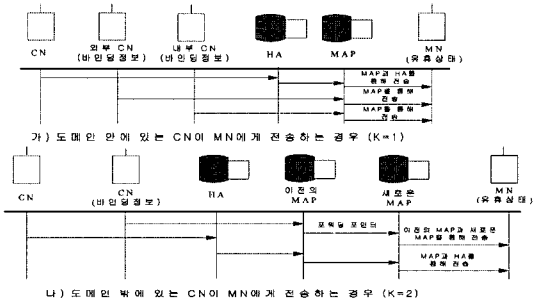


그림 9 제안된 기법에서의 패킷전송 절차

기존의 HMIPv6와 동일하게 MN의 홈 주소로 패킷을 전송한다. CN으로부터 홈 주소로 전송된 패킷은 HA를 통하여 MN으로 전송된다.

둘째, CN이 MN에 대한 바인딩 정보를 가지고 있는 경우,

```

FwdPkt {
    MN은 CN으로부터 보낸 패킷을 비검출화한다.
    IF( 주소모드 = 직접모드 ){
        MAP은 MN에게 패킷을 포워딩한다 :
        Return;
    }
    ELSE {
        /* 주소모드가 간접모드일 경우 */
        MN은 포워딩 책임값을 따라서 새로운 MAP에게 패킷을 캡슐화하여 전달한다 :
        FwdPkt;
    }
}
    
```

그림 10 지연된 바인딩 갱신 절차

이러한 경우 CN은 외부 CN이거나 최초 MN이 유희상태로 전환 시 'D'비트가 설정된 BU 메시지를 수신한 내부 CN이다. 따라서, 다음과 같은 패킷전송 절차를 수행해야 한다. 먼저, CN은 바인딩 캐쉬 정보에 있는 RCoA를 이용하여 MAP으로 패킷을 전송한다. 패킷을 수신한 MAP은 그림 10과 같은 FwdPkt 절차를 수행한

다. 세부절차는 다음과 같다. MAP은 자신의 바인딩 캐쉬정보에서 해당 MN의 주소모드를 조사한다. 만약, 주소모드가 'D'비트로 설정되어 있으면, 바인딩 캐쉬정보에 있는 LCoA를 이용하여 MN에게 패킷을 전송한다. 그렇지 않는 경우, 즉 주소모드가 'T'비트로 설정되어 있는 경우 해당 패킷을 다시 캡슐화하여 바인딩 캐쉬에 있는 RCoA 값을 이용 이웃한 MAP에게 패킷을 포워딩한다. FwdPkt절차는 주소모드가 'D'비트로 설정되어 있을 때까지 지속적으로 수행한다.

5. 성능평가

본 장에서는 기존기법 HMIPv6[8]와 제안 기법의 성능을 비교하기 위한 비용 계산식을 구하고자 한다. 계층적 이동 IPv6 환경에서 통신비용을 HMIPv6라 표기하고, 제안 기법의 통신비용을 LHMIPv6라고 표기한다. 통신 비용을 위한 비용 계산식은 위치등록 비용과 패킷 전송 비용으로 구성한다.

5.1 비용 계산식

5.1.1 HMIPv6의 위치등록 비용

표 1 HMIPv6의 위치등록 비용을 위한 매개 변수

매개 변수	설 명
C_{hm}	HA와 MAP간의 위치등록 비용
C_{mn}	MAP와 MN간의 위치등록 비용
C_{nc}	MN와 CN간의 위치등록 비용
a_h	HA에서 위치정보 등록을 위한 계산 비용
a_m	MAP에서 위치정보 등록을 위한 계산 비용
l_{hm}	HA와 MAP간의 평균 거리 (네트워크의 홉(hop)의 수)
l_{mn}	MAP와 MN간의 평균 거리 (네트워크의 홉(hop)의 수)
l_{mn}	MN와 CN간의 평균 거리 (네트워크의 홉(hop)의 수)
δ_u	위치등록을 위한 비례상수
M	각 MN이 m 번의 이동 중에 도메인 영역 밖으로 나갈 랜덤 변수
k	도메인 영역 내의 총 서브넷 수
N	총 서브넷 수
$\#CN$	실제 MN과 통신하지 않지만 라이프타임 값이 남아있는 CN의 갯수

먼저, 비용 계산을 위한 매개 변수 값을 표 1과 같이 정의한다[13]. 그림 11은 HMIPv6의 위치등록을 위한 MAP과 HA간의 BU 메시지 전송과정을 보여준다. 그림 11에서 보여진 BU 메시지 흐름도에 따라서, HA와 MAP 그리고 CN에 대한 위치등록 비용은 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$C_{HA} = a_h + 2(C_{hm} + C_{mn}) \tag{1}$$

$$C_{MAP} = a_m C_{mn} \tag{2}$$

$$C_{CN} = C_{nc} \tag{3}$$

구하는 비용식을 단순화하기 위해서, HA와 MAP,

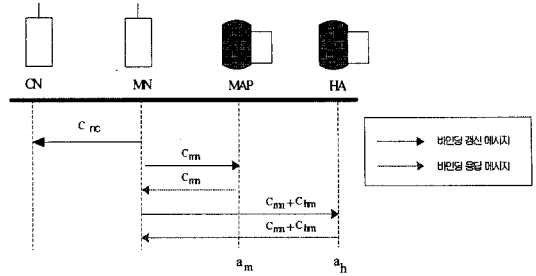


그림 11 HMIPv6의 위치등록 메시지

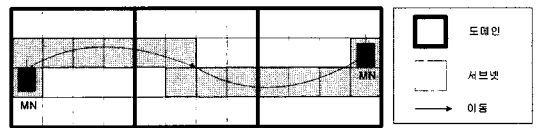


그림 12 MN의 위치등록 비용 산출을 위한 이산모델

CN 과 MN 같은 이동성 에이전트간의 전송 비용은 거리에 비례한다고 가정한다. 따라서, 비례상수 δ_u 를 이용하여, 각 위치등록 비용에 대한 식을 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$C_{HA} = a_h + 2(l_{hm} + l_{mn})\delta_u \tag{4}$$

$$C_{MAP} = a_m + 2l_{mn}\delta_u \tag{5}$$

$$C_{CN} = l_{nc}\delta_u \tag{6}$$

그림 12는 $N=48, K=3, k=16$ 일때, MN이 이동한 이산 시스템 모델을 보여주고 있다. 비용식을 단순화하기 위해서 각 도메인의 서브넷 수 k 와 이동횟수 m 은 동일한 것으로 가정한다. MN이 m 번의 이동후에 도메인 밖으로 이동할 랜덤 변수 M 을 정의하여, MN이 m 번 이동후에 HA에 위치등록을 수행할 확률을 구하면 다음과 같이 표현할 수 있다[13].

$$P_h^m = \frac{N-k}{N-1} \cdot \left(\frac{k-1}{N-1}\right)^{m-2}, \text{ where } 2 \leq m < \infty \tag{7}$$

$$E[M] = \sum_{m=2}^{\infty} m P_h^m = 1 + \frac{N-1}{N-k} \tag{8}$$

한편, 각 MN이 도메인에서 머무는 상주시간을 T_f 라고 정의하고, 각 MN이 도메인에서 상주하는 상주시간은 동일하다고 가정하면, 식 (4)-(8)에 의하여 다음과 같이 단위 시간 당 위치등록 비용을 구할 수 있다.

$$C_{LU} = \frac{E[M]C_{MAP} + C_{HA} + \#CN \cdot E[M] \cdot C_{CN}}{E[M]T_f} \tag{9}$$

5.1.2 HMIPv6의 패킷전송 비용

패킷전송은 실제 전송 비용과 라우팅 계산비용으로 구성한다[13]. 먼저, 비용 계산을 위한 추가적인 매개 변수 값은 표 2와 같다. HMIPv6의 패킷전송 비용을 다음과 같이 표현할 수 있다[13].

$$C_{PD} = v_h + v_m + T_{hm} + T_{mn} + T_{nc} \tag{10}$$

패킷전송 비용은 이동 에이전트간의 거리에 비례하는

표 2 HMIPv6의 패킷전송 비용을 위한 매개 변수

매개 변수	설 명
T_{hm}	HA와 MAP간의 전송 비용
T_{mn}	MAP와 MN간의 전송 비용
T_{nc}	MN와 CN간의 전송 비용
u_h	HA에서 위치정보 등록을 위한 라우팅 계산 비용
u_m	MAP에서 위치정보 등록을 위한 라우팅 계산 비용
λ_α	각 MN에서의 패킷 도착률
δ_D	패킷전송을 위한 비례상수
δ_h	HA에서 패킷전송을 위한 바인딩 캐쉬 탐색 비용에 대한 비례상수
δ_m	MAP에서 패킷전송을 위한 바인딩 캐쉬 탐색 비용에 대한 비례상수

것으로 가정한다. 따라서, 패킷전송을 위한 비례상수 δ_D 를 이용하여 $T_{hm} = l_{hm}\delta_D, T_{mn} = l_{mn}\delta_D, T_{cn} = l_{cn}\delta_D$ 로 표현할 수 있다. 또한, HA에서의 바인딩 캐쉬 탐색 비용을 위한 비례상수 δ_m 와 MAP에서의 바인딩 캐쉬 탐색 비용을 위한 비례상수 δ_h 를 이용하여, $v_h = \lambda_\alpha\delta_h, v_m = \lambda_\alpha\delta_m$ 으로 표현할 수 있다. 따라서, 단위 시간당 패킷전송 비용에 대한 수식을 다음과 같이 구할 수 있다.

$$C_{PD} = (l_{hm} + l_{mn} + l_{cn})\delta_D + \lambda_\alpha(\delta_h + \delta_m) \quad (11)$$

(9) 식과 (11) 식에 의하여 HMIPv6에서 비용 계산식은 다음과 같이 구할 수 있다.

$$C_{TOT}(\lambda_\alpha, T_f) = C_{LU} + C_{PD} \quad (12)$$

5.1.3 LHMIPv6의 위치등록 및 패킷전송 비용

LHMIPv6의 위치등록 및 패킷전송 비용을 구하기 위해서 표 3과 같은 매개 변수 값을 정의한다.

표 3 LHMIPv6의 위치등록 및 패킷전송 비용을 위한 매개 변수

매개 변수	설 명
P_B	MN이 무휴상태가 될 안정상태확률(Steady State Probability)
P_A	MN이 중재상태가 될 안정상태확률
P_D	MN이 유휴상태가 될 안정상태확률
K	MN이 유휴상태일때 이동한 도메인 영역의 수
T_{cm}	CN와 MAP 사이에 패킷전송 비용 (네트워크 홉(hop)의 수)
λ_α	이웃한 MAP 사이의 패킷전송 비용 (네트워크 홉(hop)의 수)
l_{mm}	이웃한 MAP 사이의 평균거리 (네트워크 홉(hop)의 수)
l_{cn}	CN와 MAP 사이의 평균거리 (네트워크 홉(hop)의 수)

또한, 제안 기법의 성능을 비교 평가하기 위해서 LC_{TOT} 와 C_{TOT} 를 정의한다. LC_{TOT} 는 LHMIPv6의 위치등록 및 패킷전송 비용을 나타내며, C_{TOT} 는 MN이 유휴상태에 있을때 위치등록 및 패킷전송 비용이다. MN이 무휴상태일때는 HMIPv6와 동일하게 동작한다. 따라

서, LHMIPv6에서 LC_{TOT} 는 C_{TOT} 와 C_{TOT}' 의 합으로 표현할 수 있다. C_{TOT} 의 경우와 마찬가지로 C_{TOT}' 는 MN이 유휴상태일때 위치등록 비용 C_{LU}' 와 MN이 유휴상태일때 패킷전송 비용 C_{PD}' 의 합으로 구할 수 있다. 또한, MN이 무휴상태가 될 안정상태확률(Steady State Probability) P_B 와 중재상태가 될 안정상태확률 P_A , 그리고 유휴상태가 될 안정상태확률 P_D 를 이용하여 LHMIPv6의 위치등록 및 패킷전송 비용을 다음과 같이 구할 수 있다.

$$LC_{TOT} = (P_A + P_B) \cdot C_{TOT} + P_D \cdot C_{TOT}' \quad (13)$$

MN이 유휴상태일 때는 MN의 이동성과 상관없이 무휴상태로 전환할때만 CN와 HA에게 BU 메시지를 전송한다. 따라서, 전역적 이동시 MN은 HA와 CN에게 단지 2번의 BU 메시지를 전송한다. 하지만, 지역적 이동시 MN은 HA에게 1번의 BU 메시지를 전송한다. 따라서, γ 매개 변수를 이용하여 전역적 이동과 지역적 이동에 대한 HA에 대한 위치등록 비용을 $\frac{\gamma}{K}$ 로 표현할 수 있다. 유휴상태에 있는 MN이 다른 도메인으로 이동할때마다 이전의 MAP에게 'F' 비트가 설정된 BU 메시지를 보내야 하므로, MAP에 대한 위치등록 비용은 $(E[M] + 1)C_{MAP}$ 으로 표현할 수 있다. 따라서, MN이 유휴상태일 때 단위시간당 위치등록 비용은 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$C_{LU}' = \frac{(E[M] + 1)C_{MAP} + \frac{\gamma}{k} + \#CN \cdot 2C_{CN}}{E[M]T_f} \quad (14)$$

$$\gamma = \begin{cases} 1 & \text{if } K = 1 \\ 2 & \text{otherwise} \end{cases}$$

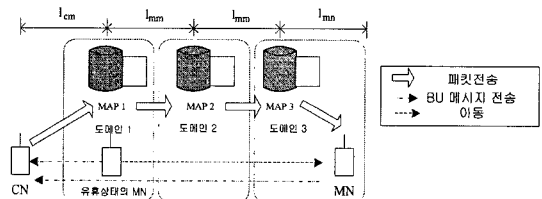


그림 13 제안 기법에 따른 패킷 전송 과정

그림 13은 $K=3$ 일 때, 제안 기법에 따른 패킷전송 과정을 보여주고 있다. 유휴상태에 있는 MN이 도메인 1에서 라이프 타임 값이 파기되지 않은 CN에게 MN의 유휴상태를 알리기 위해 'D' 비트가 설정된 BU 메시지를 전송한 이후, 도메인 2를 거쳐 도메인 3으로 이동하였다. 이와 같은 경우 CN이 MN에게 패킷을 전송하고자 한다면, 패킷을 먼저 MAP1에게 보내야 한다. 이후, 패킷은 두 개의 MAP인 MAP2와 MAP3를 거쳐서 MN

으로 전송한다. 이러한 경우 캡슐화와 비캡슐화를 위한 K개의 계산 비용과 K-1 개의 전송 비용을 요구한다. 따라서, MN이 유휴상태일 때 단위 시간 당 패킷전송 비용은 다음과 같이 구할 수 있다.

$$C'_{PD} = v_h + v_m + T_{hm} + T_{mn} + T_{cm} + K \cdot v_m + (K-1)T_{mn} + T_{mn} \quad (15)$$

(15) 식은 비례상수 δ_D 를 이용하여, 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$C'_{PD} = (l_{hm} + 2l_{mn} + l_{cm} + (K-1)l_{mn})\delta_D + \lambda_\alpha(\delta_h + (K+1)\delta_m) \quad (16)$$

5.1.4 안정상태 확률

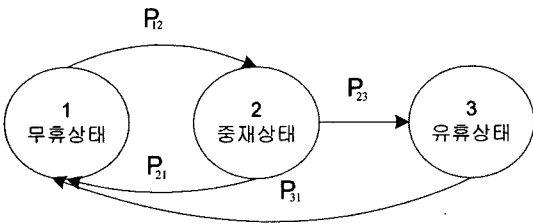


그림 14 MN의 상태도

본 절에서는[12]에서 논의된 것과 비슷하게, MN의 상태에 따른 안정상태 확률 P_A, P_B, P_D 를 각각 구하고자 한다. 그림 14는 MN의 상태도를 나타내고 있다. 먼저, MN이 각 도메인에 상주하는 시간 λ_s 지수분포를 따른다고 가정하고, MN으로 전송되는 패킷 도착률 λ_α 와 MN으로부터 전송되는 패킷 출발률 λ_β 은 포와송 분포를 따른다고 가정한다. 하지만, MN이 유휴상태, 중재상태, 그리고 무휴상태에 상주할 시간은 포와송 분포를 따른다고 이야기하기 어렵다. 따라서, MN의 상태전이 행위는 세미-마코프 과정을 이용하여 분석되어야 한다. 인베디드 마코프 체인의 안정상태 확률은 다음과 같은 식에 의해서 구할 수 있다.

$$\pi_j = \sum_{k=1}^3 \pi_k P_{kj}, j=1,2, \text{ and } 3$$

$$1 = \sum_{k=1}^3 \pi_k \quad (17)$$

(17) 식에서 P_{kj} 는 k 상태에서 j 상태로 전이할 상태전이 확률을 의미한다. 각각의 상태전이확률을 구하기 위해서, T_{kj} 를 구해야 한다. MN이 패킷을 전송하거나 수신하는 경우, MN의 상태는 유휴상태에서 중재상태로 변한다. 따라서, 유휴상태에서 중재상태의 상태전이는 데이터 세션(session)에 의해 이루어진다. 일반적으로 데이터 세션은 파레토(Pareto)분포를 사용하므로, T_{12} 의 확률밀도 함수는 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$f_{T_{12}}(t) = \frac{\alpha \kappa_s^\alpha}{t^{\alpha+1}} \quad (18)$$

(18) 식에서, κ_s^α 는 데이터 세션 전송의 최소값이며, α 는 heavy-tailedness를 따른다. 중재 상태에서부터 상태전이는 데이터 세션에 의해서 발생한다. 따라서, T_{12} 의 확률밀도 함수는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$f_{T_{21}}(t) = \lambda_{\alpha\beta} \cdot e^{-\lambda_\alpha t} \quad (19)$$

$\lambda_{\alpha\beta}$ 는 패킷 도착률과 패킷출발률은 $\lambda_\alpha + \lambda_\beta$ 에 의해 구해진다. 위의 식과 비슷하게, 무휴 타이머가 파기되기 전까지의 중재 상태 상주시간은 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$T_{23} = \begin{cases} T_B & \text{if } M = 0 \\ \sum_{i=1}^M (T_s | T_s < T_B + T_B) + T_B & \text{if } M \geq 1 \end{cases} \quad (20)$$

T_f 와 T_B 는 각각 MN의 도메인 상주시간과 무휴 타이머의 값을 나타내며, M은 무휴 타이머 값이 파기되기 전까지 총 도메인의 수를 나타낸다. 따라서, T_{23} 의 확률 누적 함수는 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$F_{T_{23}} = \Pr \left(\sum_{i=0}^M (T_f | T_f < T_B) + T_B \leq t \right)$$

$$= \Pr \left(\sum_{i=0}^m (T_f | T_f < T_B) + T_B \leq t \right) \Pr(M = m)$$

$$= \Pr \left(\sum_{m=0}^{\infty} T_{s_i} + T_B \leq t \right) (1 - e^{-\lambda_s T_B})^m \cdot e^{-\lambda_s T_B} \quad (21)$$

(21) 식에서 주어진 $T_s < T_B$ 로부터 $T_f = 0$ 일때 유도되는 T_f 의 조건부 확률밀도 함수로부터 T_f 를 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$f_{T_f}(t) = f_{T_f | T_f < T_B}$$

$$= \begin{cases} \lambda_s e^{-\lambda_s t} & \text{if } t < T_B \\ 1 - e^{-\lambda_s T_B} & \text{otherwise} \end{cases} \quad (22)$$

유휴상태에서 무휴상태로의 전환은 MN이 데이터를 수신받거나 전송할 때 이루어지므로, T_{31} 은 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$f_{T_{31}} = \lambda_{\alpha\beta} e^{-\lambda_\alpha t} \quad (23)$$

그림 14에 나타난 것과 마찬가지로 안정상태 전이확률은 인베디드 마코프 체인에 의해서 유도되므로 P_{12} 와 P_{23} 은 1이다. 또한, T_{21} 과 T_{23} 은 서로 독립적이므로, P_{21} 와 P_{23} 은 다음과 같이 구할 수 있다.

$$P_{21} = \int_0^{\infty} f_{T_{21}}(t) \Pr(T_{23} > t) dt$$

$$= 1 - e^{-(\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_s) T_B} - \frac{\lambda_s e^{-\lambda_s T_B} (1 - e^{-(\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_s) T_B})}{\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_s e^{-(\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_s) T_B}} \quad (24)$$

$$P_{21} = \int_0^{\infty} f_{T_{21}}(t) \Pr(T_{23} > t) dt$$

$$= e^{-(\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_r)T_B} + \frac{\lambda_s e^{-\lambda_r T_B} (1 - e^{-(\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_r)T_B})}{\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_s e^{-(\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_r)T_B}}$$
(25)

따라서, 각각의 MN의 상태에 대한 평균상주시간은 다음과 같이 구할 수 있다.

$$E[t_1] = \frac{\kappa_s \alpha}{\alpha - 1}$$
(26)

$$E[t_2] = \frac{P_{21}}{\lambda_{\alpha\beta}}$$

$$= \frac{1}{\lambda_{\alpha\beta}} (1 - e^{-(\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_r)T_B} - \frac{\lambda_s e^{-\lambda_r T_B} (1 - e^{-(\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_r)T_B})}{\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_s e^{-(\lambda_{\alpha\beta} + \lambda_r)T_B}})$$
(27)

$$E[t_3] = \frac{1}{\lambda_{\alpha\beta}}$$
(28)

(26)~(28) 식을 통하여 세미-마코프과정에 의한 안정 상태 확률을 다음과 같이 구할 수 있다.

$$P_k = \frac{\pi_k E[t_k]}{\sum_{i=1}^3 \pi_i E[t_i]}$$
(29)

π_k 와 $E[t_k]$ 은 (17) 식과 (26)~(28) 식에 의하여 구할 수 있다.

5.2 성능 평가

본 절에서는 5.1절에서 구한 비용 계산식에 의하여 몇 가지 실험에 따른 결과를 분석한다. 먼저, 표 4와 같이 성능 평가를 위한 매개 변수 값을 설정한다[12].

표 4 성능 분석을 위한 매개 변수 설정

매개 변수	값	매개 변수	값
N	100	K	1~10
K	1~20	a_h	30
a_m	20	λ_{α}	0.001~10
T_f	0.01~100	δ_D	0.2
δ_U	15	δ_h	15
δ_m	10	$\#CN$	1~10

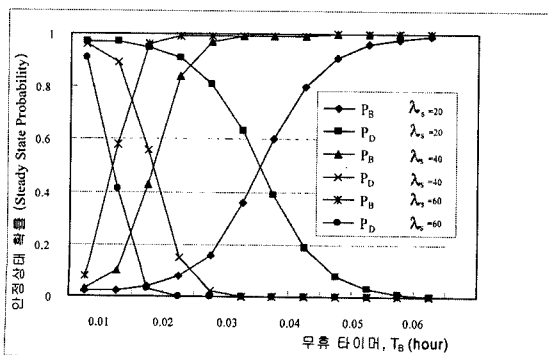
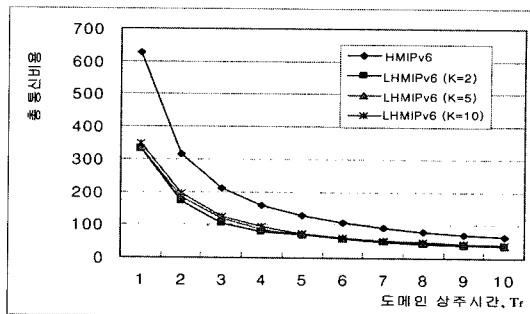
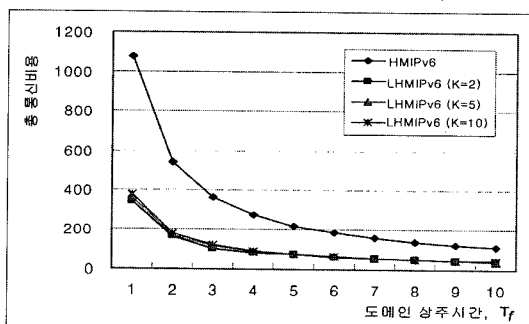


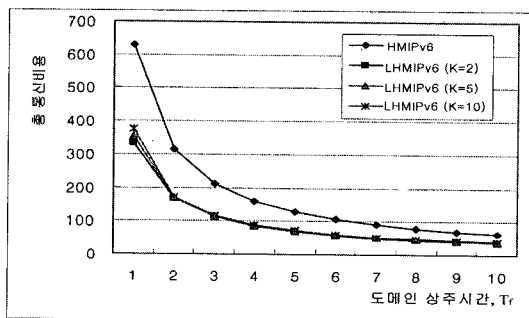
그림 15 무휴 타이머 값에 의한 안정상태 확률 변화



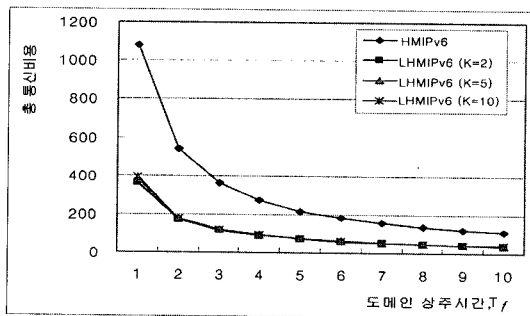
(a) k = 5, # CN = 2



(b) k = 5, # CN = 5

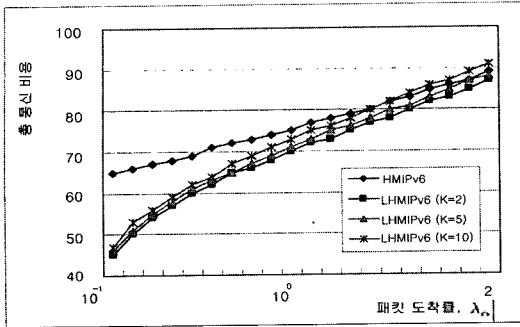


(c) k = 10, # CN = 2

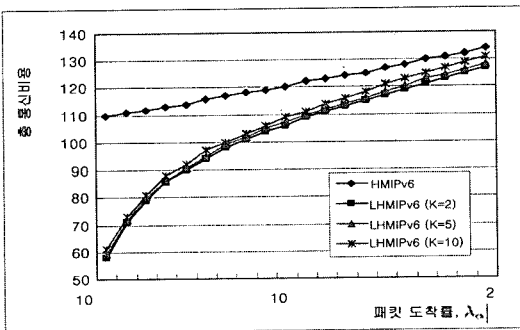


(d) k = 10, # CN = 5

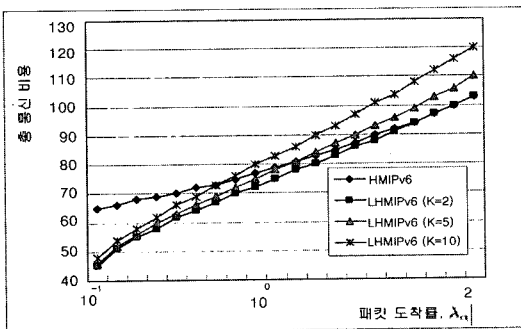
그림 16 도메인 상주시간에 의한 통신 비용 비교



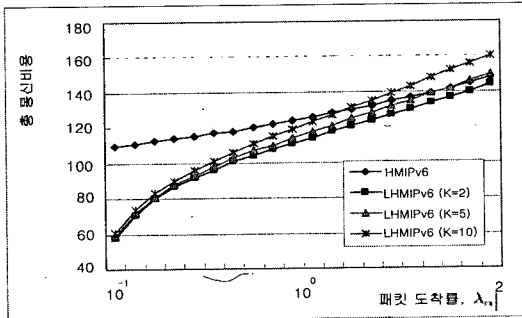
(a) k = 5, # CN = 2



(b) k = 5, # CN = 5

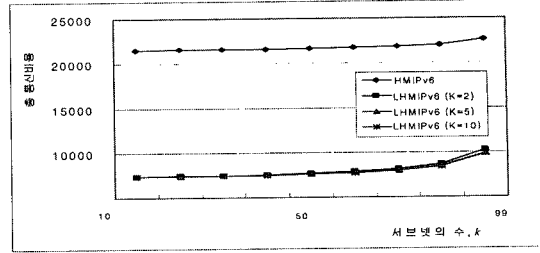


(c) k = 10, # CN = 2

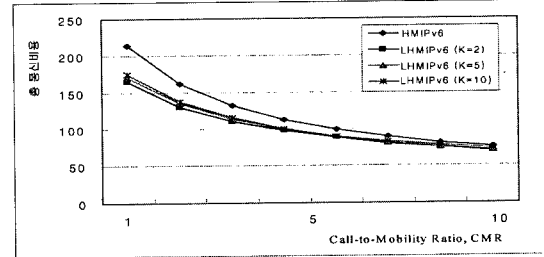


(d) k = 10, # CN = 5

그림 17 패킷 도착률 변화에 의한 통신 비용 비교



(a)



(b)

그림 18 도메인 내의 서버넷 수와 CMR 값에 의한 통신 비용 비교

비용식의 단순화를 위하여 CN, MAP, HA 그리고 MN과 같은 이동 에이전트 간의 거리는 동일하다고 가정한다. 그림 15는 무휴 타이머 값에 의한 안정상태 확률을 보여주고 있다($\lambda_\alpha = \lambda_\beta = 1$ [12], $\alpha = 1.2$ [13], $\kappa_s = 3$ [14]). 만약, 무휴 타이머 값이 크면, 전송되는 데이터 세션에 의하여 무휴 타이머 값이 재설정될 확률이 커진다.

따라서, MN이 무휴 상태에 있을 확률($= P_A + P_B$)은 무휴 타이머 값이 커질 수록 증가한다. 고정된 무휴 타이머 값 T_B 에 대하여, 무휴상태에 있을 확률은 증가하고, 유휴상태에 있을 확률은 감소한다.

그림 16은 패킷 도착률 $\lambda_\alpha = 0.01$ 일때, 상주시간이 통신비용에 미치는 결과를 보여준다. 그림 16과 같이, 도메인 상주 시간이 길어질수록 총 통신 비용은 감소한다. 제안 기법의 경우 기존 기법과 비교하여, 도메인 상주 시간이 감소할 수록 더 좋은 성능을 보여주고 있다. 이러한 결과는 동일한 도메인 상주시간을 갖는 경우 포워딩 포인트 길이 K 가 적을 수록 더 좋은 성능을 보여주고 있음을 알 수 있다. 이러한 결과는 포워딩 포인트의 길이가 증가할수록 패킷전송을 위한 캡슐화 및 비캡슐화의 비용이 증가하기 때문에 발생한다.

그림 17은 도메인 상주시간 $T_s = 10$ 일때, 패킷 도착률 λ_α 이 통신비용에 미치는 영향을 보여준다. 그림 17과 같이 패킷 도착률이 증가할 수록 총 통신 비용은 증가한다. 제안 기법의 경우 기존 기법과 비교하여, 패킷 도착률이 낮을 수록 더 좋은 성능을 보여주고 있다. 동일한 패킷 도착률을 갖는 경우 포워딩 포인트 길이 K 가

적을 수록 더 좋은 성능을 보여주고 있음을 알 수 있다. 이러한 결과는 직관적으로 예측이 가능한데, 포워딩 포인트의 길이가 길어질수록 패킷전송을 위한 캡슐화 및 비캡슐화의 비용이 증가하기 때문이다. 따라서, 동일한 상주시간에 대하여 패킷전송률과 포워딩 포인트의 길이가 적을 수록 좋은 성능을 보여준다.

그림 18은 도메인 내의 서브넷 수와 CMR 값(Call-to-Mobility, 이하 CMR)에 의한 성능을 보여준다. 그림 18의 (a)의 경우, 도메인 내의 서브넷 수 k 는 통신비용에 미치는 영향이 적음을 알 수 있다. 그림 18 (b)는 CMR값에 의한 총 통신 비용의 결과를 보여준다.

CMR이 증가할 수록 통신비용은 감소하지만, 제안 기법은 CMR이 낮을때 기존 기법보다 성능이 우수함을 알 수 있다. 이러한 이유는, 패킷 도착률이 감소할 수록 MN이 유휴상태에 있을 확률이 증가하고, 유휴상태에 있는 MN이 이동할 때 마다 발생하는 불필요한 BU 메시지를 제거함으로써 얻을 수 있는 결과임을 알 수 있다.

6. 결론

일반적으로 MN의 통신패턴은 다수의 유휴시간을 가진다. 따라서, MN의 상태에 대한 고려없이 MN이 이동할때마다 BU 메시지를 전송하는 것은 불필요한 통신비용을 증가시킨다. 따라서, 본 논문에서는 MN이 통신하지 않는 유휴시간동안 HA나 CN으로 전송되는 BU 메시지를 최대한 지연시킴으로써, BU 메시지 전송으로 발생하는 위치등록 비용을 줄일 수 있는 갱신지연전략을 제안하였다. 본 논문에서 구한 비용 계산식을 이용하여 성능 분석을 해본 결과, 제안 기법이 기존 기법보다 우수한 성능을 보여줌을 알 수 있다. 성능 분석 결과를 통하여, 제안 기법은 포워딩 포인트의 길이가 적고 CMR 값이 낮을 수록 더 좋은 성능을 보여준다.

참 고 문 헌

[1] C. E. Perkins, IP Mobility Support for IPv4, IETF RFC 3220, Jan. 2002.
 [2] C. E. Perkins and D. B. Johnson, Route Optimization in Mobile IP, IETF Internet Draft, draft-ietf-mobileip-optim-11.txt (work in progress), Sept. 2001.
 [3] Y.-H. Han, J.-M. Gil, C.-S. Hwang, and Y.-S. Jeong, "Route Optimization by the Use of Two Care-of Addresses in Hierarchical Mobile IPv6, IEICE Transaction on Communication, Vol. E84-B, No.4, pp. 892-902, April 2001.
 [4] C. Castelluccia, "HMIPv6: A Hierarchical Mobile IPv6 Proposal," ACM Mobile Computing and Communications Review, vol.4, no.1, January 2000, pp. 48-59.
 [5] D. B. Johnson, C. E. Perkins, and J. Arkko,

Mobility Support in IPv6, IETF Request for Comments 3775, 2004.
 [6] A. Compbell, J. Gomez, C.-Y. WAN, Z. Turanyi, and A. Valko, "Celluar IP," Internet draft, IEEE 1999.
 [7] G. Cho and L. F. Marshall, "An Efficient Location and Routing Scheme for Mobile Computing Environments," IEEE Journal on Selected Areas in Communciations, vol.13, no.5, pp. 868-879, June 1995.
 [8] H. Soliman, C. Castelluccia, K. El-Malki, and L. Bellier, Hierarchical MIPv6 mobility management (HMIPv6), IETF Internet Draft, draft-ietf-mishop-hmipv6-04.txt (work in progress), December 2004.
 [9] N. Adly, A. El-Nahas, "A profile-based hierarchical location management scheme for future PCS," Proc of 11th International Workshop on Database and Expert Systems Applications, pp. 204-208, 2000.
 [10] R. Jain, Yi-Bing Lin, C. Lo, and S. Mohan, "A forwarding strategy to reduce network impacts of PCS," Fourteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, vol.1, 1995, pp. 481-489.
 [11] Jiang Xie and I.E. Akyildiz, "A distributed dynamic regional location management scheme for Mobile IP," Proc of IEEE Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM 2002), vol. 2 , pp. 1069-1078, 2002.
 [12] Yun Won Chung, Dan Keun Sung, Aghvami, A.H, "Steady state analysis of mobile station state transition for general packet radio service," The 13th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, vol. 5 , 2002, pp. 2029-2033.
 [13] J. Ho, Y. Zhu, and S. Madhavapeddy, "Throughput and buffer analysis for GSM General Paccet Radio Service," In Proc. WCNC'99, 1999, pp. 1427-1431.
 [14] P. Lin and Y.B. Lin, "Channel Allocation for GPRS," IEEE Transaction on Vehicular Technology), vol. 50, no. 2, 2001.



이 명 규

1997년 수원대학교 전자계산학과 졸업
 1999년 숭실대학교 대학원 컴퓨터학과 석사 졸업. 2005년 고려대학교 대학원 컴퓨터학과 박사 졸업. 관심분야는 네트워크 보안, 암호학, 이동통신, Mobile IPv6, Network Mobility.

황 중 선

정보과학회논문지 : 정보통신
 제 32 권 제 2 호 참조