

적응적 MAP 도메인 크기를 적용한 HMIPv6의 성능분석

(Performance Analysis of HMIPv6 applying Adaptive MAP Domain Size)

이진^{*} 최종원^{**}
(Jin Lee) (JongWon Choe)

요약 최근 실시간성이 요구되는 서비스나 이동 단말기의 폭증으로 인하여 노드 이동 시에 발생하는 핸드오프나 시그널링 비용을 줄이기 위해 제안된 프로토콜이 HMIPv6이다. HMIPv6에서 이동 노드가 동일한 MAP도메인 영역내의 서브넷들을 이동할 시에는 대응 노드나 홈 에이전트에 위치 등록을 수행할 필요가 없으며, 단지 MAP에게만 그 위치를 등록하게 된다. 그러나, HMIPv6에서 선택한 거리기반 MAP 선택 방법에서는 이동 노드 패턴에 관계없이 이동 노드에서 거리가 가장 먼 MAP을 선택하여 큰 크기의 MAP 도메인이 형성되도록 하는데 이러한 경우, MAP 선택을 위한 오버헤드와 그 사이의 핸드오프 딜레이가 발생하며 비효율적으로 항상 큰 크기의 MAP 도메인이 형성된다. 따라서, 본 논문에서는 이동 노드의 한 서브넷 내의 상주시간에 따라 이동 노드의 이동 패턴을 고려하여 노드마다 다른 크기의 MAP 도메인이 형성되도록 하는 방법을 제안한다.

키워드 : 계층 이동 IPv6, MAP 도메인 크기, 노드 이동 패턴

Abstract Recently, real time services have been demanding a lot and the number of mobile devices is increasing extremely. Many researchers are focusing on decreasing handoff or signaling cost, produced when mobile devices are moving around. With these efforts, HMIPv6(Hierarchical Mobile Internet Protocol Version 6) was proposed. Mobile nodes do not need to register their locations to Home Agents whenever crossing over subnets within a MAP domain. In HMIPv6, mobile nodes choose the farthest MAP without considering node mobility pattern. However, a large MAP domain is not always efficient for a slow moving node and required additional work to choose a MAP in HMIPv6. Hence, this paper proposes "Performance Analysis of HMIPv6 applying adaptive MAP Domain Size".

Key words : HMIPv6, MAP Domain Size, Node Mobility Pattern

1. 서론

최근 무선 이동서비스에 대한 많은 관심이 쏠리고 있는 가운데 IETF가 제안한 Mobile IPv4(이동 IPv4)는 단말기의 네트워크 이동에 관계없이 고정된 IP주소를 가질 수 있도록 지원하는 기술로 현재 기본적인 표준화 작업이 모두 끝난 상태이다[1]. 그러나 인터넷 호스트, 이동전화나 가정에서의 접속단말기수의 증가로 대두된 인터넷 주소 자원 부족 문제를 해결하기 위해 IPv6가

제안되었고, IPv6에 이동성을 더하여 만들어진 것이 Mobile IPv6(이동 IPv6)이다[2]. 이동 IPv6는 이동 IPv4 보다 충분한 주소 제공 뿐만 아니라 이웃 발견 프로토콜[3]이나 주소 자동 설정기능[4]이 추가되어 이동노드가 이동시에 자신의 위치를 자동으로 구성할 수 있도록 하였다. 또한 IPv4에서는 선택적이었던 경로 최적화 기법을 필수로 함으로써 대응노드(CN)가 홈 에이전트(HA)를 거치지 않고 이동노드에게 직접 패킷을 전송할 수 있도록 하였다[5]. 그러나 여전히 이동노드는 이동시마다 자신의 위치를 HA에게 알려주게 함으로써 전체 시그널링 비용을 증가시키는 문제를 야기한다.

이러한 문제 해결을 위해 HMIPv6(Hierarchical Mobile IPv6)가 등장하게 되었는데 이것은 MAP(Mobility Anchor Point)이라는 중간 관리자를 이용함으로써 홈 에이전트

* 비회원 : LG전자 이동통신기술연구소 연구원
jins978@lge.com

** 종신회원 : 숙명여자대학교 정보과학부 교수
choejn@sookmyung.ac.kr

논문접수 : 2004년 9월 10일

심사완료 : 2005년 6월 3일

와 이동노드, 대응하는 모든 CN 사이의 시그널링 지연을 줄일 수 있다[6]. MAP은 이동노드가 방문한 새로운 지역에서 로컬HA와 같은 역할을 한다. 이동노드가 MAP 도메인 지역 내에서 이동 하는 경우에는 MAP에게만 자신의 위치를 알리면 된다. 그러나 이동노드의 패킷을 고려했을 때 빠르게 움직이는 노드와 천천히 움직이는 노드를 고려하지 않는 MAP 도메인 형성은 결과적으로 빈번한 위치 업데이트와 과도한 패킷전송 비용을 야기할 수 있다[7]. 또한, 존재하는 모든 MAP들로부터 MAP 옵션을 받는다면 노드는 가장 먼 거리의 MAP 선택을 위한 MAP 선택 시간도 커져서 그 동안의 핸드오프 지연과 패킷 손실을 일으킬 수 있다[8].

따라서, 본 논문에서는 이동노드가 새로운 네트워크에 도착하면 자신의 AR(Access Router)을 MAP으로 선택하고 노드의 이동 패턴에 따라 각 노드마다 다른 크기의 MAP 도메인을 형성하는 방법을 제안한다. 즉, 이동성이 느린 노드에게는 작은 크기의 MAP 도메인을 구성하게 해줌으로써 전체 비용을 줄일 수 있다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 먼저 제 2절에서는 이동 IPv6와 핸드오버시 이동 단말에 대하여 심리스(seamless)한 이동성을 제공하기 위하여 제안된 HMIPv6에 관해 기술한다. 다음 제 3절에서는 제안한 이동노드 패턴을 고려한 MAP 도메인 결정 방법에 대해 기술한다. 제 4절에서는 기존의 방법과 제안한 방법의 비용을 비교 분석하고, 제 5절에서는 결론을 맺는다.

2. 관련 연구

이번 절에서는 본 논문에서 제안하는 기법의 기반이 되는 이동 IPv6와 심리스한 이동성을 제공하기 위해 제안된 HMIPv6(Hierarchical Mobile IPv6)에 대해 알아본다.

먼저 2.1절에서는 이동 IPv6의 기본이 되는 이동성[2]을 중심으로 기술하고, 2.2절에서는 지역적인 이동성 처리를 통해 등록 시간과 시그널링을 줄이는 지역 이동성 관리 접근 방식인 HMIPv6의 기본 기술[6]에 대해 기술한다.

2.1 이동 IPv6

이동 노드가 새로운 AR로 이동할 때마다 CoA(Care Of Address)를 새롭게 구성하고, 이 CoA를 HA에 BU(Binding Update) 메시지를 통해 등록한다. CoA는 IPv6 Neighbor Discovery[3]에 의한 Auto configuration 방식[4]을 통해서 얻는다. HA는 이동 노드의 현재 위치 정보를 유지하며 이 정보를 이용하여 터널링을 통해 이동 노드에게 패킷을 전송한다. 따라서 대응노드(CN)는 이동 노드의 홈 어드레스만 알고 있다면 이동 노드가 어디에 위치하는지에 관계없이 이동 노드와 통신할 수 있다. 이동 노드가 새로운 위치로 이동하게 되면 이동노

드는 현재 위치에 대한 CoA를 구성하고 자신의 HA에게 BU 메시지를 보내서 자신의 위치를 알린다. 이때 BU메시지에는 이동 노드의 현재 위치를 나타내는 CoA와 이동 노드의 HoA(Home Address)를 포함한다. BU를 받은 HA는 이동노드에게 BACk메시지를 보내줌으로써 위치정보가 업데이트 되었음을 알린다.

이후 이동노드는 다시 자신과 통신하고 있는 대응노드들에게 자신의 CoA를 알려줌으로써 대응노드들이 HA를 거치지않고도 이동노드와 직접 통신할 수 있도록 하는 최적경로기법이 이동 IPv6에서는 기본으로 채택되었다[5]. 그러나 이러한 위치업데이트 절차 과정에서 이동노드가 지극히 제한된 지역에서 빈번하게 움직일 경우에도 이동노드는 계속 먼 거리의 HA와 모든 대응노드들에게도 BU메시지를 보내야 하므로 시그널링 오버헤드가 발생한다. 또한 이동노드와 대응노드들이 멀리 떨어진 위치에 존재하게 되면 핸드오프 시간이 오래 걸릴 수 있다.

2.2 HMIPv6

이동 IPv6에서 이동노드가 짧은 이동거리를 빈번하게 움직일 경우에 효율적인 핸드오프를 제공하기 위해 HMIPv6에서는 세 개의 CoA를 사용한다. 즉, MAP 서브넷 내에서 구성된 RCoA(Regional CoA)와 이동노드의 AR(Access Router)로부터 받은 프리픽스로 구성된 LCoA(On link CoA), 그리고 홈 네트워크에서 구성된 고유의 HoA(Home Address)를 사용한다. 그리고 HMIPv6에서는 지역 홈 에이전트 역할을 수행하는 MAP(Mobility Anchor Point)을 새롭게 도입한다. HMIPv6는 MAP을 사용하여 이동 IPv6 프로토콜의 변경을 최소화 하면서 성능 향상을 가져올 수 있는 새로운 프로토콜이다. 이동 단말이 MAP이 관리하는 영역에 진입하면 AR에서 주기적으로 방송하는 RA(Router Advertisement) 메시지를 받는다. 이 메시지는 AR이 MAP의 영역 내에 있음을 알리는 MAP 옵션을 포함하고 있다. MAP 옵션 메시지는 이동 노드와 MAP간의 거리정보, 우선순위 정보 등을 포함하고 있으므로 이것을 바탕으로 이동 노드는 그 중 거리가 가장 먼 MAP을 선택한다. MAP에서 이동 노드까지의 거리가 가장 먼 것을 선택하는 이유는 MAP 도메인을 크게 형성하여 이동 노드의 잦은 위치 업데이트를 줄이고자 함이다.

MAP 옵션이 포함된 RA 메시지를 받은 이동 단말은 AR상의 CoA인 LCoA와 MAP 상의 CoA인 RCoA를 생성한다. 이렇게 LCoA와 RCoA를 구성한 후, 이동 단말은 LCoA를 소스 주소로 하고 MAP 주소를 목적지 주소로, RCoA를 홈 어드레스 옵션 주소로 하여 MAP에게 로컬 바인딩 메시지를 보낸다. MAP은 LCoA와 RCoA를 바인딩하며 바인딩이 성공적인지 아닌지(실패

했을 경우 적절한 fault code 정보를 포함하는)를 나타내는 BACk 메시지를 이동노드로 돌려준다. 로컬 바인딩이 성공적으로 이루어지면 이동 단말은 홈 에이전트와 대응노드에 대하여 이동 IPv6에서 규정된 바인딩 업데이트(글로벌 위치업데이트)를 수행한다. 이 BU 메시지는 소스 주소에 RCoA, 목적지 주소에 홈 에이전트와 대응 노드의 주소, 그리고 홈 어드레스 옵션에는 이동 단말의 홈 주소를 넣는다. 만일 이동 단말이 MAP 영역 내에서 다른 AR로 이동하는 경우 홈 에이전트, 대응 노드에 대해서는 동일한 RCoA를 가지므로 글로벌 바인딩 위치 업데이트가 필요하지 않으며, LCoA를 업데이트하는 로컬 바인딩 위치업데이트(로컬 위치업데이트)만이 필요하게 된다.

등록이 완료된 이후, 이동 단말로 전달되는 데이터가 있으면 이 데이터는 RCoA로 전달되며 MAP은 이 데이터를 터널링을 통해 이동 단말의 LCoA로 전달한다. 이동 단말이 대응 노드로 데이터를 전송하는 경우 이동노드와 MAP간의 터널링을 통해서 전송하며, 대응 노드와의 직접적인 전송을 하고자 하는 경우 RCoA를 소스 주소로 하여 상대 노드로 직접 데이터를 전송할 수도 있다.

HMIPv6는 MAP이라는 새로운 개념을 이용하지만, 이동 단말에 대해서는 최소한의 확장만이 필요하고 대응 노드와 홈 에이전트에 대해서는 변경을 필요로 하지 않는다. 또한 이동 IPv4에서 계층적인 구조를 제공하는 이동 IPv4 Regional Registration[9]과는 구조적인 유사성으로 인하여 자연스러운 발전이 가능하다는 장점을 가진다.

3. 노드 이동 패턴을 고려한 MAP 도메인 크기 결정 방법

시그널링 비용을 줄이기 위해 제안된 HMIPv6에서는 지역 HA 역할을 하는 MAP을 두어 이동 노드가 근접 지역을 빈번하게 이동하는 경우에는 MAP에게만 자신의 위치변경을 알림으로써 위치업데이트 비용을 줄였다. 그러나 현재 HMIPv6에서 채택하고 있는 거리기반 MAP 선택 방법에서는 이동노드의 이동 패턴에 관계없이 이동노드와 가장 멀리 떨어져 있는 MAP을 선택하여 보다 큰 크기의 MAP 도메인이 형성되도록 한다. 이때 로컬 네트워크 내에 산재해 있는 많은 MAP중에서 가장 먼 거리에 존재하는 MAP 선택을 위한 오버헤드와 그 기간 내에 핸드오프 지연이 발생하며 비효율적으로 항상 큰 크기를 갖는 MAP 도메인이 형성된다[8]. 따라서, 본 논문에서는 이러한 기존의 제안을 보완하여 MAP 선택시간을 줄이고 이동노드의 빠르기를 고려하여 적용적

MAP 도메인 크기를 적용하는 방법(Speed based HMIPv6, S-HMIPv6)을 을 제안한다.

3.1 MAP 결정 방법

이동노드는 기존의 MAP 도메인을 벗어나면 자신이 속한 서브넷의 AR을 MAP으로 선택하고 이때 MAP 옵션의 프리픽스로 RCoA를 구성한다. 이동노드가 속한 서브넷 내에 있는 AR의 RA메시지에서 프리픽스 정보와 노드의 인터페이스 ID를 조합하여 LCoA를 구성하는데, 이는 이동 IPv6에서 CoA를 구성하는 방법과 같으며 이동노드의 LCoA와 RCoA는 같다. 이것은 [10]에서 제안한 이동 IPv4에서 네트워크내에 존재하는 모든 FA(Foreign Agent)가 GFA(Gateway Foreign Agent)가 될 수 있도록 하는 분산환경의 개념을 이용한 것으로 MAP 선택을 위한 시간 절감과 MAP의 과중부하를 분산시키기 위한 방법이다. 이 방법에서 이동 노드는 자신의 RCoA가 포함된 BU 메시지를 HA와 각 대응노드들에게 보냄으로써 자신의 위치를 알린다. 이때 MAP 도메인은 서브넷 1개로 구성된다는 것을 가정한다.

3.2 이동 노드 평균 상주시간 계산

이동 노드는 그 전의 MAP 도메인 내에서 각 서브넷을 움직일 때 마다 저장하는 이동 히스토리를 이용한다. 즉, 이 전의 MAP 도메인 내에서 서브넷 사이를 움직일 때 마다 BU 메시지를 보내는 시간차를 기록하여 각 서브넷에서 머무른 시간을 저장한다[11]. 이동 노드의 한 서브넷에서의 평균 상주시간을 구하는 계산과정은 표 1과 같다. 여기서 Count는 이동노드가 서브넷을 움직인 횟수로 움직일 때 마다 1씩 증가되고 T_i 는 I 번째 방문한 서브넷에서의 이동노드 상주시간이다. 이동 노드가 새로운 RCoA를 얻을 때 즉, 새로운 네트워크에 도착하면 계산된 이동노드 평균 상주시간 $E(T_K)$ 를 사용하여

표 1 이동 노드의 한 서브넷내 평균 상주시간 계산과정

```

Count = 0
Tprevious = 0
I = 0
While (The MN's RCoA is unchanged) {
  If (MN crosses subnets within the current MAP domain) {
    MN sends BU (including its LCoA) message to MAP
    Count = Count + 1
    I = I + 1
    Store the time, Tnow
    Get Interval time Ti between Tnow and Tprevious
  }
  Tprevious = Tnow
}

```

$$E(T_K) = \frac{1}{COUNT} \sum_{I=1}^{COUNT} T_I$$

MAP 도메인 크기를 결정한다.

3.3 MAP 도메인 크기 결정

이동노드의 빠르기에 따라 MAP 도메인 크기를 다르게 정하여 주는 수행과정은 표 2와 같다. $E(T_{MNSlow})$, $E(T_{MNFast})$ 는 [12]에서 사용한 MNFast 와 MNSlow의 속도를 기반으로 계산된 평균 노드 상주 시간이다. [12]에서 표준거리가 200m인 한 서브넷 내에서 MNSlow의 경우 평균 1.1m/s 로 이동하고 MNFast의 경우 14m/s 로 이동한다고 하였다. 따라서, 이러한 노드 이동 속도를 기반으로 한 서브넷내에서 평균 상주시간이 200초 이상인 노드는 MNSlow로 판단하고 평균 상주시간이 14초인 노드는 MNFast로 구분하였다.

표 2 서브넷 개수 K값 결정과정

```
// E(TMNSlow):200s, E(TMNFast):14s
// Kmax: the minimum number of subnets for the MAP domain.
// Kmin: the maximum number of subnets for the MAP domain.

ΔX = Kmax - Kmin

If E(Tx) >= E(TMNSlow)
    then MN is MNSlow with K set as Kmin
Else if E(Tx) <= E(TMNFast)
    then MN is MNFast with K set as Kmax
Else MN is MNOrdinary with K set as
    Kmin + ( (E(TMNSlow) - E(Tx)) * ΔX ) / (E(TMNSlow) - E(TMNFast))
```

MNSlow로 구분된 노드는 MAP 도메인을 구성하는 서브넷 개수를 본 논문에서 정한 서브넷 최소개수로 K를 결정한다. 반면에, MNFast로 구분된 노드는 MAP 도메인 크기를 본 논문에서 정한 서브넷 최대개수로 K를 결정한다. 그 이외의 경우에 대해서는 MNOrdinary로 구분하여 서브넷 개수의 최소값과 최대값 사이의 비례 증가대로 K값을 정한다. 이동 노드가 표 2의 결과값으로 K값을 결정하면 K개의 서브넷을 가진 MAP 도메인이 구성될 때까지 MAP 도메인 크기를 증가시킨다.

4. 비용 분석

본 절에서는 제 3 절에서 제안한 노드의 이동패턴을 고려한 MAP 도메인 크기 선택 방법의 비용계산과 분석을 다룬다. HMIPv6에서 거리기반 MAP 선택 방법과 본 논문에서 제안한 노드 이동 패턴을 고려한 MAP 선택방법을 구분하기 위해 기존의 HMIPv6을 D-HMIPv6 (Distance based HMIPv6) 라고 표현하고 제안 방법을

표 3 비용계산을 위한 변수

- The number of whole subnets : $N(1 \leq N \leq 100)$
- The number of subnet for one MAP domain : $K(1 \leq K \leq 100)$
- The standard distance of one subnet : 200m
- Distance field Ordering Cost : DOC
- MAP domain Size Decision Cost based on MN Speed : MDC
- The average resident time within the MAP domain having K subnets : T_x
- The probability of global and local location update in D-HMIPv6 : P_G^D, P_L^D
- The probability of global and local location update in S-HMIPv6 : P_G^S, P_L^S
- The cost of global and local location update : C_G, C_L

S-HMIPv6 (Speed based HMIPv6) 로 표현하여 비교하였다.

4.1 비용 계산

이동노드와 대응노드간의 패킷전송시에 드는 비용계산을 위해 표 3과 같은 가정이 필요함에 따라, 한 서브넷의 크기는 일정하고 전체 네트워크는 100개의 서브넷으로 구성된 제한된 네트워크를 가정한다. 또한 전체 네트워크가 $N(1 < N \leq 100)$ 개의 서브넷들로 구성된 제한된 네트워크임을 가정하고, 각 이동 노드가 형성하는 MAP 도메인은 $K(1 < K \leq 100)$ 개의 서브넷들로 구성될 수 있으며 하나의 서브넷에는 하나의 AR이 존재한다고 가정한다. D-HMIPv6의 경우는 MAP 선택 시 소요되는 추가적인 비용, 즉 DOC(Distance field Ordering Cost)가 더해지고 S-HMIPv6의 경우 MDC(MAP domain Size Decision Cost based on MN Speed)가 더해진다. MDC는 이동 노드 패턴을 구별하여 MAP 도메인 크기를 결정하는 작업을 위한 추가적인 비용을 말하고 적어도 글로벌 위치 업데이트를 위한 비용보다는 작은 비용을 갖는다고 가정하였다. 또한 D-HMIPv6에서 DOC값으로는 항상 MAP 옵션 30개의 정렬비용, $30 \log 30$ 을 가정하였고 MDC의 경우에는 $30 \log 30$ 에 대비되는 40부터 80까지 변화된 값을 사용하였다. DOC는 고정값을 갖는데 비하여 MDC의 값은 DOC 보다 항상 큰 80까지 변화 시키면서 총비용을 계산하여 비교하였으므로 D-HMIPv6를 위한 DOC 값으로는 최소한의 임의의 값을 적용하였다.

먼저, D-HMIPv6에서 글로벌, 로컬 위치 업데이트를 할 확률은 아래와 같이 계산한다. 이동 노드가 확률 $\frac{1}{N-1}$ 을 가지고 서로 다른 $N-1$ 개의 서브넷으로 벗어난다고 가정한다면 m 번째 이동 시 Global 업데이트 확

를 다음과 같이 구할 수 있다[10].

$$P_G^m = \frac{N-K}{N-1} * \frac{(K-1)^{m-2}}{(N-1)}, 2 \leq m < \infty$$

m은 1보다 큰 임의의 정수이고 기대값 M은 다음과 같이 표현한다.

$$E[M] = \sum_{m=2}^{\infty} m P_G^m = 1 + \frac{N-1}{N-K}$$

따라서, P_G^o , P_L^o 이 두 확률은 다음과 같이 구할 수 있다.

$$P_G^o = \frac{1}{E[M]}, P_L^o = \frac{E[M]-1}{E[M]}$$

다음은 S-HMIPv6에서 글로벌 위치업데이트를 할 확률 P_G^s , P_L^s 을 구하는 과정이다. S-HMIPv6에서는 모든 AR가 MAP이 될 수 있다고 보는 MAP 분산환경을 생각한다. 여기서 이동 노드는 D-HMIPv6와 달리 K개의 서로 다른 서브넷을 방문한 후에야 글로벌 위치업데이트를 할 것이다. 만약 이동 노드가 m번째 이동 시 글로벌 위치업데이트를 한다면 m은 K보다 큰 숫자이고, 이동 노드가 첫번째 이동에서 m-1번째 이동 할 때까지 방문한 서브넷은 처음 K개와 그 후 형성된 MAP 도메인 내에서 중복으로 방문할 수 있는 경우를 생각하면 K개의 다른 서브넷으로 구성된다. 즉, 분산환경에서 이동 노드가 하나의 MAP 도메인을 벗어나는 이동 횟수의 기대값은 이동 노드가 K개의 다른 서브넷을 방문하는 순간의 기대값과 특정 K개의 서브넷내를 방문하는 시간에 대한 기대값으로 나타낼 수 있다. 특정 K개의 서브넷내를 방문하는 기대값은 D-HMIPv6에서 구한 E(M)의 값($E[M]_{D-HMIPv6}$)과 같고 첫번째 서브넷에서 두번째 새로운 서브넷으로 움직일 때를 $E[M]_{1 \rightarrow 2}$ 라고 나타내면 $E[M]_{1 \rightarrow 2} = 1$ 이다. 비슷하게 두개의 다른 서브넷을 방문한 이동 노드가 세번째 새로운 서브넷으로 이동한다고 할 때의 움직인 이동횟수에 대한 기대값은 $E[M]_{2 \rightarrow 3}$ 으로 나타내고 아래와 같이 계산될 수 있다.

$$E[M]_{2 \rightarrow 3} = \sum_{n=1}^{\infty} n * \left(\frac{1}{N-1}\right)^{n-1} * \frac{N-2}{N-1} = \frac{N-1}{N-2}$$

만약 K-1번째 서브넷에서 K번째 서브넷으로 이동 노드가 움직일 때 움직인 횟수를 구하면

$$E[M]_{k-1 \rightarrow k} = \sum_{n=1}^{\infty} n * \left(\frac{K-2}{N-1}\right)^{n-1} * \frac{N-K+1}{N-1} = \frac{N-1}{N-K+1}$$

따라서, S-HMIPv6에서 E(M)은 다음과 같이 표현되어 질 수 있고[10] 그에 따른 확률값도 구할 수 있다.

$$E[M] = (E[M]_{1 \rightarrow 2} + E[M]_{2 \rightarrow 3} + \dots + E[M]_{k-1 \rightarrow k}) + E[M]_{D-HMIPv6}$$

$$= 1 + (N-1) \sum_{i=1}^k \frac{1}{N-i}$$

$$P_G^s = \frac{1}{E[M]}, P_L^s = \frac{E[M]-1}{E[M]}$$

D-HMIPv6와 S-HMIPv6에서 이동노드와 대응노드 간의 통신에 드는 총비용을 수식으로 표현한 것은 표 4와 같다. 총 비용은 위치 업데이트 비용과 패킷 전송 비용의 합으로 나타내어지며 위치 업데이트 비용은 D-HMIPv6와 S-HMIPv6에서 모두 이동 노드가 글로벌 업데이트할 확률과 비용의 곱과 로컬 업데이트할 확률과 비용의 곱의 합으로 간단하게 표현될 수 있다. D-HMIPv6와 S-HMIPv6에 글로벌, 로컬 업데이트 비용으로 일정한 상수값을 적용시키는 것과 관계없이 한 노드에 적용되는 MAP 도메인 크기와 선택방법이 다르므로 확률값은 달라진다.

표 4 비용계산 수식

$$C_{Total} = C_{LocationUpdate} + C_{PacketDelivery}$$

$$C_{LocationUpdate}^{D-HMIPv6} = P_G^o * (C_G * DOC) * P_L^o * C_L$$

$$C_{LocationUpdate}^{S-HMIPv6} = P_G^s * (C_G * MDC) * P_L^s * C_L$$

$$C_{PacketDelivery}^{D-HMIPv6-S-HMIPv6} = \delta * K * (\alpha N(MN) + \beta \text{Log}(N(AR))) * \lambda (D_{CN \rightarrow MAP} * D_{MAP \rightarrow AR})$$

패킷전송 비용은 MAP내에 존재하는 테이블에서 도착지 이동노드의 주소를 찾고 실제 패킷을 전송하는 비용의 합으로 나타낼 수 있다[10]. MAP내에 존재하는 Mapping 테이블은 MAP 도메인내에 속하는 이동노드가 많을수록 크기가 커지고 또한 MAP 도메인내의 AR 개수가 많아질수록 이동노드의 AR를 찾기 위한 비용은 커지므로 결과적으로 이동 노드의 주소를 찾는 데 드는 비용은 MAP 도메인내의 이동노드의 개수와 AR의 개수에 비례한다[13]. 또한 MAP 도메인이 커질수록 MAP 도메인내에 존재하는 AR개수는 많아지므로 전체 패킷 전송 비용은 커진다. 그리고 패킷 전송은 IP 네트워크에서 거리는 HOP수에 비례하므로 MAP과 대응노드, 이동 노드까지의 거리값에 비례하고 HA를 통하는 패킷 전송은 배제하기로 한다. 표 5는 본 논문에서 비용 계산시 사용한 파라미터 상수값을 나타낸 것이다. λ 는 이동노드와 대응노드간의 패킷 전송률을 나타내고 δ , α , β 는 무게상수를 나타낸다. 비용 비교시 패킷 전송률 λ 는 본 논문에서 고려한 MAP 도메인 크기 결정변

표 5 비용계산시 사용한 파라미터 상수값

Weight			Location update cost		Distance cost		Pkt. delivery rate
δ	α	β	C_G	C_L	$D_{CN \rightarrow MAP}$	$D_{MAP \rightarrow AR}$	λ
0.1	0.3	0.7	75	25	12	8	0.5

수가 아니므로 일정하다고 가정하였다. 비용계산을 위해 C_G 는 C_L 보다 크다고 가정하여 임의의 값을 사용하였고 대용노드에서 MAP까지의 거리인 D_{CN-MAP} 이 MAP과 AR(Access Router)의 거리인 D_{MAP-AR} 보다 크다고 가정하고 임의의 상수값을 사용하였다.

4.2 비용비교

그림 1은 S-HMIPv6에서 MNSlow로 구분된 이동 노드들에게는 서브넷 개수의 최소값을 배정하는데 비교적 작은 값의 K가 2일 때부터 7일 때까지 총비용을 비교하였다. K가 5이상이면 서브넷 개수의 최소값으로 5를 택하였다.

위치업데이트 비용은 K값이 최대 100일 때 글로벌 업데이트가 한번도 일어나지 않기 때문에 가장 작은 비용을 갖는다. 그런데 노드 이동이 빠른 경우, 일정한 패킷 전송률하에 위치업데이트가 빈번하게 일어난다면 패킷 전송시 핸드오프 지연으로 인한 패킷 손실이 있으므로 위치업데이트를 최소화하기 위해 MNFast를 위한 서브넷 개수의 최대값으로 100을 택하였다.

그림 2는 결과적으로 제안한 방법과 기존 방법에서의 비용 비교를 표현한 그래프이다. 이동 노드가 한 서브넷

의 머무르는 평균 상주시간에 따라 MNSlow, MNFast, MNOrdinary로 구분된 각 이동 노드에 대해 기존 방법(D-HMIPv6)과 S-HMIPv6의 방법으로 비용계산을 하였다. 즉, 한 서브넷 내에서의 평균 상주시간이 현저히 다른 세 개의 이동 노드에 대한 총 비용을 계산한 것이다. D-HMIPv6에서는 노드마다 일정하게 MAP 옵션을 30개 받는 값을 계산하였고 그 때 MDC값은 DOC와 비슷한 값인 40부터 글로벌 위치업데이트 비용보다 큰 80까지 변화시키면서 총비용을 계산하였다.

S-HMIPv6에서는 평균 상주시간이 200초 이상인 노드(MNSlow)에게 K값으로 5를 할당하였고 평균 상주시간이 14초 이하인 노드(MNFast)에게는 K값으로 전체 로컬 네트워크 크기인 100을 할당하였다. 평균 상주시간이 150초인 이동노드는 MNOrdinary로 구분되었고 S-HMIPv6에서 K값으로 28이 할당되었다. 그런데 기존의 D-HMIPv6에서는 노드의 이동패턴에 관계없이 비교적 큰 크기의 고정된 K값을 갖는다. 따라서 D-HMIPv6에서 서브넷 개수가 60개일때부터 90개일때까지의 총 비용에 대하여 비교하였다.

그림 3과 그림 4를 통해 MNSlow나 MNOrdinary로 구분된 노드의 개수를 임의의 개수 20, 40, 60, 80, 100

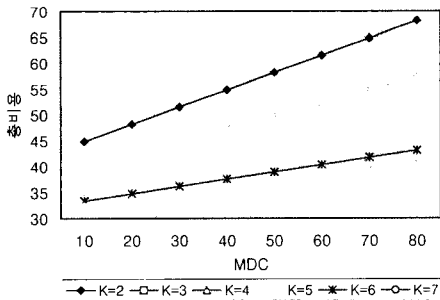


그림 1 S-HMIPv6에서 MDC 값 증가 시, K 값에 따른 비용비교

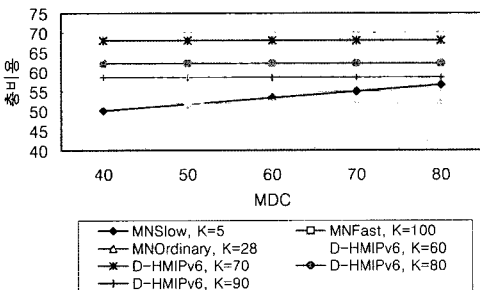


그림 2 MNSlow, MNFast, MNOrdinary(상주시간:150s), 이동 노드의 D-HMIPv6, S-HMIPv6에서의 비용비교

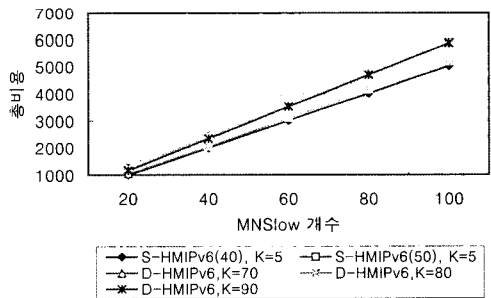


그림 3 MNSlow로 구분된 이동 노드 20, 40, 60, 80, 100 개에 대한 D-HMIPv6, S-HMIPv6의 총 비용비교

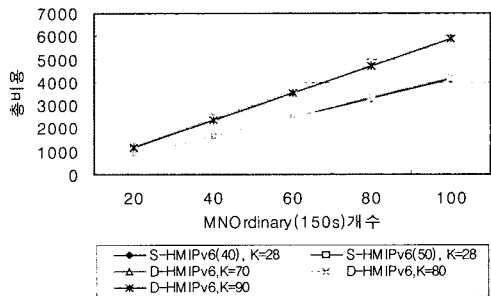


그림 4 MNOrdinary로 구분된 이동 노드 20, 40, 60, 80, 100개에 대한 D-HMIPv6, S-HMIPv6의 총 비용비교

개 까지 증가시키면서 총비용을 계산해 보았다. 기존의 D-HMIPv6에서 채택하고 있는 거리기반 MAP 선택과 그에 따른 MAP 도메인 크기 결정 방법은 특히 느린 이동성을 갖는 노드의 경우 비효율적이기 때문에 MNSlow나 MNOrdinary로 구분된 노드 개수를 증가시키면서 비용비교를 하였다.

여기서 S-HMIPv6에서의 총비용은 이동 노드 개수가 증가할수록 D-HMIPv6과의 비용차이가 현저하게 커지게 된다. 결국 이동 노드 빠르기에 따른 적용적 MAP 도메인 크기 결정 방법이 효율적임을 보여준다.

위와 같이 이동노드의 이동 패턴을 고려하지 않는 MAP 도메인 크기 결정은 결국 비용면에서 경제적이지 못함을 알 수 있다. 즉, 이동노드의 이동 패턴을 구별하기 위한 추가적인 비용이 글로벌 위치 업데이트를 하는 비용보다 크다고 하더라도 S-HMIPv6를 이용한 방법이 기존의 방식보다(D-HMIPv6) 더 작은 비용이 드는 것을 확인 할 수 있다. 따라서 D-HMIPv6는 MAP을 선택하는 시간만 줄일 수 있다면, 이동성이 빠른 노드에게는 효과적인 MAP 도메인 크기를 형성하는 방법이지만 일반적으로 이동성이 느린 노드에게는 패킷 전송 비용을 가중시키는 방법이다.

5. 결론

IP계층의 이동성 제공에 대한 요구가 커짐에 따라, 거의 무한대에 가까운 주소 개수를 지원하는 IPv6 환경에서 사용자가 IPv6 서버넷을 이동하면서도 열어 놓은 통신 세션을 계속하여 유지시킬 수 있는 이동 IPv6에 대한 중요성이 부각되고 있다. 따라서 핸드오프시 시그널링 비용을 줄이는 것에 대한 연구가 활발히 진행되고 있으며, 이동 IPv6에서 계층적 지역성을 고려한 기법인 HMIPv6가 제안되었다. 이것은 이동 노드와 MAP 사이에 거리가 가장 먼 MAP을 선택하고 선택된 MAP을 기준으로 MAP 도메인을 형성함으로써 갖은 위치 업데이트를 줄였다. 그러나 천천히 움직이는 이동 노드의 경우에는 큰 크기의 MAP 도메인 형성이 과도한 패킷전송 비용의 증가를 가져온다. 또한 이 방식은 원거리의 MAP들에게만 부하가 집중되어 패킷전송 시 지연이 발생할 수 있다.

이러한 문제점들을 해결하기 위하여 본 논문에서 제안한 S-HMIPv6에서는 이동 노드 자신의 서버넷의 AR를 MAP으로 선택하면서 MAP선택 시간을 줄이고, 서버넷 내 상주시간에 따라 이동 노드의 빠르기를 판단한다. 느린 노드에게는 최소개수의 서버넷을 할당, 빠른 노드에게는 최대개수의 서버넷을 MAP 도메인으로 지정, 보통의 속도로 이동하는 노드에게는 상주시간에 따

른 비례값의 증가치로 정해진 서버넷 개수로 MAP 도메인 크기를 결정하였다. 즉, 각 이동 노드의 한 서버넷 내 평균 상주시간에 따라 적용적 MAP 도메인 크기를 정하여 줌으로써 기존의 D-HMIPv6보다 총비용이 절감되는 것을 보였다.

현실적으로 위치업데이트 비용과 패킷전송 비용의 합으로 나타내어지는 총비용을 최소화 시키는 것은 간단한 일이 아니다. 왜냐하면 위치업데이트 비용과 패킷전송 비용은 트레이드오프 관계이기 때문이다. 그러므로 총비용 절감에 영향을 미치는 요소를 찾아 적정점을 찾아주는 것이 좋을 것이다.

향후 과제로는 이동 노드 빠르기를 판단하기 위해 사용된 MDC를 최소화하는 방법과 상주시간을 더 정확하게 측정할 수 있는 방법에 대한 연구를 들 수 있다. 특히, 이동 단말의 빠르기를 측정하고 예측하는 일은 이동 단말의 특성상 빈번한 변동을 일으키기 때문에 신뢰성 있는 예측방법이 필요하다. 그리고 IPv6 이동성 기술을 표준화 하면서 발견된 여러 가지 이슈들을 종합적으로 다루는 MOBOPTS(IP Mobility Optimization) 그룹에서는 HMIPv6에서 MAP을 찾는 방법을 연구할 계획이다.

참 고 문 헌

- [1] C.E.Perkins, "IP Mobility Support for IPv4," IETF RFC 3220, Jan 2002.
- [2] D.Johnson, C.Perkins and J. Arkko, "Mobility Support in IPv6," draft-ietf-mobileip-20.txt, Jan 2003.
- [3] T.Narten, E. Nordmark and W. Simpson, "Neighbor Discovery for IP version 6(IPv6)," RFC 2461, December 1998.
- [4] S. Thompson, T. Narten, "IPv6 Stateless Address Autoconfiguration," RFC 2462, December 1998.
- [5] C.E.Perloms and D. B. Johnson, "Route Optimization in Mobile IP," IETF Internet Draft, draft-ietf-mobileip-optim-11.txt, Sept 2001.
- [6] H. Soliman, C. Castelluccia. K.El-Malki, and L.Bellier, "Hierarchical MIPv6 mobility management (HMIPv6)," IETF Draft, draft-ietf-mipshop-hmipv6-00.txt, June 2003.
- [7] J. Scourias, T. Kunz, "A Dynamic Individualized Location Management Algorithm," IEEE International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications. Helsinki, Finland. September 1997.
- [8] Yi Xu, Henry C. J. Lee, and Vrilynn L. L. Thing, "A Local Mobility Agent Selection Algorithm for Mobile Networks" IEEE International Conference on Communications, Anchorage, Alaska, USA, Vol. 2, pp. 1074-1079, May 2003.
- [9] Eva Gustafsson et al., Mobile IPv4 Regional Registration, IETF draft-ietf-mobileip-reg-tunnel-07.txt, Oct. 2002.
- [10] J. Xie, Ian F. Akyildiz, "A Nobel distributed

dynamic location management scheme for minimizing signaling costs in mobile ip," IEEE Transaction on mobile computing, VOL.1, NO. 3, July-September 2002.

- [11] K. Kawano, K. Kinoshita, and K. Murakami, "A multilevel hierarchical distributed IP mobility management scheme for wide area networks," in Proc. of International Conference on Computer Communications and Networks(ICCCN'02), pp. 480-484, Miami, Florida, USA, Oct. 2002.
- [12] M. Bandai and I. Sasase, "A Load balancing Mobility Management for Multilevel Hierarchical Mobile IPv6 Networks," IEEE PIMRC 2003.
- [13] H-Y Tzeng, and T.Przygienda, "On fast address-lookup algorithms," IEEE Journal on Selected Areas in Communications(JSAC), vol. 17, no.6, pp. 1067-1082, June 1999.



이진

2002년 숙명여자대학교 컴퓨터과학과 졸업(학사). 2004년 숙명여자대학교 컴퓨터과학과 졸업(석사). 2004년~현재 LG전자 이동통신기술연구소 표준화그룹 연구원



최종원

1984년 서울대학교 공과대학 컴퓨터공학과(학사). 1986년 서울대학교 컴퓨터공학과(석사). 1992년 미국 노스웨스턴대학교 EECS(박사). 1993년~현재 숙명여자대학교 정보과학부 교수. 관심분야는 인터넷 라우팅 및 멀티캐스트 프로토콜, 분산

알고리즘, 인터넷 응용